Расширения ядра Linux: драйверы и модули

Проект книги

Автор: Олег Цилюрик,

Редакция 7.292

02.09.2022 г.

Оглавление

От автора	10
Предыстория	10
Кому адресована книга	11
Структура книги	12
Соглашения принятые в тексте	15
Код примеров и замеченные опечатки	
Замечания о версиях ядра	17
Используемые источники информации	19
Обновления текущей редакции текста	
Модули с высоты птичьего полёта	
Linux и GNU	
Модуль в иерархии программных систем	
Наш первый модуль ядра	
Внутренний формат модуля	
Диагностика модуля	
Основные ошибки модуля	
Обсуждение	
Архитектура и вокруг	
Ядро: монолитное и микроядро	
Траектория системного вызова	
Отличия программ пространств ядра и пользователя	
интерфеисы модуля	
Параметры загрузки модуля	
Конфигурационные параметры ядра	
Подсчёт ссылок использования	
Обсуждение	
Инструментальное окружение	
Основные команды	
Системные файлы	
Графика, терминал и текстовая консоль	
Коротко о компиляторе GCC	
Создание среды сборки модулей ядра	
Работа над кодом	85
В деталях о сборке	87
Подписывание модулей	95
Инсталляция модуля	97
Нужна ли новая сборка ядра?	
Динамическая сборка модулей (DKMS)	
Обсуждение	
Внешние интерфейсы модуля	
Драйверы: интерфейс устройства	
Интерфейс /proc	
Интерфейс /sys	
Сетевые интерфейсы и протоколы	
Внутренние АРІ ядра	
Механизмы управление памятью	
Служба времени	
Параллелизм и синхронизацияОбработка прерываний	
Периферийные устройства в модулях ядра	
Поддержка шинных устройств в модуле	
Поддержка шинных устроиств в модуле Анализ оборудования	
Устройства на шине PCI	
Устройства ИЗВ	
Устройства в пространстве пользователя	
Расширенные возможности программирования	
Операции с файлами данных	
Запуск новых процессов из ядра	

Сигналы UNIX	418
Вокруг экспорта символов ядра	423
Динамическая загрузка модулей	
Обсуждение	
Отладка в ядре	
Отладочная печать	473
Интерактивные отладчики	
Отладка в виртуальной машине	476
Отдельные отладочные приёмы и трюки	479
Заключение	488
Приложения	489
Приложение А: Краткая справка по утилите make	
Приложение Б: Тесты распределителя памяти	
Приложение В: 4 способа записи в защищённую страницу	
Источники информации	
4 4 1	

Содержание

От автора	10
Предыстория	10
Кому адресована книга	11
Структура книги	12
Соглашения принятые в тексте	
Код примеров и замеченные опечатки	
Замечания о версиях ядра	
Обновляемость ядра	
Используемые источники информации	
Обновления текущей редакции текста	20
Модули с высоты птичьего полёта	
Linux и GNU	21
FAQ	22
Модуль в иерархии программных систем	22
Наш первый модуль ядра	
Сборка модуля	
Загрузка и исполнение	25
Точки входа и завершения	26
Внутренний формат модуля	27
Диагностика модуля	
Уровни диагностики в /proc	
Представление адресов в Linux	
Форматы вывода	
Основные ошибки модуля	
Обсуждение	
Архитектура и вокруг	
Ядро: монолитное и микроядро	
Траектория системного вызова	
Библиотечный и системный вызов из процесса	
Под капотом системного вызова	
Отслеживание системного вызова в процессе	
Отличия программ пространств ядра и пользователя	
Интерфейсы модуля	53
Взаимодействие модуля с уровнем пользователя	
Взаимодействие модуля с ядром	
Коды ошибок	58
Загрузка модулей	58
Параметры загрузки модуля	59
Конфигурационные параметры ядра	63
Параметры в ядре	63
Параметры в модуле	
Подсчёт ссылок использования	68
Обсуждение	69
Инструментальное окружение	
Основные команды	71
Системные файлы	72
Графика, терминал и текстовая консоль	74
Управление текстовыми консолями	
Коротко о компиляторе GCC	
Ассемблер в Linux	
Нотация АТ&Т	
Инлайновый ассемблер GCC	
Создание среды сборки модулей ядра	
Работа над кодом	
В деталях о сборке	
Переменные периода компиляции	

Дополнительные параметры периода компиляции	88
Версионность ядра в коде модуля	89
Как собрать одновременно несколько модулей?	89
Как собрать модуль и использующие программы к нему?	90
Пользовательские библиотеки	91
Как собрать модуль из нескольких объектных файлов?	92
Рекурсивная сборка	
Подписывание модулей	
Инсталляция модуля	
Нужна ли новая сборка ядра?	
Динамическая сборка модулей (DKMS)	
Обсуждение	
Внешние интерфейсы модуля	
Драйверы: интерфейс устройства	
Символьные устройства	
Варианты реализации	
Ручное создание имени	
Использование udev	
Динамические имена	
Разнородные (смешанные) устройства	
Управляющие операции устройства	
Множественное открытие устройства	
Счётчик ссылок использования модуля	
Режимы выполнения операций ввода-вывода	
Неблокирующий ввод-вывод и мультиплексирование	
Блочные устройства	
Особенности драйвера блочного устройства	
Обзор примеров реализации	
Регистрация устройства	
Подготовка к регистрации	
Диски с разметкой MBR и GPT	
Заполнение структуры	
Завершение регистрации	
Таблица операций устройства	
Обмен данными	
Классика: очередь и обслуживание ядром	
Очередь и обработка запроса в драйвере	
Отказ от очереди	
Пример перманентных данных	
Некоторые важные АРІ	
Результаты тестирования	
Файловая система FUSE	
Интерфейс /proc	
Терминальные значения в /proc и /sys	
Использование /proc	
Специфический механизм procfs	
Варианты реализации чтения	
Запись данных	
Общий механизм файловых операций	
Интерфейс /sys	
Создание и использование имён в /sys	
Ошибки обменных операций	
Сетевые интерфейсы и протоколы	
Сетевые инструменты	
Сетевые интерфейсы	
Инструменты наблюдения	
Инструменты интегрального тестирования	
Структуры данных сетевого стека	
Драйверы: сетевой интерфейс	
Создание сетевых интерфейсов	

Новая схема и детальнее о создании	
Операции сетевого интерфейса	
Переименование сетевого интерфейса	220
Путь пакета сквозь стек протоколов	
Приём: традиционный подход	
Приём: высокоскоростной интерфейс	
Передача пакетов	
Статистики интерфейса	
Виртуальный сетевой интерфейс	
Протокол сетевого уровня	
Ещё раз о виртуальном интерфейсе	
Протокол транспортного уровня	
Использование драйверов Windows	
Обсуждение	
Внутренние АРІ ядра	
Механизмы управление памятью	
Карта памяти	
Динамическое выделение памяти	
Распределители памяти	
Слябовый распределитель	
Страничное выделение	
Выделение больших буферов	
Динамические структуры и управление памятью	
Циклический двусвязный список	
Модуль использующий динамические структуры	
Сложно структурированные данные	
Обсуждение по инициализации объектов ядра	
Служба времени	
Информация о времени в ядре	
Источник прерываний системного таймера	
Дополнительные источники информации о времени	
Три класса задач во временной области	
Измерения временных интервалов	
Временные задержки	
Таймеры ядра	
Таймеры высокого разрешения	
Абсолютное время	
Часы реального времени (RTC)	
Время и диспетчеризация в ядре	
Параллелизм и синхронизация	
Потоки ядра	
Создание потока ядра	
Свойства потока	
Новый интерфейс потоков	
Синхронизация завершения	
Синхронизации в коде	
Критические секции кода и защищаемые области данных	
Механизмы синхронизации	
Условные переменные и ожидание завершения	
Атомарные переменные и операции	
Битовые атомарные операции	
Арифметические атомарные операции	
Локальные переменные процессора	
Предыдущая модель	
Новая модель	
Блокировки	
Семафоры и мютексы	
Спин-блокировки	
Блокировки чтения-записи	
Сериальные (последовательные) блокировки	31/

Мютексы реального времени	318
Инверсия и наследование приоритетов	318
Множественное блокирование	319
Уровень блокирования	320
Предписания порядка выполнения	324
Аннотация ветвлений	324
Барьеры	
Обработка прерываний	
Общая модель обработки прерывания	
Наблюдение прерываний в /proc	
Регистрация обработчика прерывания	
Обработчик прерываний, верхняя половина	
Управление линиями прерывания	
Пример обработчика прерываний	
Отложенная обработка, нижняя половина	
Отложенные прерывания (softirq)	
Тасклеты	
Демон ksoftirqd	
' '	
Очереди отложенных действий (workqueue)	
Сравнение и примеры	
Обсуждение	
Периферийные устройства в модулях ядра	
Поддержка шинных устройств в модуле	
Анализ оборудования	
Подсистема udev	
Идентификация модуля	
Ошибки идентификация модуля	
Устройства на шине PCI	
Подключение к линии прерывания	369
Отображение памяти	370
DMA	370
Устройства USB	375
Некоторые технические детали	375
Поддержка в Linux	
Пару слов о USB модемах	
Устройства USB в коде модуля	
Многофункциональные USB устройства	
Устройства в пространстве пользователя	
Аппаратные порты	
Особенности доступа	
Проект libusb	
GPIO.	
Расширенные возможности программирования	
Операции с файлами данных	
Запуск новых процессов из ядра	
Запуск новых процессов из ядра	
Вокруг экспорта символов ядра	
Не экспортируемые символы ядра	
Использование не экспортируемых символов	
Подмена системных вызовов	
Добавление новых системных вызовов	
Скрытый обработчик системного вызова	
Динамическая загрузка модулей	
из процесса пользователя	
из модуля ядра	
Подключаемые плагины	
Обсуждение	
Отладка в ядре	473
Отладочная печать	
Интерактивные отладчики	474

Отладка в виртуальной машине	476
Отдельные отладочные приёмы и трюки	479
Модуль исполняемый как разовая задача	479
Тестирующий модуль	480
Интерфейсы пространства пользователя к модулю	482
Комплементарный отладочный модуль	484
Пишите в файлы протоколов	486
Некоторые мелкие советы в завершение	486
Чаще перезагружайте систему!	486
Используйте естественные POSIX тестеры	487
Тестируйте чтение сериями	487
Заключение	
Приложения	
Приложение А: Краткая справка по утилите make	
Приложение Б: Тесты распределителя памяти	
Приложение В: 4 способа записи в защищённую страницу	
Описание проблемы	
Отключение страничной защиты, ассемблер	
Отключение страничной защиты, АРІ ядра	
Снятие защиты со страницы памяти	
Наложение отображения участка памяти	
Тест выполнения	
Обсуждение	
Позднее дополнение	
Источники информации	511

Памяти моих родителей, благодаря которым я усвоил, что одним из немногих достойных занятий, которыми занимаются люди, есть написание книг.

От автора

Omne tulit punctum qui miscuit utile dulci, lectorem delectando pariterque monenendo
Всеобщего одобрения заслуживает тот, кто соединил приятное с полезным
Гораций, «Ars Poetica»

Предыстория

Первоначальный прототип этой книги в очень архаичном виде появилась как итог подготовки и проведения курса тренингов, которые мне предложила организовать компания Global Logic (http://www.globallogic.com/) для сотрудников украинских отделений (http://globallogic.com.ua) компании (в разных городах Украины в филиалах компании работало на то время свыше 2000 сотрудников). Ровно перед этим я как-раз закончил участие в очень крупном проекте в области IP-телефонии (да и просто цифровой телефонии вообще), затянувшееся на более чем 5 лет, и связанное как-раз с изготовлением драйверов для проприетарного оборудования и его окружения. У меня не было, конечно, и мысли создавать какой-то развёрнутый текст описания к черновикам кода, которые скопились за эти 5 лет. А тут предлагалось обобщить практический опыт такой разработки и на его основе создать вводный курс для программистов компании... Сказано — сделано!

Первоначальный курс, начитанный в тренинговом¹ цикле весны-лета 2011 года в Харькове и составил начальную часть этого текста. Второй «подход» к курсу состоялся в тренинговом курсе лета-осени 2012 года, проводимом для Львовского отделения компании, специализирующемся более на разработках для встраиваемого оборудования — это потребовало существенной детализации материала. К завершению подготовки курса стало ясно, что большую проделанную работу, главным образом по написанию и отладке примеров кода, жаль терять бессмысленно, только как иллюстративный материал к тренингам. Более того, несколько моих коллег прошлых лет, на протяжении этой работы, обращались с просьбой переслать им материал в том «сыром» виде как он находился в процессе (as is), и утверждали позже, что он им заметно помог. Всё это подвигло на намерение довести лекционный материал до читаемого вида издания. Исходный текст был значительно дополнены и переработаны, итогом чего и получилась базовая часть этой книги. Следующая серьёзная ревизии случились после марта-апреля 2014 года, когда организовывался новый цикл обучения сотрудников Global Logic, что потребовало и новой существенной ревизии и обновления.

Последующее обновление всех иллюстративных кодов делалось в 2015-2016 годах в качестве ревизии под изменившиеся версии ядра (примерно 3.16). К этому времени текст широко разошёлся по Интернет и стал известен как «Конспект...». Последняя ревизия (текста и кодов) — радикальная и относится к 2022 году, связана снова с «гонкой» за изменениями в АРІ ядра ... и привела к пониманию того, что нужно демонстрировать не конкретные реализации кода под последние версии ядра, а показывать идеологию на уровне понимания, и то как искать и модифицировать конкретику реализации под постоянно «убегающие» изменения в ядре. О чём будет ещё не один раз сказано подробно далее...

Вся эта предыстория, протяжённостью больше 10 лет, рассказана с той единственной целью, чтобы сразу создать понимание, насколько это возможно, того что есть в этой книге и чего в ней не может быть...

Литература по программированию модулей ядра Linux хоть и малочисленна, но она есть. В конце книги приведено достаточно много обстоятельных источников информации по этому предмету: они достаточно хороши, а отдельные из них — так и просто замечательные... Но актуальность (по моему мнению) дополнительной систематизации информации, попытка которой сделана в качестве этой книги, на момент её написания стимулируется ещё и некоторыми дополнительными обстоятельствами:

- Всплеск интереса к операционным системам, базирующихся на ядре Linux, для самых различных
- 1 Так процесс обучения принято называть в компании, поэтому я придерживаюсь принятой компанией терминологии ... на то, что мы проводили. Хотя я, скорее, называл бы это: практический семинар, когда профессиональные специалисты, каждый из которых обладает изрядным опытом завершённых проектов, обмениваются мнениями и складывают единую точку зрения на состояние вещей.

классов мобильных устройств. Примерами того есть в высшей степени динамично развивающаяся и массово использующаяся система Android. С глубине Android работает то же ядро Linux. И прослеживается такая особенность, что инструментарий развития прикладных приложений (Java слой) предоставляется и афишируется в максимальной мере, в то время, как средства «натягивания» ядра операционной системы на специфические модели оборудования заметно (или сознательно?) вуалируются (лицензия GPL обязывает, но разработчики не особенно с этим торопятся...).

- Тенденция роста числа процессоров в единице оборудования: на сегодня уже не являются экзотикой компьютеры SMP с 4-10 ядрами. Плюс каждое ядро может быть дополнено гипертрейдингом. Но и это только начало: большую активность приобрёл поиск технологий параллельного использования десятков, сотен, а то и тысяч параллельно работающих процессоров в эту сторону обратим внимание на модель программирования CUDA от компании NVIDIA. Все эти архитектуры используются эффективно только в том случае, если параллелизм адекватно поддерживается со стороны ядра.
- Очень серьёзное расширение (в последние 10-15 лет) аппаратных платформ, на практике используемых ІТ рынком. Если ещё 15 лет назад многочисленные процессорные платформы: SPARK, ARM, MIPS, PPC, ... существовали как маргинальные линии развития в стороне от доминирующей линии Intel x86, то на сегодня картина разительно изменилась. И все эти архитектуры поддерживаются единой операционной системой Linux (это вам не дружный альянс Intel & Microsoft). И более того, на многих аппаратных платформах, «покувыркавшись» со своими оригинальными проприетарными системами программного обеспечения, начинают рассматривать Linux как основную программную платформу.

Эти наметившиеся тенденции, если и не подвигают к немедленному написанию собственных компонент ядра (что, пожалуй, и совершенно не обязательно), то, по крайней мере, подталкивают интерес к более точному пониманию процессов, которые происходят в ядре, и использования их возможностей в прикладных проектах.

Кому адресована книга

Хорошая книга не дарит тебе откровение, хорошая книга укрепляет тебя в твоих самостоятельных догадках. Андрей Рубанов, «Хлорофилия»

В занятии «копаться» с ядром операционной системы (и Linux здесь не исключения) может быть, собственно, две основных категории, одинаково похвальных, но разительно отличающихся мотиваций:

- 1. Желание глубоко **разобраться** с механизмами, оперирующими внутри ядра. Часто такой интерес подталкивается намерением писать код для каких-то компонент ядра и, возможно, желанием войти в команду работающую над совершенствованием и развитием кода ядра.
- 2. Намерение (а часто и безальтернативная необходимость в силу служебных обязанностей) **использовать** механизмы ядра в разработке в своих собственных проектах прикладного характера, потребность совершенно утилитарного свойства.

Для потенциальных читателей первой категории эта книга практически бесполезна: я не располагал никакой инсайдерской информацией относительно механизмов ядра и не состоял в команде разработчиков. В материалах книги использовалась только информация из публичных общедоступных источников и собственный экспериментальный опыт разработки в реальных проектах, опыт который растянулся на десятилетие... Я не знаю и ничего не могу сказать о тех многих других механизмах ядра, которые выходили за круг моих непосредственных утилитарных интересов. Для тех, кто относит себя к первой группе лиц, существует определённое число (хотя и весьма ограниченное) изданий (англоязычных, естественно), со знанием дела излагающих предмет. Значительная часть из них перечислена в списке литературы в конце книги.

Эта книга рассчитана на достаточно **опытных** разработчиков системного программного обеспечения. Предполагается, что, возможно, у читателя и отсутствует какой-то опыт в программировании именно для ядра Linux, или даже вообще в программировании для этой системы — но предполагаются знания и какой-то опыт в

системном программировании для других операционных систем, который будет хорошей базой для построения аналогий. В высшей степени плодотворно любое знакомство с одной или несколькими POSIX системами: Open Solaris, QNX, FreeBSD, NetBSD, MINIX3... — с любой из них в равной степени.

Совершенно естественно, что от читателя требуется квалифицированное знание языка С — единственного необходимого и достаточного языка системного программирования в Linux (из числа компилирующих). Это необходимо для самостоятельного анализа и понимания приводимых примеров — примеры приводятся, но код в деталях не обсуждается. Очень продуктивно в дополнение к этому (для работы с многочисленными приводимыми примерами, а ещё больше — их последующей модификации и сравнений) хотя бы минимальные познания в языках скриптового программирования UNIX (и лучше в нескольких), что-то из числа: bash, Perl, awk, Python... В высшей степени безусловным подспорьем будет знание и опыт прикладного программирования в стандартах POSIX: обладающий таким опытом найдёт в нём прямые аналогии API с механизмами в ядре Linux.

Естественно, я предполагаю, что вы «на дружеской ноге» с UNIX/POSIX консольными утилитами, такими, как: ls, rm, grep, tar и другие. В Linux используются, наибольшим образом, GNU (FSF) реализации таких утилит, которые набором опций часто отличаются (чаще в сторону расширения) от непосредственных предписаний стандарта POSIX, и отличаются, порой, от своих собратьев в других операционных системах (Solaris, QNX, ...). Но эти отличия не столь значительны, я думаю, чтобы вызвать какиелибо затруднения.

Некоторые главы книги предполагают совсем начальный уровень знакомства (или не знакомство) читателей с инструментарием, традициями и привычками Linux — в большинстве такие вводные обзоры включены по прямым пожеланиям читателей рукописи. Более умудрённые знатоки могут их безболезненно пропускать, но выбросить их, по пожеланиям «экспертов» и в ущерб нуждающихся в них, я не счёл уместным.

Структура книги

Никто не обнимет необъятного! Козьма Прутков, «Плоды раздумья», 1854, 67-й афоризм

Я предполагаю, что вы вряд ли ставите своей целью писать код непосредственно для ядра Linux. В таком случае вам предстоит совсем другой предпочтительный «путь джедая»: установить контакт непосредственно с достаточно многочисленной на сегодня командой разработчиков ядра, формально возглавляемой Линусом Торвальдсом, работающей по строгим регламентам и распределению ролей, влиться в эту команду и найти в ней своё место. Там есть свои правила организации работы...

Я полагаю, что техника написания модулей ядра вам нужна в **крупных реальных прикладных проектах** как средство некоторой модификации функциональности ядра под потребности своего проекта. Начиная с потребности написания **драйверов** под некоторое специфическое оборудование или протоколы, использующиеся в проекта. Потому что термины «модуль ядра» и «драйвер», это, в некотором смысле, синонимы ... что будет разбираться ниже. Но модули ядра — это не только драйверы. Их функциональность может быть гораздо шире.

Я не только так полагаю, но и использовал это своё понимание в практической разработке в проектах на протяжении ряда лет. А поэтому это и определяет направленность книги. И эта нацеленность на написание модулей ядра дополняется по тексту только минимальный описанием внутренних механизмов и АРІ ядра, которые необходимы для такой работы (это не есть моим предметом). В компенсацию этого минимума текст дополнен довольно пространными функциональными (по принципу действия) описаниями того, как прикладное программное обеспечение взаимодействует с ядром — и что, собственно, не относится к темам ядра, но крайне необходимо в прикладных разработках.

Исходя из целевого предназначения, построена и структура книги. Начинаем мы, без всяких предварительных объяснений, с интуитивно понятного всякому программисту примера написания простейшего модуля ядра. Только после этого мы возвращаемся к детальному рассмотрению того, чем же является сам модуль, и какое место он занимает в общей архитектуре Linux, и как он соотносится с ядром системы и

приложениями пространства пользователя. Далее будет **очень беглый** обзор того инструмента, который мы «имеем в руках» для ежедневного использования при разработке модулей ядра.

Всё, что описывается далее — это разные стороны техники написания модулей ядра: управление памятью, взаимопонимание со службой времени, обработка прерываний, программные интерфейсы символьных и сетевых устройств ... и многое другое. Но укрупнённо эти вопросы отсортированы примерно по следующему порядку, несколько отличающемуся от часто принятого:

- Беглый обзор базовых понятий и возможностей, как уже было сказано...
- Вопросы архитектуры операционной системы;
- Краткий обзор доступных инструментов программирования;
- Обзор API и механизмов, представляющих интерфейсы модуля **во внешний мир**, в пространство пользователя;
- Обзор API и механизмов, но реализующих «внутреннюю механику ядра» это инструментарий программиста для **внутренней реализации** алгоритмики модуля;
- Отдельные тонкие вопросы и возможности (и даже трюки), не так часто требующиеся при отработке непосредственно драйверов, но представляющие большой интерес в технике модулей ядра вообще.

Текст этой книги ориентировался, в первую очередь, не столько для чтения или подробных разъяснений, сколько в качестве отправного справочника при последующей работе по программированию в этой области. Это накладывает отпечаток на текст (и обязательства на автора):

- Перечисления **альтернатив**, например, символьных констант для выражения значений некоторого параметра, в случае их многочисленности приводится **не полностью** разъясняются только наиболее употребимые, акцент делается на понимании (всё остальное может быть найдено в заголовочных файлах ядра вместо путанного перечисления 30-ти альтернатив лучше указать две, использующиеся в 95% случаев).
- Обязательно указываются те места для поиска (имена заголовочных файлов, файлы описаний) где можно (попытаться) разыскать ту же информацию, но актуальную в требуемой вами версии ядра; это связано с постоянными изменениями, происходящими от версии к версии.
- Подготовлено максимальное (в меру моих сил возможное) число **примеров**, иллюстрирующих изложение. Это не примеры гипотетические, описывающие фрагментарно как должно быть все примеры законченные, исполнимые и проверенные. Примеры оформлены как мини-проекты, которые собираются достаточно тривиально (многие проекты содержат файл *.hist это протокол с терминала тех действий, которые выполнялись по созданию, сборке и тестированию данного проекта, это многое разъясняет: зачем сделан этот пример и что он должен показать).
- С другой стороны, эти примеры максимально упрощены, исключено всё лишнее, что могло бы усложнять их прозрачность. Хотелось бы предполагать, что такие примеры могут быть не только иллюстрацией, но **стартовыми шаблонами**, от которых можно оттолкнуться при написании своего кода подобного же целевого предназначения: берём такой шаблон, и начинаем редактированием наращивать его спецификой развиваемого проекта...
- Именно с этой целью (возможность последующего справочного использования) в тексте показаны и протоколы того как выполняются команды: возможно, с излишней детализацией опций командной строки и показанного результата выполнения для того, чтобы такие команды можно было воспроизводить и повторять, не запоминая их детали.

Некоторые стороны программирования модулей я сознательно опускаю или минимизирую. Это те вопросы, которые достаточно редко могут возникнуть у разработчиков программных проектов общего назначения. Максимально сокращены и те разделы, по которым трудно (или мне это не удалось) показать действующие характерные программные **примеры** минимально разумного объёма. Рассказа на качественном уровне, «на пальцах» — я старался всячески избегать: те аспекты, которые я не могу показать в коде, я просто безмолвно опускаю (возможно, в более поздних редакциях они найдут своё место).

Во многих местах по тексту разбросаны абзацы, предваряемые выделенным словом: «**Примечание:**». Иногда это одна фраза, иногда пол-страницы и более... Это необязательные уточняющие детали, обсуждение (или точнее указание) **непонятных мне** на сегодня деталей, где-то это «лирическое отступление» в сторону от

основной линии изложения, но навеянное попутно... Отдельные моменты в обсуждениях будут приводиться в форма «вопрос-ответ» (FAQ) — это те вопросы, которые **реально** неоднократно задавали участники семинаров и читатели рукописи. Если кого-то такие отступления станут утомлять — их можно безболезненно опускать без всякого ущерба для дальнейшего чтении.

В завершение всего текста, оформленные несколькими отдельными **приложениями**, приводятся описания:

- краткая справка по утилите make, с которой приходится работать постоянно вещи тоже большинству хорошо известные, но в качестве памятки не помешает, там есть специфические детали, полезные именно при работе с модулями ядра;
- пример интерфейса (проект DAHDI, раньше известный как zaptel) к физическим линиям связи VoIP телефонных коммутаторов (PBX, SoftSwitch) как **образец** наиболее обширного и развитого (из известных автору) приложений техники модулей ядра в Linux в сторонних открытых проектах последних лет развития;
- исходный код **тестов** (примеры кода) динамического выделения памяти в ядре, обсуждение и результаты этих тестов вынесены отдельным приложением из основного текста из-за их объёмности и детальности.

В любом случае, текст этой книги произошёл от первоначального конспекта тренингового курса, проведенного с совершенно прагматическими намерениями для контингента профессиональных разработчиков программного обеспечения, в котором я только систематизировал и обобщал свой опыт предыдущих лет . Таким конспектом (для себя в первую очередь) он и остаётся: никаких излишних подробных разъяснений, обсуждений... Хотелось бы надеяться, что он, совместно с прилагаемыми примерами кода, может быть отправной точкой, шаблоном, оттолкнувшись от которого можно продолжать развитие реального проекта, затрагивающего область ядра Linux.

При написании книги я не располагал никакой инсайдерской информацией и не контактировал напрямую с командой разработчиков ядра Linux, поэтому вся излагаемая информация получена из открытых публикуемых источников или из целенаправленных экспериментов. Совершенно не исключено, что некоторые выводы из таких экспериментов интерпретированы неверно или неполно... Но основной принцип, предлагаемый книгой для её читателей: ищите и вы найдёте всю недостающую вам информацию по ядру Linux. Моя же цель — только подсказать где и как её искать.

В конечном счёте, эта книга — это отображение моих собственных мытарств в поисках ответов на вопросы, которые возникали по ходу работы в крупном проекте на протяжении нескольких лет ... проб и ошибок. И описываются те нюансы, которые возникали по ходу работ, и то как они разрешались. Возможно у вас возникнут совсем другие вопросы, которые меня не занимали. Но я стараюсь максимально указывать на источники и алгоритмы поисков на возникающие вопросы.

Текст книги насыщен, и даже **перенасыщен** сверх необходимого минимума, примерами консольных команд (CLI) и листингами выполнения команд. Это сделано сознательно и связано с тем, чтобы максимально показать **как** мы добываем нужную информацию из системы, и **где** мы её добываем. Как будет неоднократно сказано, совместимость API и механизмов ядра, от версии к версии, низкая («никакая»). Поэтому невозможно показать и научить **как** реализовать тот или иной модуль ядра (его код устареет уже ко времени издания книги). Можно только показать **где** мы находим информацию подсказывающую как реализовать возможность.

Ещё один мотив такой перенасыщенности командами — эти многочисленные команды являются инструментарием экспериментирования, со множеством разнообразных и замысловатых опций и параметров. И этот текст может являться для вас (и для меня самого) **справочником** для последующих экспериментов.

То же самое относится и архитектурным отличиям систем Linux: в примерах команд будут чередуясь показываться примеры из и 32 и 64 бит систем, из Intel X86 и ARM... Это делается сознательно: нужно видеть различия как они выглядят, и то общее, что скрывается за этими отличиями.

Соглашения принятые в тексте

Для ясности чтения текста, он размечен шрифтами по функциональному назначению, в принципе, такая или подобная разметка уже употребляется практически повсеместно в публикациях. Для выделения фрагментов текста по назначению используется разметка:

- Некоторые ключевые понятия и термины в тексте, на которые нужно обратить особое внимание, будут выделены жирным шрифтом.
- Таким же моноширинным шрифтом (прямо в тексте) будут выделяться написание: имён команд, программ, файлов ... всех тех терминов, которые должны оставаться неизменяемыми, например: /proc, mkdir, ./myprog, ...
- Ввод пользователя в консольных командах (сами выполняемые команды, или ответы в диалоге), кроме того, выделены жирным моноширинным шрифтом, чтобы отличать их от ответного вывода системы в диалогах.
- Имена файлов программных листингов (как они придаются в архиве примеров) записаны 1-й строкой, предшествующей листингу, и выделены жирным подчёркнутым курсивом.

Примечание: В некоторых примерах команды работы с модулем будут записываться так:

insmod module.ko

В других вот так (что будет означать то же самое: # - будет означать команду с правами root, \$ - команду в правами ординарного пользователя):

\$ sudo insmod module.ko

В некоторых — это будет так (что, опять же, то же самое):

\$ sudo /sbin/insmod module.ko

Последний случай обусловлен тем, что примеры проверялись на нескольких различных инсталляциях и дистрибутивах Linux (для большей адекватности, и в силу продолжительности написания ... что было под рукой, на том и проверялось), в некоторых инсталляциях каталог /sbin не входит в переменную \$PATH для ординарного пользователя, а править скопированный с терминала протокол выполнения команд произвольно (как «должно быть», а не «как есть») я не хотел во избежание непроизвольных внесения несоответствий.

Код примеров и замеченные опечатки

Книги только одно из вместилищ, где мы храним то, что боимся забыть. Рэй Брэдбери

Те, кто читали предварительные редакции текста, временами спрашивали: «Зачем так много детальных команд, протоколов выполнения команд ... и даже альтернативных вариантов команд, которые выполняют если и не эквивалентные, то весьма близкие действия?». Ответ простой: потому что этот текст делался (годами) как справочное пособие, напоминание по выполнению самых разнообразных действий «вблизи ядра». Для меня это — памятка на каждый день ... а для вас — самоучитель игры с ядром.

Самое ценное что есть в этой книге — это архив примеров кодов. Это результат не одного года экспериментов автора и его накапливающийся справочник, памятка заготовок (шаблонов) для дальнейших конкретных реализаций. Всё остальное, сама книга, это, собственно, пространный комментарий к архиву кодов.

Все листинги, приводимые в качестве примеров, были опробованы и испытаны. Более того, они

перепроверяются из года в год, с изменениями в версиях ядра, и, при необходимости, по возможности корректируются (об этом нужно и будет сказано далее). Архив организован в виде тематического дерева, на верхнем уровне соответствующего структуре разделов книги. В тексте, где обсуждаются коды примеров, везде, по возможности, будет указано в скобках имя архива в этом источнике, например: (архив tools/export.tgz, или это может быть указано как каталог tools). В зависимости от того, в каком виде (свёрнутом или развёрнутом) вам достались файлы примеров, то, что названо по тексту «архив», может быть представлен на самом деле деревом каталогов, содержащих файлы этого примера, поэтому, относительно «целеуказания» примеров, термины архив и каталог будут употребляться как синонимы. Один и тот же архив может упоминаться несколько раз в самых разных главах описания — это не ошибка: в одной теме он может иллюстрировать структуру, в другой — конкретные механизмы ввода/вывода, в третьей — связывание внешних имён объектных файлов и так далее. Листинги, поэтому, специально не нумерованы (нумерация могла бы «сползти» при многолетних правках), но указаны каталоги по имени, где их можно найти. В архивах примеров могут содержаться (в большинстве) файлы вида *.hist (расширение от history) — это текстовые файлы протоколов выполнения примеров: порядок запуска приложений, и какие результаты следует ожидать, и на что обратить внимание..., в тех случаях, когда сборка (make) примеров требует каких-то специальных приёмов, протокол сборки также может быть тоже показан в этом файле. Эти файлы накапливаются как совершенно черновой, сырой материал, не подлежат никакой последующей правке, разобраться в них трудно, но они могут дать краткие подсказки как поступать с этим примером.

Очень серьёзную проблему при создании и работе с архивом, как стало понятно со временем (а работа с примерами кода продолжается больше 10 лет) составляет **вариабельность ядра** от версии к версии: то, что вчера замечательно выполнялось в точности как и замышлялось — сегодня перестаёт просто даже компилироваться. Но и тупо вносить изменения в код простым редактированием не есть выход: код работоспособен в последних версиях ядра, но перестаёт компилироваться в предыдущих. А в обиходе, для разных областей применения, находится широчайший спектр версия ядра одновременно: от 2.6.32 и до 5.18... В этом есть проблема! И, в итоге **опробования** разных вариантов в работе, принято решение:

- в каждом каталоге архива **может** (в тех каталогах где это нужно) находится подкаталог **?old_vers** (знак ? включён в имя для того, чтобы это имя всегда находилось «выше» других, бросалось в глаза, и не «путалось под ногами» при работе с значащими подкаталогами);
- ... в этом подкаталоге один или несколько подкаталогов с **числовым** именем, соответствующим версии ядра: это **тот же** проект, но в том неизменном виде (без всяких правок), в котором он успешно использовался в указанной версии ядра (и, как правило, других версиях меньше указанной);
- в самом подкаталоге old_vers находится Makefile, но который в процессе рекурсивной сборки всего дерева (о чём будет рассказано отдельно) не собирает вложенные подкаталоги версий (это привело бы к ошибкам сборки), а только может очищать их;
- для сборки в такие подкаталоги версий нужно зайти внутрь такого подкаталога, и уже там выполнить make.

Например, в каталоге network:

```
$ ls -l ?old_vers/
итого 12
drwxrwxr-x 7 olej olej 4096 июн 18 01:45 3.14
drwxrwxr-x 7 olej olej 4096 июн 18 01:46 3.17
-rw-r--r-- 1 olej olej 342 апр 25 2014 Makefile
```

Здесь каталоги 3.14 и 3.17 будут содержать такие же подкаталоги как и текущий (последний) network: net, netproto, virt, ... — но относящиеся к означенной версии **ядра**. Такую структуру можно было бы, наверное успешно, создать с помощью GIT ..., но «ветви» (branch) в данном случае относятся не к версиям самого проекта, а к версиям сущности, внешней по отношению к самому проекту — ядру.

Основа некоторых из обсуждаемых примеров заимствована из публикаций (перечисленных в конце под рубрикой «Источники информации») — в таких случаях я старался везде указать источник заимствования и сохранить авторские комментарии. Другие из примеров возникли в обсуждениях с коллегами по работе, часть примеров реализована ими, или совместно с ними в качестве идеи теста... Во всех случаях я старался сохранить

отображение первоначального авторства в кодах (в комментариях, в авторских макросах).

И ещё одно немаловажное замечание относительно программных кодов. Я отлаживал и проверял эти примеры на не менее двух десятков различных инсталляций Linux (реальных и виртуальных, 32 и 64 разрядные архитектуры, X86 и ARM, установленных из различных дистрибутивов, и разных семейств дистрибутивов: Fedora, CentOS, Debian, Ubuntu, Mint ...). И в некоторых случаях давно работающий пример перестаёт компилироваться с совершенно дикими сообщениями вида:

```
/home/olej/Kexamples.BOOK/IRQ/mod_workqueue.c:27:3: ошибка: неявная декларация функции 'kfree' /home/olej/Kexamples.BOOK/IRQ/mod_workqueue.c:37:7: ошибка: неявная декларация функции 'kmalloc'
```

Пусть вас это не смущает! В разных инсталляциях может нарушаться порядок взаимных ссылок заголовочных файлов, и какой-то из заголовочных файлов выпадает из определений. В таких случаях вам остаётся только разыскать недостающий файл (а по тексту для всех групп API я указываю файлы их определений), и включить его **явным** указанием. Вот, например, показанные выше сообщения об ошибках устраняются включением строки:

```
#include <linux/slab.h>
```

Но такое же включение для других инсталляций (дистрибутивов и версий) будет избыточным (но не навредит).

Архив кодов, как самая важная часть работы, выложен на **нескольких** общедоступных ресурсах. В частности, отправной точкой в поиске ссылок на архив остаётся форум: https://linux-ru.ru/viewtopic.php?f=18&t=7075 .

Конечно, при самой тщательной выверке и вычитке, не исключены недосмотры и опечатки в таком объёмном тексте, могут проскочить мало внятные стилистические обороты и подобное. О замеченных таких дефектах я прошу сообщать по электронной почте <u>o.tsiliuric@yandex.ru</u>, и я был бы признателен за любые указанные недостатки книги, замеченные ошибки, или высказанные пожелания по её доработке.

Замечания о версиях ядра

Этот текст, в нынешнем его виде, накапливался, подготавливался и писался, изменялся и дополнялся на протяжении 11 лет. И кроме того, ещё использовались заделы, следы предыдущих реальных проектов, в которых участвовал автор, ещё как минимум 5 лет), выполнявшиеся в дистрибутиве CentOS 5.2:

```
$ uname -r 2.6.18-92.el5
```

Всё это время к тексту отбирались, писались, добавлялись, отрабатывались и выверялись, совершенствовались примеры реализации кода. За всё это время «в обиходе» сменились версии ядра от 2.6.32 до 5.15 (на момент последней редактуры). Примеры и команды, показываемые в тексте, отрабатывались и проверялись за это время на всём этом диапазоне версий, и, в дополнение, на нескольких различных дистрибутивах Linux: Fedora, CentOS, Debian, Ubuntu, Armbian, Raspberry Pi OS ...

Кроме того, дополнительное радикальное разнообразие вносит и то, что примеры отрабатывались: а). на 32-бит и 64-бит инсталляциях, б). в архитектуре x86/X86_64 и в архитектуре ARM и в). на реальных и нескольких виртуальных машинах под управлением Oracle VirtualBox. Как легко видеть, для проверок и сравнений были использованы варианты по возможности широкого спектра различий. Хотя выверить все примеры и на всех вариантах установки — это за гранью человеческих возможностей.

Как оказалось, это **самая сложная** из всех решавшихся задача: поддерживать адекватное (работоспособное) состояние кодов всех примеров относительно вариабельности kernel API. (О версионности ядра мы ещё будем подробно говорить позже и не раз.) Первые 3-4 года от начала работы над материалом я пытался участвовать в «гонках за версиями ядра» — к каждой очередной редактуре текста **приводить** все примеры к более-менее последней версии ядра на это время.

Проделывая ревизию текста и кода на соответствие, особенно к версиям ядра 5.X, я задавался вопросом: а нужно ли **сохранять** реализации, сделанные под предыдущие версиях: 2.6.X, 3.X, 4.X? Поскольку вариант

кода, адаптированный к версии 5.X **не будет** собираться под множество предыдущих версий, а там где собирается — **не будет** работоспособным! Разработчики ядра нисколько не «заморачиваются» совместимостью kernel API снизу вверх.

И наблюдая это разнообразие я приходил к решению, и, более того, это же вытекало из обсуждений с коллегами и переписки с читателями предварительной рукописи: нужно сохранять предыдущие реализации одновременно с обновлёнными. Потому что это важно для встраиваемых (embedded) и промышленных реализаций, где всё ещё широко применяются прошивки прежних версий версий (например OpenWRT). И это важно и для многих промышленных проектов, где в качестве базовых не гонятся часто за последними версиями ядра, предпочитая проверенную надёжность новизне. И это важно для тех, кто работает с отдельными дистрибутивными проектами, не попадающими в «мэйнстрим», но от того не менее интересными: AntiX, GalliumOS, NuTyX, PuppyLinux и др. Ну а ещё это становится особенно актуальным, в свете последних событий, для дистрибутивов русскоязычной сборки: Astra Linux, ALT Linux, ROSA, и др. — которые «не поспевают» за самыми свежими версиями ядра (да это и не нужно) ... и продолжаться эта тенденция будет, видимо, долгие годы...

Наконец, текст рукописи и объём кодов рос, и на какой-то момент времени приводить **весь** этот объём к состоянию адекватному свежей версии ядра становился, по трудоёмкости, выше любых человеческих сил. Поэтому было принято решение, и вы его увидите и в тексте и в кодах, что:

- По самым актуальным подсистемам (наиболее часто используемым) коды обновление производится до самых последних версий ядра (примеры тому: драйвера символьных устройств, система procfs, сетевая подсистема...);
- По реже используемым подсистемам (драйвера блочных устройств, неблокирующий ввод-вывод и мультиплексирование) примеры описываются относительно той версии, до которой они ещё обновлялись идеологически этого достаточно, не меняется, а доведение до свежих версий оставлено на самостоятельную проработку;
- Независимо от того или иного решения **во всех случаях** в архивах сохраняются все реализации, успешно использовавшиеся в предыдущих версиях ядра.

Обновляемость ядра

К версии (ядра) нужно подходить с очень большой осторожностью: ядро — это не пользовательский уровень, и разработчики ядра совершенно не обременяют себя ограничениями совместимости снизу вверх (в отличие от пользовательских API, POSIX стандартов). Источники информации и обсуждения, в множестве разбросанные по Интернет, чаще всего относятся к устаревшим версиям ядра (а временами и древним), и абсолютно не соответствуют текущему положению дел. Очень показательно это проявилось, например, в отношении макросов подсчёта ссылок использования модулей, которые только до версий 2.4.Х использовались: МОD_INC_USE_COUNT и MOD_DEC_USE_COUNT, но их нет начиная с 2.6.Х и далее, а они продолжают фигурировать во множестве описаний в Интернет.

Время от времени (в разные годы) Linux Foundation публикует очёты о ходе развития ядра Linux. Вот <u>публикуемый</u> для примера короткий фрагмент хронологии (за 2015 г.) выходов нескольких последовательных версий ядра (в последней колонке указано число дней от предыдущей версии до текущей):

Kernel Release	Version Date	Days of development
3.11	2013-09-02	64
3.12	2013-11-03	62
3.13	2014-01-19	77
3.14	2014-03-30	70
3.15	2014-06-08	70
3.16	2014-08-03	56
3.17	2014-10-05	63
3.18	2014-12-07	63

И оттуда же:

Объём работы в последнее время вырос: каждая новая версия ядра включает в себя более 10 000 патчей от 1400+ разработчиков.

Количество файлов и строк кода постоянно растёт. В момент первоначального релиза в 1991 году ядро содержало около 10 000 строк, а сейчас — 18 997 848. За полтора года база разбухла примерно на 2 млн строк.

Среднее время до выхода очередного ядра на протяжении нескольких последних лет (2005-2012) составляло 80 день, или около 12 недель (взято там же). Нет оснований полагать, что этот темп снизится в дальнейшем. А разработчики ядра, как отмечалось ранее, не особенно обременяют себя требованиями совместимости снизу-вверх. Поэтому единственным действенным способом преуспеть в написании собственных модулей ядра есть не накопленные знания и объяснения (в том числе и настоящая книга!) а знание как и где найти актуальную информацию по интересующей вас версии ядра.

Уникальными ресурсами, позволяющими изучить и сравнить исходный код ядра для различных версий ядра и аппаратных платформ, являются ресурсы проекта **the Linux Cross Reference** (известного как <u>LXR</u>). Таких ресурсов несколько (дублирующих, но отличающихся внешним видом и оформлением). Я приведу ссылки на некоторые (ссылки со временем могут изменяться или исчезать, они отличаются использованием, поэтому полезно использовать все):

https://elixir.bootlin.com/linux/latest/source

http://lxr.linux.no/+trees

https://lxr.missinglinkelectronics.com/linux

Уникальность ресурсов проекта LXR при разработке кодов модулей ядра состоит ещё и в том, что при отсутствии какого-то необходимого вызова API вы можете «пройтись» по версиям ядра вниз, и выяснить до какой версии он существовал, а с какой отсутствует — поменялся на подобный, или вообще исключён.

Это **основной** источник (из известных автору), позволяющий сравнивать изменения в API и реализациях от версии к версии (начиная с самых ранних версий ядра). Часто изучение элементов кода ядра по этим ресурсам гораздо продуктивнее, чем делать то же, но по исходному коду непосредственно вашей инсталлированной системы.

Используемые источники информации

Самая неоценимая помощь при подготовке первоначальной редакции, от компании Global Logic, которую только можно было оказать, состояла в том, что на протяжении всей работы компания заказывала и покупала на Amazon (http://www.amazon.com/) подлинники всех книг, изданных за последние лет 10 в мире, которые я мог

найти и указать полезными для этой работы. Как оказалось, таких изданий в мире не так и много, не более полутора десятка (это если считать даже со смежными с программированием модулей вопросами). Большинство из этих источников (которые показались мне самыми полезными) перечислены в конце текста, в разделе «Источники информации».

Последующие 11 лет обновления текста (когда активного, когда вялого) текст дополнялся библиографией всего, что оказалось полезным в процессе. Самой ценной информацией в такой плохо структурированной области как ядро Linux является именно перечень актуальных и полезных источников. В конце книги приведен обширный перечень источников.

Это не библиография в общепринятом смысле... И не только потому, что по тексту не расставлены указатели где и в каком источнике искать тему. В некоторых случаях это только указание выходных данных книг. Там где существуют изданные русскоязычные их переводы — я старался указать и переводы тоже. По некоторым источникам, авторы которых решили сделать их публично доступными, показаны ссылки для скачивания на них в сети. Для статей, которые взяты из сети, я указываю URL и, по возможности, авторов публикации, но далеко не по всем материалам, разбросанным и кочующим по Интернет, удаётся установить авторство.

Обновления текущей редакции текста

Текст книги на протяжении ряда лет находился в постоянном развитии, расширении и обновлении. Кроме того, улучшалось его качество за счёт исправления неточностей и ошибок, на которые указывают читатели рукописи (под лицензией Creative Commons Attribution ShareAlike) в переписке с автором. Текущая редакция достаточно радикально отличается от предыдущих, циркулирующих по Интернет:

- 1). Прежде затрагивалась только Intel X86 архитектура. Сейчас многие примеры проверяются и адаптируются к (малым) ARM архитектурам для тестирования я использую одноплатные микрокомпьютеры, доступные самым широким кругам интересующейся публики: Raspberry Pi и китайское семейство Orange Pi. Использование подобных моделей открывает широкие и доступные возможности для вашего экспериментирования.
- 2). Предыдущие редакции «затачивались» преимущественно под 32-бит архитектуры Intel (начальная редакция так и исключительно). На сегодня 32-бит архитектура х86 не актуальна и выходит из обращения. Всё изложение теперь переориентируется, где не указано явно обратное, на архитектуру 64-бит X86_64.
- 3). Ранние редакции были существенно ориентированы на RPM дистрибутивы Linux (Fedora, CentOS), DEB дистрибутивы затрагивались только отчасти. Теперь картина перевёрнута в точности до наоборот: RPM дистрибутивы упоминаются только вскользь и при необходимости.

Но главное обновление — это обновление кодов архива! Оно происходит постоянно в ходе подготовки и редактуры книги, и **будет** происходить уже после завершения работы над текущей редакцией текста. Следите за обновлениями архива кодов на тех ресурсах где он размещён!

Модули с высоты птичьего полёта...

Вы тоскуете о прекрасных днях Minix-1.1, когда мужчины были мужчинами и писали свои собственные драйверы устройств?
Линус Торвальдс

Linux u GNU

Поводом к войне послужили следующие обстоятельства. Всеми разделяется убеждение, что варёные яйца при употреблении их в пищу испокон веков разбивались с тупого конца; но дед нынешнего императора, будучи ребёнком, порезал себе палец за завтраком, разбивая яйцо означенным древним способом. Тогда император, отец ребёнка, обнародовал указ, предписывающий всем его подданным под страхом строгого наказания разбивать яйца с острого конца.

Джонатан Свифт «Путешествия Гуливера»

В самых разных местах Интернет вы встретите утверждение, что «истинно» операционную систему следует называть Linux GNU или GNU Linux ... а также множественные споры на этот счёт. Это сильно напоминает войну между тупоконечниками и остроконечниками у Свифта, но нас это не должно занимать, мы оставим это занятие знатокам Linux. Но в самом этом предлагаемом названии и проявляется дуальность программного обеспечения, и без больших натяжек можно сказать так: Linux — это всё что касаемо ядра, а GNU — это та огромная часть, что относится к программированию пространства пользователя.

Ядро Linux монолитное. Среди многих операционных систем существуют изредка микроядерные системы, но это скорее (при их множественных преимуществах), экзотика.

На современных процессорах программный код ядра, в отличие от любого пользовательского кода, выполняется в совершенно другом режиме — это **привилегированный** режим (иногда называемом режимом супервизора). В этом режиме коду разрешается выполнять ряд действий, недопустимых в пользовательском режиме: обработку аппаратных прерываний, переразметку памяти, операции ввода-вывода, некоторое число привилегированных команд... Весь остальной программный код всех приложений, GNU и сторонних разработчиков, выполняется только в **пользовательском** режиме (с ограниченными **аппаратными** привилегиями — не путать с **программным** разграничением привилегий: «гооt и другие»).

Код привилегированного режима (ядра) выполняется в другом, отделённом адресном пространстве (виртуальном). Коды всех пользовательских процессов выполняются, в противоположность, каждый в своём **отдельном** виртуальном адресном пространстве (каждый в своём).

На самых ранних (инициативных) этапах разработки система Linux была не только монолитной, но и цельно компилируемой: все компоненты системы, драйверы и другие функциональности, должны были компилироваться в единый монолит со всем остальным кодом ядра. Такая архитектура не оставляет шансов любой операционной системой достигнуть уровня промышленного стандарта — это оставляет многие тысячи сторонних разработчиков (аппаратуры в первую очередь) за бортом системы. Да и вкомпилировать поддержку многих десятков, а то и сотен, тысяч альтернативных компонент (устройств) — нереально из-за размеров. Поэтому с некоторого момента развития системы была создана система модулей ядра. Модули — это некоторый набор функциональных компонентов ядра, на манер детского конструктора, которые альтернативно могут загружаться (или выгружаться) динамически в состав монолитного ядра, в процессе загрузки, или даже позже, в любой момент выполнения системы. (В некотором смысле система модулей — это некоторое подобие архитектуры приложений пользовательского пространства называемых оверлейными).

FAQ

Порой на заданные вопросы можно получить неожиданные ответы, а кропотливая работа преподносит кое-какие сюрпризы. Даниэла Стил, «Опасные игры», 2017

Как уже было сказано, по данному курсу, в его «первозданном» виде, было проведено 4 курса тренингов программистов-разработчиков. Да и позже, за годы работы с материалом, с вопросами обращались разнообразные корреспонденты. На некоторые задаваемые вопросы ответы находились мгновенно, другие потребовали изрядно поработать над ними экспериментированием с кодом... И многие из этих вопросов повторяются из раза в раз. Поэтому, ещё не приступив к предметному разговору, ответим на такие вопросы — возможно ответы на них покажут вам что этот предмет рассмотрения не попадает в круг ваших интересов.

- ${f Q:}$ Можно ли писать и отрабатывать код модулей ядра не имея в системе административных полномочий root?
 - А: Нет. Если вам недоступны права root в системе, вы не сможете отрабатывать код модулей ядра.
- **Q:** Нужно ли для написания драйверов (модулей ядра) устанавливать в своей рабочей системы исходные коды ядра?
- **А:** Нет. Для написания драйверов (модулей ядра) не нужно иметь в своей рабочей системы исходные коды ядра. Но нужно иметь заголовочные файлы (хэдер-файлы, . h) ядра.
- **Q:** Можно ли в программировании модулей ядра использовать какой-то другой язык программирования кроме языка C?
- **А:** Нет. Само ядро Linux написано на языке C, поэтому и модули ядра (являющиеся по сути плагинами к ядру) должны готовиться на языке C.
 - **Q:** Может ли в работе с модулями ядра использоваться компилятор отличный от GCC?
- **А:** В принципе, и само ядро, и модули к нему должны компилироваться компилятором GCC. Но есть сообщения, что ядро Linux (а значит и модули ядра) успешно компилировались более новым компилятором Clang из проекта LLVM. В общем случае, никакие другие компиляторы кроме GCC не должны использоваться для компиляции модулей ядра.
 - **Q:** Могут ли в Linux быть бинарные драйверы, «готовые» к инсталляции независимо от версии ядра?
- **А:** Нет, не могут быть. Драйверы, являющиеся модулями ядра, связываются с экспортируемыми именами ядра (вызываемыми функциями API, или объектам данных) по их абсолютным адресам, изменяющимися не только при изменении версии ядра, но даже при пересборке ядра с изменёнными конфигурационными параметрами. Поэтому драйвера Linux могут предоставляться только в виде **исходных кодов** на языке C, которые требуется **компилировать** для использования.

Модуль в иерархии программных систем

Все мы умеем, и имеем более или менее опыт написания программ в $Linux^2$, которые все, при всём их многообразии, имеют абсолютно идентичную единую структуру:

```
int main(int argc, char *argv[]) {
```

² Это относится, в первую очередь, к системе Linux, или шире к любым UNIX-like или POSIX системах и программному коду на языке С, который и был изначально создан для написания таких операционных систем. Но это относится и к любым пользовательскими приложениям, написанных на любом их множества языков программирования.

```
// и здесь далее следует любой программный код, вплоть до вот такого:
printf("Hello, world!\n");
// ... и далее, далее, далее ...
exit(EXIT_SUCCESS);
}
```

Такую структуру в коде будут неизменно иметь все приложения-программы, будь то тривиальная программа «Hello, world!» показанная выше, или самая «навороченная» среда разработки IDE или CAD. Это встречаемый в подавляющем большинстве случай: пользовательское приложение начинающееся с некоторого main(), и завершающее выполнение по exit(). Мы говорим о языке программирования C, но примерно то же самое будет и в сотне других используемых языков программирования.

Ещё один встречающийся (но гораздо реже) в UNIX случай — это демоны: программы, стартующие с main(), но никогда не завершающие своей работы. Чаще всего это сервера различных служб, в Linux это сервисы, находящиеся под управление systemd. В этом случае для того, чтобы стать сервером-сервисом, всё тот же пользовательский процесс должен выполнить некоторую фиксированную последовательность действий [19][20], называемую демонизацией.

Но и в этом случае процесс выполняется в пользовательском адресном пространстве (отдельном для **каждого** процесса) со всеми ограничениями пользовательского режима: запрет на использование привилегированных команд, невозможность обработки прерываний, запрет (без особых ухищрений) операций ввода-вывода и многих других тонких деталей.

Возникает вопрос: а может ли **пользователь** (потребитель) написать и выполнить собственный код, выполняющийся в режиме супервизора, а, значит, имеющий все полномочия расширять (или даже изменять) функциональность ядра Linux? Да, может! И эта техника программирования называется программированием модулей ядра. И именно она позволяет, в частности, создавать драйверы любого нестандартного оборудования³.

Запуск модуля (называемый загрузкой) выполняется посредством специальных команд установки (insmod, modprobe ... и remmod для удаления). Вот, например, команда:

```
# insmod <имя-файла-модуля>.ko
```

После выполнения такой команды в модуле начинает выполняться функция инициализации, и модуль включается в состав ядра Linux.

Примечание: Возникает вопрос: а можно ли (при необходимости) создать пользовательское приложение, стартующее, как обычно, с точки main(), а далее присваивающее себе требуемые привилегии, и выполняющееся в супервизорном режиме (в пространстве ядра)? Да, можно! Для этого изучите исходный код утилиты insmod (а Linux — система с абсолютно открытым кодом всех компонент и подсистем), а утилита эта является ничем более, чем заурядным пользовательским приложением, выполните в своём коде те манипуляции с привилегиями, которые проделывает insmod, и вы получите желаемое приложение. Естественно, что всё это потребует от приложения привилегий root при запуске, но это всё то же минимальное требование, которое вообще обязательно при любой работе с модулями ядра.

Наш первый модуль ядра

«Hello, world!»— программа, результатом работы которой является вывод на экран или иное устройство фразы «Hello, world!»... Обычно это первый пример программы...

Википедия: http://ru.wikipedia.org/wiki/Hello, World!

³ Это (написание драйверов) - самое важное, но не единственное предназначение модулей в Linux: «всякий драйвер является модулем, но не всякий модуль является драйвером».

Для начала знакомства с техникой написания модулей ядра Linux проще не вдаваться в пространные объяснения, но создать простейший модуль (код такого модуля интуитивно понятен всякому программисту), собрать его и наблюдать его работу. И только потом, ознакомившись с некоторыми основополагающими принципами и приёмами работы из мира модулей, перейти к их систематическому изучению.

Вот с такого образца простейшего модуля ядра (архив first_hello.tgz) мы и начнём наш экскурс:

hello_printk.c :

```
#include <linux/init.h>
#include <linux/module.h>

MODULE_LICENSE("GPL");
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej.tsil@gmail.com>>");

static int __init hello_init(void) {
   printk("Hello, world!");
   return 0;
}

static void __exit hello_exit(void) {
   printk("Goodbye, world!");
}

module_init(hello_init);
module_exit(hello_exit);
```

Сборка модуля

Для сборки созданного модуля используем скрипт сборки Makefile, который будет с минимальными изменениями повторятся при сборке всех модулей ядра:

Makefile :

```
CURRENT = $(shell uname -r)
KDIR = /lib/modules/$(CURRENT)/build
PWD = $(shell pwd)
DEST = /lib/modules/$(CURRENT)/misc

TARGET = hello_printk
obj-m := $(TARGET).o

default:
        $(MAKE) -C $(KDIR) M=$(PWD) modules

clean:
        @rm -f *.o .*.cmd .*.flags *.mod.c *.order
        @rm -f .*.*.cmd *.symvers *~ *.*~ TODO.*
        @rm -fR .tmp*
        @rm -rf .tmp_versions
```

Цель сборки clean — присутствует в таком и неизменном виде практически во всех далее приводимых файлах сценариев сборки (Makefile), и не будет там далее показываться. В нём мы перечисляем все типы создаваемых временных фалов, список которых меняется от версии к версии ядра.

Делаем сборку модуля ядра, выполняя команду make ... Почти наверняка, при первой сборке модуля, или выполняя это в свеже установленной системе Linux, вы получите результат, подобный следующему:

```
$ make
```

```
\label{lem:make -C /lib/modules/3.12.10-300.fc20.i686/build $$M=/home/Olej/2014_WORK/GlobalLogic/BOOK.Kernel.org/Kexamples.BOOK/first_hello modules $$M_{N}$ and $M_{N}$ and $M_{N}$ are substituted in the substitute of the subs
```

```
make: *** /lib/modules/3.12.10-300.fc20.i686/build: Нет такого файла или каталога. Останов. make: *** [default] Ошибка 2
```

Это связано с тем, что в системе, которая специально не готовилась для сборки ядра, по умолчанию **не установлены** те программные пакеты, которые необходимы для этой специфической деятельности, в частности, заголовочные файлы кода ядра. Более того, в вашем дистрибутиве может быть изначально даже не установлены инструменты компиляции и сборки: gcc и make. Всё это относится к вопросу создания среды разработки модулей ядра, и мы рассмотрим эти вопросы чуть позже. А пока будем предполагать, что мы уже установили все необходимые программные пакеты для сборки модулей ядра:

\$ make

```
make -C /lib/modules/5.4.0-113-generic/build
M=/home/olej/2022/own.BOOKS/BHV.kernel/examples/first_hello modules
make[1]: вход в каталог «/usr/src/linux-headers-5.4.0-113-generic»

CC [M] /home/olej/2022/own.BOOKS/BHV.kernel/examples/first_hello/hello_printk.o
Building modules, stage 2.

MODPOST 1 modules

CC [M] /home/olej/2022/own.BOOKS/BHV.kernel/examples/first_hello/hello_printk.mod.o
LD [M] /home/olej/2022/own.BOOKS/BHV.kernel/examples/first_hello/hello_printk.ko
make[1]: выход из каталога «/usr/src/linux-headers-5.4.0-113-generic»
```

На этом модуль создан. Начиная с ядер 2.6 расширение файлов модулей сменено с *.о на *.ko: (хотя формат модуля ми совпадает с форматом объектного модуля)

```
$ ls *.ko
hello_printk.ko
```

\$ file hello_printk.ko

hello_printk.ko: ELF 64-bit LSB relocatable, x86-64, version 1 (SYSV), BuildID[sha1]=dc1a94b0bc8019d82aee89ffff3b3e562249f016, not stripped

```
Как мы детально рассмотрим далее, форматом модуля является обычный объектный ELF формат, но дополненный в таблице внешних имён некоторыми дополнительными именами, такими как: __mod_author5, __mod_license4, __mod_srcversion23, __module_depends, __mod_vermagic5 . . . которые определяются специальными модульными макросами.
```

А вот, для сравнения, сборка в точности **того же исходного кода** модуля, как он собирается на Raspberry Pi, совершенно отличающаяся архитектура: Cortex ARMv7 32-бит процессор:

\$ make

```
make -C /lib/modules/5.15.25-sunxi/build M=/home/olej/2022/kernel/examples/first_hello modules make[1]: вход в каталог «/usr/src/linux-headers-5.15.25-sunxi»

CC [M] /home/olej/2022/kernel/examples/first_hello/hello_printk.o

MODPOST /home/olej/2022/kernel/examples/first_hello/Module.symvers

CC [M] /home/olej/2022/kernel/examples/first_hello/hello_printk.mod.o

LD [M] /home/olej/2022/kernel/examples/first_hello/hello_printk.ko

make[1]: выход из каталога «/usr/src/linux-headers-5.15.25-sunxi»
```

Это означает, что модули ядра буду собираться единообразно в любой из множества аппаратных архитектур, поддерживаемых Linux: X86, ARM, MIPS, PPC ... 32 и 64 бит. С другой стороны, это совсем не означает, что в любой архитектуре код для сборки окажется абсолютно идентичным, те или иные имена ядра могут оказаться отсутствующими в какой-то из архитектур, определяться как функции или как макросы, и другие тонкие отличия. Эти отличия придётся отрабатывать препроцессорными определениями (основывающихся на конфигурационных параметрах сборки ядра), о чём мы поговорим позже.

Загрузка и исполнение

Наш модуль при загрузке и выгрузке выводит сообщение посредством вызова printk() (это пока

единственное что он умеет делать). Этот вывод направляется на **текстовую консоль**. При работе в **терминале** (в графической системе X11) вывод не попадает в терминал, и его можно видеть только в лог файле /var/log/messages (в RPM дистрибутивах) или в /var/log/kern.log (в свежих дистрибутивах DEB):

```
$ sudo insmod hello_printk.ko
$ sudo rmmod hello_printk
$ tail -n2 /var/log/kern.log
Jun 5 15:27:19 R420 kernel: [14377.822570] Hello, world!
Jun 5 15:27:32 R420 kernel: [14390.766363] Goodbye, world!
```

В любом случае, вы можете смотреть, независимо от деталей логирования, сообщения ядра командой dmesg:

```
$ dmesg | tail -n2
[14377.822570] Hello, world!
[14390.766363] Goodbye, world!
```

Это 2 основных метода визуализации сообщений ядра (занесенных в системный журнал): утилита dmesg и прямое чтение файла журнала. Они имеют несколько отличающийся формат: файл журнала содержит «читабельные» метки времени поступления сообщений, что иногда бывает нужно. Кроме того, прямое чтение файла журнала требует, в некоторых дистрибутивах, наличия прав root.

Но даже и в текстовую консоль (при отработке в текстовом режиме) вывод направляется не непосредственно, а через демон системного журнала, а выводится на экран только если демон конфигурирован для вывода таких сообщений (вопросы использования и конфигурирования демонов журнала будут вкратце рассмотрены позже).

Изучаем файл модуля, загружаем его и исследуем несколькими часто используемыми командами:

\$ modinfo hello_printk.ko

filename: /home/olej/2022/own.BOOKs/BHV.kernel/examples/first_hello/hello_printk.ko

author: Oleg Tsiliuric <olej.tsil@gmail.com>>

license: GPL

srcversion: 9526D45F847C0B4EF5BBBDC

depends:

retpoline: Y

name: hello_printk

vermagic: 5.4.0-113-generic SMP mod_unload modversions

\$ sudo insmod hello_printk.ko

\$ lsmod | head -n2

Module Size Used by hello_printk 16384 0

Всё что мы проделали пока не имеет существенного смысла... Но отметим одно очень важное обстоятельство: сообщения «Hello, world!» и «Goodbye, world!» были записаны в системный журнал кодом выполняющимся в **привилегированном** (супервизорном) режиме **ядра**. Такой код может иметь доступ ко всем возможностям компьютера без ограничения.

Точки входа и завершения

Любой модуль должен иметь объявленные функции **входа** (инициализации) модуля и его **завершения** (не обязательно, может отсутствовать). Функция инициализации будет вызываться (после проверки и соблюдения всех достаточных условий) при выполнении команды insmod для модуля. Точно так же, функция завершения будет вызываться при выполнении команды rmmod.

Функция инициализации имеет прототип и объявляется именно как функция инициализации макросом module_init(), как это было сделано с только-что рассмотренном примере:

```
static int __init hello_init(void) {
   ...
}
```

```
module_init(hello_init);
```

Функция завершения, совершенно симметрично, имеет прототип, и объявляется макросом module_exit(), как было показано:

```
static void __exit hello_exit(void) {
    ...
}
module_exit(hello_exit);
```

Примечание: Обратите внимание: функция завершения по своему прототипу не имеет возвращаемого значения, и, поэтому, она даже не может сообщить о невозможности каких-либо действий, когда она уже начала выполняться. Идея состоит в том, что система при rmmod сама проверит допустимость вызова функции завершения, и если они не соблюдены, просто не вызовет эту функцию. Это приводит, иногда, что при **отработке** кода модуля он может стать не удаляемым в принципе. В этом случае для продолжения работы над таким модулем вас может спасти только перезагрузка системы!

Показанные выше соглашения по объявлению функций инициализации и завершения являются общепринятыми. Но существует ещё один не документированный способ описания этих функций: воспользоваться непосредственно их **предопределёнными** именами, а именно init_module() и cleanup_module(). Это может быть записано так:

```
int init_module(void) {
    ...
}
void cleanup_module(void) {
    ...
}
```

При такой записи необходимость в использовании макросов module_init() и module_exit() отпадает, а использовать квалификатор static с этими функциями нельзя (они должны быть известны при связывании модуля с ядром).

Конечно, такая запись никак не способствует улучшению читаемости текста, но иногда может существенно сократить рутину записи, особенно в коротких иллюстративных примерах. Мы будем иногда использовать её в демонстрирующих программных примерах. Кроме того, такую запись нужно понимать, так как она используется кое-где в коде ядра, в литературе и в обсуждениях по ядру.

Внутренний формат модуля

Относительно структуры модуля ядра мы можем увидеть, для начала, что собранный нами модуль является **объектным** файлом ELF формата (показано для сравнения в архитектуре Intel Xeon и ARMv7, соответственно):

\$ file hello_printk.ko

```
hello_printk.ko: ELF 64-bit LSB relocatable, x86-64, version 1 (SYSV),
BuildID[sha1]=dc1a94b0bc8019d82aee89ffff3b3e562249f016, not stripped
$ file hello_printk.ko
hello_printk.ko: ELF 32-bit LSB relocatable, ARM, EABI5 version 1 (SYSV),
BuildID[sha1]=654d8e3a49c4b9eb9d0c0326f7fedb52124c232e, not stripped
```

Всесторонний анализ объектных файлов производится утилитой objdump, имеющей множество опций в зависимости от того, что мы хотим посмотреть, из которых только немногие понадобятся для наших целей:

\$ objdump

```
Usage: objdump <option(s)> <file(s)>
Display information from object <file(s)>.
....
```

Структура секций объектного файла модуля (показаны только те, которые могут нас заинтересовать — теперь или в дальнейшем):

\$ objdump -h hello_printk.ko

```
hello_printk.ko: формат файла elf64-x86-64
```

```
Разделы:
Idx Name
                  VMA
           Разм
                              LMA
                                           Фа смещ. Выр.
 0 .note.gnu.build-id 00000024 00000000000000 0000000000000 00000040 2**2
           CONTENTS, ALLOC, LOAD, READONLY, DATA
 1 .note.Linux
           00000064 2**2
            CONTENTS, ALLOC, LOAD, READONLY, DATA
 2 .text
            0000007c 2**0
            CONTENTS, ALLOC, LOAD, READONLY, CODE
 3 .init.text
            0000007c 2**0
            CONTENTS, ALLOC, LOAD, RELOC, READONLY, CODE
           00000095 2**0
 4 .exit.text
           CONTENTS, ALLOC, LOAD, RELOC, READONLY, CODE
            CONTENTS, ALLOC, LOAD, READONLY, DATA
            9 .data
            CONTENTS, ALLOC, LOAD, DATA
. . .
```

Здесь секции:

- text код модуля (инструкуции);
- .init.text, .exit.text код инициализации модуля и завершения, соответственно;
- . modinfo текст макросов модуля;
- data инициализированные данные;
- .bss не инициализированные данные (Block Started Symbol);

Ещё один альтернативный инструмент детального анализа объектной структуры модуля (он даёт несколько иные срезы информации), хорошо видна сфера видимости **имён** (колонка Связ : LOCAL/GLOBAL — имя **экспортируется** или нет за пределы кода модуля):

```
$ readelf -s hello_printk.ko
```

```
Таблица символов «.symtab» содержит 33 элемента:
   Чис:
           Знач
                          Разм Тип
                                       Связ
                                             Vis
                                                       Индекс имени
$ readelf -s hello_printk.ko | grep FUNC
    24: 00000000000000000
                           25 FUNC
                                       LOCAL DEFAULT
                                                         4 hello_init
    25: 00000000000000000
                           18 FUNC
                                       LOCAL DEFAULT
                                                         6 hello_exit
    29: 00000000000000000
                            18 FUNC
                                       GLOBAL DEFAULT
                                                         6 cleanup_module
    31: 00000000000000000
                           25 FUNC
                                       GLOBAL DEFAULT
                                                         4 init_module
```

Обратите внимания, как здесь выглядят точки входа и завершения модуля, обсуждавшиеся чуть выше.

Попутно, здесь рассмотрим уже упоминавшийся вопрос, чтобы к нему больше не возвращаться: чем формат модуля *.ko отличается от обыкновенного и использовавшегося когда-то ранее для модулей объектного формата *.O (тем более, что последний появляется в процессе сборки модуля как промежуточный результат):

```
13: 0000000000000002d
                           12 OBJECT LOCAL DEFAULT
                                                     11 __UNIQUE_ID_license36
$ readelf -s hello_printk.ko | grep __UNIQUE
   16: 0000000000000039
                          35 OBJECT LOCAL DEFAULT
                                                      11 UNIQUE ID srcversion40
                                                      11 __UNIQUE_ID_depends39
   17: 000000000000005c
                           9 OBJECT LOCAL DEFAULT
   19: 00000000000000065
                          12 OBJECT LOCAL DEFAULT
                                                      11 __UNIQUE_ID_retpoline38
   20: 00000000000000071
                          18 OBJECT LOCAL DEFAULT
                                                      11 __UNIQUE_ID_name37
   21: 0000000000000083
                          55 OBJECT LOCAL DEFAULT
                                                      11 __UNIQUE_ID_vermagic36
   26: 00000000000000000
                          45 OBJECT LOCAL DEFAULT
                                                      11 __UNIQUE_ID_author37
                          12 OBJECT LOCAL DEFAULT
   27: 0000000000000002d
                                                      11 __UNIQUE_ID_license36
```

Как легко видеть, модуль ядра **дополнен** несколькими именами (в таблице имён) со строчными константными значениями, предназначенными для идентификации (автор, лицензия, ...) и контроля целостности, соответствия модуля ядру в которое он загружается:

\$ modinfo hello printk.ko

filename: /home/olej/2022/own.BOOKs/BHV.kernel/examples/first_hello/hello_printk.ko

author: Oleg Tsiliuric <olej.tsil@gmail.com>>

license: GPL

srcversion: 9526D45F847C0B4EF5BBBDC

depends:

retpoline: Y

name: hello_printk

vermagic: 5.4.0-113-generic SMP mod_unload modversions

\$ uname -a

Linux R420 5.4.0-113-generic #127-Ubuntu SMP Wed May 18 14:30:56 UTC 2022 $x86_64$ $x86_64$ $x86_64$ gNU/Linux

По причинам, которые будут обсуждаться далее, попытка загрузки модуля в ядро, не соответствующее версии ядра (сигнатуре) в котором модуль собирался (make), в общем случае, привела бы к катастрофическому краху ядра... настолько, что ядро даже не успевает, часто, сохранить посмертный дамп состояния. Для предотвращения таких попыток и предотвращено маркирование модуля сигнатурой.

Как уже **предварительно** должно стать понятно, в Linux **не может быть**, в принципе, бинарных модулей ядра, бинарных драйверов. Это определяется идеологией модульной структуры ядра Linux. Модули могут быть представлены только в исходном коде, и при смен или обновлении ядра должны **компилироваться** из исходного кода. Существуют дополнительные (сверх основных системных команд), более поздние инструменты (пакеты) для обслуживания модулей: Dynamic Kernel Module Support (DKMS), Kernel Modules (KMOD), Akmods (в Fedora) — они обеспечивают **динамическую пересборку** определённых модулей ядра при изменениях ядра. Но все они собирают новый экземпляр модуля исходя из исходного кода модуля.

Диагностика модуля

Для диагностического вывода из модуля используем, главным образом, вызов printk(). Он несколько подобен своему coбрату printf(), по своим правилам и формату общеизвестному из пользовательского пространства, но имеет существенно большее число используемых форматов элементов вывода.

Сам вызов printk() и все сопутствующие ему константы и определения найдёте в файле определений

```
/lib/modules/`uname -r`/build/include/linux/kernel.h:
int trace_printk(const char *fmt, ...)
```

Первому параметру (форматной строке) может **предшествовать** (а может и не предшествовать) константа-квалификатор, определяющая **уровень сообщений**. Определения констант для 8 уровней сообщений, записываемых в вызове printk() вы найдёте в файле /lib/modules/`uname -r`/build/include/linux/kern_levels.h:

```
KERN_SOH "0"
#define KERN_EMERG
                                        /* system is unusable */
#define KERN_ALERT
                        KERN_SOH "1"
                                        /* action must be taken immediately */
                                        /* critical conditions */
#define KERN CRIT
                        KERN SOH "2"
#define KERN_ERR
                        KERN SOH "3"
                                        /* error conditions */
#define KERN_WARNING
                        KERN_SOH "4"
                                        /* warning conditions */
                                        /* normal but significant condition */
#define KERN_NOTICE
                        KERN_SOH "5"
                        KERN_SOH "6"
                                        /* informational */
#define KERN_INFO
#define KERN DEBUG
                        KERN SOH "7"
                                        /* debug-level messages */
#define KERN_DEFAULT
                                        /* the default kernel loglevel */
```

Предшествующая константа KERN_*, в данном случае, не является отдельным параметром (не отделяется запятой), и (как видно из определений) представляет собой символьную строку определённого вида, которая конкатенируется с первым параметром являющимся форматной строкой. Если такая константа не записана, то устанавливается уровень вывода этого сообщения по умолчанию. Таким образом, следующие формы записи могут быть эквивалентны:

```
printk(KERN_WARNING "string");
printk("<4>" "string");
printk("<4>string");
printk("string");
printk("uenoe %ld", 12345);
printk("agpec %px", &printk);
```

Вызов printk(), сам по себе, не производит непосредственно какой-либо вывод, а направляет выводимую строку демону системного журнала, который уже перезаписывает полученную строку: а). на текстовую консоль и б). в системный журнал. При работе в графической системе X11, вывод printk() в терминал xterm (или другой) не попадает (графический терминал не является текстовой консолью!), поэтому остаётся только в системном журнале. Ваш демон системного журнала:

```
$ ps -A | grep logd
                 00:00:00 rsyslogd
   1231 ?
$ systemctl status rsyslog
• rsyslog.service - System Logging Service
     Loaded: loaded (/lib/systemd/system/rsyslog.service; enabled; vendor preset: enabled)
     Active: active (running) since Mon 2022-06-06 10:33:32 EEST; 9h ago
TriggeredBy: • syslog.socket
       Docs: man:rsyslogd(8)
             https://www.rsyslog.com/doc/
  Main PID: 1231 (rsyslogd)
     Tasks: 4 (limit: 115828)
     Memory: 4.1M
     CGroup: /system.slice/rsyslog.service
             └1231 /usr/sbin/rsyslogd -n -iNONE
июн 06 10:33:32 R420 systemd[1]: Starting System Logging Service...
июн 06 10:33:32 R420 rsyslogd[1231]: imuxsock: Acquired UNIX socket '/run/systemd/journal/syslog'
(fd 3) from systemd. [v8.2001.0]
июн 06 10:33:32 R420 rsyslogd[1231]: rsyslogd's groupid changed to 110
июн 06 10:33:32 R420 rsyslogd[1231]: rsyslogd's userid changed to 104
июн 06 10:33:32 R420 rsyslogd[1231]: [origin software="rsyslogd" swVersion="8.2001.0" x-pid="1231"
x-info="https://www.rsyslog.com"] start
июн 06 10:33:32 R420 systemd[1]: Started System Logging Service.
```

Вывод системного журнала направляется, как уже сказано, в файл системного журнала и отображается в текстовой консоли, но не отображается в графических терминалах X11. Большой неожиданностью может стать отсутствие вывода printk() и в текстовую консоль тоже. Этот вывод обеспечивается демоном системного журнала, и он выводит только сообщения выше порога, установленного ему при запуске. Для снижения (или изменения) порога вывода диагностики этого демона, может быть, придётся перезапустить его другими параметрами. Для модульного rsyslogd это определяется в его конфигурационном файле

/etc/rsyslog.conf (или в любом файле в каталоге: /etc/rsyslog.d/*.conf), вы найдёте строки подобного вида:

```
$ cat /etc/rsyslog.conf
```

```
kern.* /dev/console /var/log/kern.log
```

Вы можете **добавить** любое целеуказание для вывода printk() в конфигурационные файлы демона, но целесообразнее добавить **новый файл** в каталог /etc/rsyslog.d, содержащие собственные строки конфигурации демона (после завершения работы вы можете просто удалить этот файл). Вида:

```
kern.* /dev/tty12
kern.debug;kern.info;kern.notice;kern.warn /dev/tty12
```

июн 06 21:54:06 R420 rsyslogd[71214]: rsyslogd's userid changed to 104

Этим мы хотим вывод модулей направляться на консоль 12 (любую не инициированную, то есть стандартно: с номером больше 6), на которую переключаемся: <Ctrl><Alt><F12>. Но для любого изменения конфигурации нужно заставить демон rsyslogd перечитать его конфигурации. Это можно сделать 2-мя способами... Просто перезапустить демон логирования:

```
$ sudo systemctl restart rsyslog
```

```
$ systemctl status rsyslog
```

```
• rsyslog.service - System Logging Service
     Loaded: loaded (/lib/systemd/system/rsyslog.service; enabled; vendor preset: enabled)
     Active: active (running) since Mon 2022-06-06 21:54:06 EEST; 2s ago
TriggeredBy: • syslog.socket
      Docs: man:rsyslogd(8)
             https://www.rsyslog.com/doc/
   Main PID: 71214 (rsyslogd)
      Tasks: 4 (limit: 115828)
     Memory: 1.2M
     CGroup: /system.slice/rsyslog.service
             └─71214 /usr/sbin/rsyslogd -n -iNONE
июн 06 21:54:06 R420 systemd[1]: Starting System Logging Service...
июн 06 21:54:06 R420 rsyslogd[71214]: imuxsock: Acquired UNIX socket '/run/systemd/journal/syslog'
(fd 3) from systemd. [v8.2001.0]
июн 06 21:54:06 R420 rsyslogd[71214]: rsyslogd's groupid changed to 110
июн 06 21:54:06 R420 systemd[1]: Started System Logging Service.
```

Или можно поступить проще: направить демону сигнал SIGHUP (по такому сигналу многие из демонов Linux перечитывают и обновляют свою конфигурацию):

июн 06 21:54:06 R420 rsyslogd[71214]: [origin software="rsyslogd" swVersion="8.2001.0" х-

```
$ pgrep rsyslogd
1248
$ sudo kill -HUP 1248
Или даже ещё проще:
```

\$ sudo kill -HUP `pgrep rsyslogd`

Если вы желаете, то можете даже направить вывод из ядра printk() на выбранный **графический** терминал (эмулятор терминала), на котором производите отладку (и куда обычно вывод не производится), что может быть удобно но в определённых условиях отладки.

Для этого:

• определяем выбранный терминал, проделав в нём:

pid="71214" x-info="https://www.rsyslog.com"] start

```
$ tty
/dev/pts/13
```

• создаём конфигурационный файл демона логирования

```
# touch /etc/rsyslog.d/70-my.conf
```

• прописываем выбранный терминал в конфигурции:

```
$ cat /etc/rsyslog.d/70-my.conf
```

kern.info;kern.notice;kern.warn

/dev/pts/13

- перечитываем конфигурацию rsyslogd, как было сказано выше;
- после чего мы можем вести отладку модуля в выбранном терминале не отвлекаясь на системный журнал:

```
$ sudo insmod hello_printk.ko
Jun 6 22:17:18 R420 kernel: [42234.754863] Hello, world!
$ sudo rmmod hello_printk
Jun 6 22:17:22 R420 kernel: [42239.030447] Goodbye, world!
```

Функция printk(), как видно из её прототипа, показанного выше — это функция с **произвольным числом** параметров. Первый **строчный** параметр может включать в свой состав элементы форматирования (шаблоны вывода), начинающиеся с знака %. Этим она сильно напоминает по использованию функцию printf() из пользовательского пространства. Но будьте осторожны — внешность обманчива! Символы форматирования printk() отличаются от printf(), и гораздо разнообразнее. Они стоят того, чтобы их изучить со всей тщательностью [48]. Мы вернёмся к этому вопросу вскорости, при рассмотрении формата адресов ядра.

Уровни диагностики в /proc

Ещё один механизм управления (динамического) уровнями диагностического вывода реализован через файловую систему /proc:

```
$ cat /proc/sys/kernel/printk
3      4     1     7
$ cat /proc/sys/kernel/printk
4      4     1     7
```

Первое число в выходных данных — это уровень журнала консоли, второе — уровень журнала по умолчанию, третье — минимальный уровень журнала, а четвертое — максимальный уровень журнала. Уровень журнала 4, например, соответствует KERN_WARNING. Таким образом, все сообщения с уровнями журнала 3, 2, 1 и 0 будут отображаться на экране, а также регистрироваться, а сообщения с уровнем журнала 4, 5, 6, 7 только регистрируются и могут быть просмотрены с помощью команды dmesg.

Здесь цифры — это установленные пороги **отсечения** вывода: будут разрешены только сообщения модуля с значениями KERN_* **ниже** порога (приоритет сообщений выше), значения с значениями равными или больше будут отфильтровываться. Нас интересует, в первую очередь, первое значение — уровень сообщений printk(), начиная с которого и выше сообщения не будут выводиться на текстовую консоль

Но эти значения не только диагностируемые, но и (при определённых полномочиях) записываемые, изменяемые:

4 Подсказано одним из читателей рукописи.

После такой переустановки диагностический модуль (каталог log_level, мы его не обсуждаем детально) выведет в **текстовую** консоль (которую мы предварительно только-что настроили на графический терминал):

log_level.c :

```
#include <linux/module.h>
static const char* levl[] = {
  KERN DEBUG,
                 KERN_INFO, KERN_NOTICE,
  KERN_WARNING, KERN_ERR, KERN_CRIT, KERN_ALERT
};
static int __init log_init(void) {
    char out[80];
    int i;
    for(i = 0; i < sizeof(levl) / sizeof(levl[0]); i++) {</pre>
       sprintf(out, "message level: %s\n", levl[i] );
       printk(out);
    }
    return -1;
}
$ sudo insmod log_level.ko
[sudo] пароль для olej:
Jun 7 01:07:50 R420 kernel: [52466.817607] log level: module license 'unspecified' taints kernel.
Jun 7 01:07:50 R420 kernel: [52466.817610] Disabling lock debugging due to kernel taint
Jun 7 01:07:50 R420 kernel: [52466.818772] message level: 7
Jun 7 01:07:50 R420 kernel: [52466.818773] message level: 6
Jun 7 01:07:50 R420 kernel: [52466.818774] message level: 5
Jun 7 01:07:50 R420 kernel: [52466.818775] message level: 4
Jun 7 01:07:50 R420 kernel: [52466.818776] message level: 3
Jun 7 01:07:50 R420 kernel: [52466.818776] message level: 2
Jun 7 01:07:50 R420 kernel: [52466.818777] message level: 1
insmod: ERROR: could not insert module log_level.ko: Operation not permitted
```

Представление адресов в Linux

В диагностике ядра, в гораздо большей степени чем в пространстве пользователя, приходится изучать адресные значения. А поэтому прежде чем говорить, чем говорить о форматах отображения printk(), нужно уточнить что из себя представляют адреса в Linux. Картина очень укрупнённая, но для наших целей достаточная...

Прежде всего, если явно не оговаривается другой, мы говорим о **виртуальных** или **логических** адресах, которые позже сложным образом, через механизм страничного отображения, отображаются в **физические** страницы оперативной памяти. Каждый **процесс** пользовательского пространства имеет собственное адресное пространство, от 0 до некоторого значения М. Ядро системы имеет своё собственное адресное пространство, простирающееся от границы М и выше. Таким образом Linux использует **плоское** адресное пространство, которое позволяет не переключать некоторые сегментные регистры при переключении пользователь-ядро, что повышает производительность системы. Но детали этого процесса нас пока мало занимают...

32 бит... Максимальный размер адресного пространства при 32-битных адресах равно 4Gb. В этом режиме в Linux принято решение разделить это адресное пространство между пользователем и ядром в соотношении 3:1. Границу М при этом указывает макрос-указатель current равный по умолчанию с0000000. Это константа периода компиляции, она может быть изменена, но путём пересборки ядра, что может иметь смысл (и имеет место) для некоторых аппаратных архитектур. Понятно, что адреса в приложениях пользователя будут выглядеть ниже этой границы, а адреса выше этой границы будут относится к ядру.

Значение этой границы определяется (при сборке ядра) конфигурационным параметром ${\sf CONFIG_PAGE_OFFSET}^5$:

```
$ uname -a
Linux orangepione 5.15.25-sunxi #22.02.1 SMP Sun Feb 27 09:23:25 UTC 2022 armv7l GNU/Linux
$ cat /boot/config-`uname -r` | grep CONFIG_PAGE_OFFSET
CONFIG_PAGE_OFFSET=0xC0000000
```

64 бит... Всё становится гораздо веселее в Linux 64-бит. Прежде всего, когда мы говорим, временами, Intel X86 64 — это неверно, эту 64-бит спецификацию опубликовала в 2000 году фирма AMD, a Intel использует только лицензию AMD. Во-вторых, спецификация предполагает что для адресации используются только 48 (0-47) младших бит из 64, а старшие биты (48-63) расширяются битом 47 ... подобно тому как это делается при расширении знакового разряда отрицательных целых. Эта спецификация адреса в сегодняшних процессорах поддерживается аппаратно. Это позволяет планировать лёгкость расширения в будущем до адресов 52, 57 и даже 64 бит (такие цифры называют в планах). В Linux 64-бит разделение виртуальных адресных пространств пользователь-ядро производится поровну, 1:1, по значению бита 47 (1 — ядро, 0 пользовательский процесс). Поэтому адреса плоского адресного пространства для пользовательских процессов будут выглядеть как [00000000000000 — 00007ffffffffff), а для ядра будут выглядеть как [ffff800000000000 диапазонов означают, как это и принято в математике, «включая» и «исключая», соответственно). Как виртуальные 48-бит адреса затем аппаратно, с помощью ММИ, преобразуются в физические адреса реальной памяти, нас на данном этапе не интересует. На интересует как они представляются. В этой модели памяти параметр конфигурации ядра CONFIG_PAGE_OFFSET не определяется — 48-битная граница фиксирована и в переопределении не нуждается:

```
\ cat /boot/config-`uname -r` | grep CONFIG_PAGE_OFFSET _{\mathfrak{C}}
```

Форматы вывода

Форматы используемые printk() напоминают printf(), но существенно отличаются от них по существу. Во-первых, в ядре нет (и не нужно) операций с вещественными значениями, а поэтому нет и форматов %f. Все остальные форматы описаны в небольшом документе «How to get printk format specifiers right» [47] от участников команды разработчиков ядра (который настоятельно рекомендую изучить). Среди них есть много интуитивно понятных (по аналогии с printf()): %d, %u, %x, ... и соответственно %lu, %llu ...

Из других полезных форматов:

- %pM сетевые 6-byte адреса MAC/FDDI: 00:01:02:03:04:05
- %pM сетевые 6-byte адреса MAC/FDDI: 00:01:02:03:04:05
- %pI4 сетевые IPv4 адреса: 1.2.3.4
- %pI6 сетевые IPv4 адреса: 0001:0002:0003:0004:0005:0006:0007:0008

Но самый необходимый нам тип данных в ядре — это адреса, указатели. Которые, кроме того, могут принципиально различаться на 32-бит и 64-бит. Для вывода адресов в ядре предусмотрено до десятка разных форм. Мы будем использовать в примерах «нативную» форму %рх. О которой авторы документа пишут:

Для печати указателей, когда вы действительно хотите напечатать адрес. Прежде чем печатать указатели с помощью %px, подумайте, не происходит ли утечка конфиденциальной информации о расположении ядра в памяти. %px функционально эквивалентен %lx. %px предпочтительнее %lx, потому что он более удобен для grep.

Потому что это нам чрезвычайно понадобится в последующем изложении, проведём некоторые эксперименты (в том числе и относительно соотношения указателей и их целочисленных эквивалентов) ...

⁵ В примере показан реальный вывод в системе с процессором ARM, хотя в более ранней литературе можно встретить утверждение, что границей раздела для ARM является 0х80000000.

Прежде всего, вспомним и посмотрим чему равны и как отображаются адреса в пространстве пользователя:

<u>intptr.c :</u>

```
#include <stdint.h>
#include <stdio.h>
static uint16_t d1 = 1234;
static uint16_t d2;
int main(void) {
       uint16_t d3 = 1234;
       printf("%20p%20p%20p\n", &d1, &d2, &d3);
       printf("%20lx%20lx%20lx\n",
              (uintptr_t)&d1,
              (uintptr_t)&d2,
              (uintptr_t)&d3);
       printf("%20llx%20llx%20llx\n",
              (long long unsigned int)&d1,
              (long long unsigned int)&d2,
              (long long unsigned int)&d3);
       return 0;
}
   Выполнение...
           32-бит:
$ uname -a
Linux orangepione 5.15.25-sunxi #22.02.1 SMP Sun Feb 27 09:23:25 UTC 2022 armv7l GNU/Linux
$ ./intptr
            0x421044
                                0x421048
                                                  0xbe82442e
              421044
                                 421048
                                                    be82442e
              421044
                                  421048 fffffffbe82442e
        • 64-бит:
$ uname -a
Linux R420 5.4.0-117-generic #132-Ubuntu SMP Thu Jun 2 00:39:06 UTC 2022 x86_64 x86_64 x86_64
GNU/Linux
$ ./intptr
      0x560478512010
                          0x560478512014
                                              0x7fff53096ea6
        560478512010
                            560478512014
                                                7fff53096ea6
```

На что (особо интересное) обратим особое внимание? На то, как адрес переменной в локальном стеке (d3) отображается «впритык» к области раздела пользователь/ядро (с0000000 для 32-бит, ffff800000000000 для 64-бит).

7fff53096ea6

Теперь всё то же самое, но уже в пространстве ядра (модуль):

560478512014

<u>intptr.c :</u>

560478512010

```
if (IS_ENABLED(CONFIG_64BIT)) {
                 printk("64-bit");
         }
         else {
                 printk("32-bit");
         }
         printk("%20s%20s%20s%20s\n", "%p", "%px", "%pK", "int");
         show(&d);
  #if defined(CONFIG_64BIT)
         show(printk);
  #else
         show(_printk);
  #endif
         show((void*)PAGE_OFFSET);
         show((void*)current);
         show((void*)0xffff80000000000);
         return -2;
  }
  module_init(my_init);
Сравниваем выполнение:
       32-бит (ARM архитектура):
  $ uname -a
  Linux orangepione 5.15.25-sunxi #22.02.1 SMP Sun Feb 27 09:23:25 UTC 2022 armv7l GNU/Linux
  $ sudo insmod aslr.ko
  insmod: ERROR: could not insert module aslr.ko: Unknown symbol in module
  $ dmesg | tail -n8
  [52406.337384]
                                     0
                                                         0
                                                                              0
  [332941.968199] 32-bit
  [332941.968219]
                                     %p
                                                        %рх
                                                                             %рК
                                                                                                 int
  [332941.968232]
                               a2e0bee6
                                                   d617ddc2
                                                                        a2e0bee6
                                                                                            d617ddc2
  [332941.968251]
                               6de3fc8a
                                                   c09c49a1
                                                                        6de3fc8a
                                                                                            c09c49a1
                               6d66c095
                                                                        6d66c095
                                                                                            c0000000
  [332941.968260]
                                                   00000000
                               849d5575
                                                                        849d5575
                                                                                            c17e95c0
  [332941.968270]
                                                   c17e95c0
  [332941.968279]
                                      0
                                                          0
                                                                               0
                                                                                                   0
       64-бит:
  $ uname -a
  Linux R420 5.4.0-117-generic #132-Ubuntu SMP Thu Jun 2 00:39:06 UTC 2022 x86_64 x86_64 x86_64
  GNU/Linux
  make -C /lib/modules/5.4.0-117-generic/build
  M=/home/olej/2022/own.BOOKs/BHV.kernel/examples.tmp/aslr modules
  make[1]: вход в каталог «/usr/src/linux-headers-5.4.0-117-generic»
    CC [M] /home/olej/2022/own.BOOKs/BHV.kernel/examples.tmp/aslr/aslr.o
    Building modules, stage 2.
    MODPOST 1 modules
    CC [M] /home/olej/2022/own.BOOKs/BHV.kernel/examples.tmp/aslr/aslr.mod.o
            /home/olej/2022/own.BOOKs/BHV.kernel/examples.tmp/aslr/aslr.ko
  make[1]: выход из каталога «/usr/src/linux-headers-5.4.0-117-generic»
  $ sudo insmod aslr.ko
  insmod: ERROR: could not insert module aslr.ko: Unknown symbol in module
  $ dmesg | tail -n8
  [ 3295.057036] EXT4-fs (sdc1): mounted filesystem with ordered data mode. Opts: (null)
  [18255.111738] 64-bit
  [18255.111741]
                                                                                                int
                                    %р
                                                       %рх
                                                                            %pK
```

[18255.111746]	711d7836	ffffc1b8ebea3c56	ffffc1b8ebea3c56	ffffc1b8ebea3c56
[18255.111747]	f2444aa0	ffffffff84c8b926	ffffffff84c8b926	ffffffff84c8b926
[18255.111748]	b585547a	ffff9fa9c0000000	ffff9fa9c0000000	ffff9fa9c0000000
[18255.111749]	7b1f8113	ffff9fc08c079740	ffff9fc08c079740	ffff9fc08c079740
[18255.111749]	67ea386c	ffff800000000000	ffff800000000000	ffff800000000000

Основные ошибки модуля

Нормальная загрузка модуля командой insmod происходит без сообщений. Но при ошибке выполнения загрузки команда выводит сообщение об ошибке — модуль в этом случае не будет загружен в состав ядра. Вот наиболее часто получаемые ошибки при неудачной загрузке модуля, и то, как их следует толковать:

insmod: can't read 'xxxx': No such file or directory — неверно указан путь к файлу модуля, возможно, в указании имени файла не включено стандартное расширение имени файла модуля (*.ko), но это нужно делать обязательно.

insmod: error inserting 'xxxx.ko': -1 Operation not permitted — наиболее вероятная причина: у вас элементарно нет прав root для выполнения операций установки модулей. Другая причина того же сообщения: функция инициализации модуля возвратила ненулевое значение, нередко такое завершение планируется преднамеренно, особенно на этапах отладки модуля (и о таком варианте использования мы будем говорить неоднократно).

insmod: error inserting 'xxxx.ko': -1 Invalid module format — модуль скомпилирован для другой версии ядра (например 32 бит вместо 64) — перекомпилируйте модуль. Это та ошибка, которая почти наверняка возникнет, когда вы перенесёте любой рабочий пример модуля на другой компьютер, и попытаетесь там загрузить модуль: совпадение сигнатур разных инсталляций до уровня подверсий — почти невероятно.

insmod: error inserting 'xxxx.ko': -1 File exists — модуль с таким именем уже загружен, попытка загрузить модуль повторно.

insmod: error inserting 'xxxx.ko': -1 Invalid parameters — модуль запускается с указанным параметром, не соответствующим по типу ожидаемому для этого параметра.

insmod: ERROR: could not insert module md_32o.ko: Unknown symbol in module — в коде модуля использовано имя (вызов функции API ядра), которое не объявлено в ядре как **экспортируемое**, такой модуль может быть собран, но уже при сборке — будьте внимательны — вы **уже** получите сообщение (WARNING):

\$ make

Ошибка (сообщение) может возникнуть и при попытке выгрузить модуль (rmmod). Более того, обратите

внимание, что прототип функции выгрузки модуля void module_exit(void) – не имеет возможности вернуть код неудачного завершения: все сообщения в этом случак могут поступать только от подсистемы управления модулями операционной системы. Наиболее часто получаемые ошибки при неудачной попытке выгрузить модуль:

ERROR: Removing 'xxxx': Device or resource busy – счётчик ссылок модуля ненулевой, в системе есть (возможно) модули, зависимые от данного. Но не исключено и то, что вы в самом своём коде инкрементировали счётчик ссылок модуля, не декрементировав его назад. Такая же ситуация может возникать после аварийного сообщения ядра Ooops... после загрузки модуля (ошибка в коде модуля в ходе отработки). Вот протокол реальной ситуации после такой ошибки:

Здесь счётчик ссылок модуля не нулевой, но нет имени модулей, ссылающихся на данный. Что можно предпринять в подобных случаях? Только перезагрузка системы!

ERROR: Removing 'xxxx': Operation not permitted — самая частая причина такого сообщения — у вас просто нет прав root на выполнение операции rmmod. Более экзотический случай появления такого сообщения: не забыли ли вы в коде модуля вообще прописать функцию выгрузки: module_exit()? В этом случае в списке модулей можно видеть довольно редкий квалификатор permanent (в этом случае вы создали в принципе не выгружаемый модуль, и поможет только перезагрузка системы):

Обсуждение

Здесь и далее, некоторые разделы будут завершаться короткими текстами под названием «Обсуждение». Там, где они есть (а есть они далеко не ко всем разделам), это не непосредственные итоги предыдущего обсуждения, а скорее, некоторые отступления в сторону, «вынесенные за скобки», те попутные мысли, которые возникали при обсуждении, но не сформулировались в законченную форму: иногда это дополнительные рутинные детали, важные на практике, иногда вопросы по обсуждённому материалу, или дополнения к нему...

Итак, мы только что создали первый свой загружаемый модуль ядра. К этому времени можно взять на заметку следующее:

1. Программирование модуля ядра ничем принципиально не отличается от программирования в пространстве пользователя. Однако, для обеспечения функциональности модуля мы используем совершенно другой набор API (printk(), например, вместо привычного printf()). Такая дуальность вызовов (внешняя подобность) будет наблюдаться практически для всех разделов API (функции работы с текстовыми строками, управление памятью, примитивы синхронизации, ...). Но не стоит и обольщаться — эти имена и форматы вызовов API ядра, при внешнем подобии, временами могут существенно отличаться от API POSIX. Относительно API пространства пользователя существуют стандарты (POSIX и др.) и они хорошо описаны в литературе. API пространства ядра плохо описаны, и могут существенно изменяться от одной версии ядра к другой (главным образом, именно из-за отсутствия таких сдерживающих стандартов, как в API пространства пользователя). Поиск адекватных вызовов API для текущей версии ядра и есть одной из существенных трудностей программирования модулей ядра Linux. Мы ещё неоднократно вернёмся к этим вопросам по ходу дальнейшего текста.

2. В примерах выше, и далее по всему тексту, команды загрузки модуля я часто буду записывать вот так: \$ sudo insmod ./hello_printk.ko

Это связано с тем, что команда insmod, в отличие от подобной по действию команды modprobe, на которой мы остановимся позже, не предполагает какого либо **поиска** указанного ей к загрузке **файла** модуля, как это имеет место при запуске файлов приложений (список \$PATH) — либо файл точно указан со своим полным путевым именем (абсолютным или относительным) и тогда файл загружается, либо файл не находится по такому имени фвйла, и тогда insmod аварийно завершается:

```
$ sudo insmod zzz.ko
insmod: can't read 'zzz.ko': No such file or directory
```

Указание в примере выше имени файла модуля: ./hello_printk.ko и есть указание корректного полного относительного путевого имени. Однако успешной будет загрузка модуля и командой, записанной в такой форме:

```
$ sudo insmod hello_printk.ko
$ lsmod | grep hello
hello_printk 557 0
```

Это происходит потому, что утилита insmod открывает файл (модуля), указанный ей в качестве параметра вызовом POSIX API open (), который может интерпретировать имя файла, записанное без указания пути, как файл в текущем рабочем каталоге.

Примечание: Это несколько противоречит интуитивной **аналогии** загрузки модуля и запуска процесса (интерпретатором bash) пользовательского приложения, которые подобны по своему назначению: выполнение некоторого программного кода, содержащегося в указанном командой файле. При запуске пользовательского приложения, файл запрашиваемого приложения разыскивается последовательным перебором по списку путевых имён в переменной окружения \$PATH, когда командный интерпретатор (bash) выполняет системный вызов execve():

```
$ man 2 execve
```

Поскольку, обычно, путь «текущий каталог» (./) не включен явно в список путей РАТН, то запуск процесса без обозначения в команде запуска текущего каталога завершится ошибкой (поиска). При загрузке же (выполнении инсталляционного кода) модуля, запускающая утилита запрашивает имя файла модуля вызовом open(), допуская указание имени файла без ссылки на текущий каталог, но и не выполняя никакого другого поиска в случае неудачи. Подтвердить это можно простейшим экспериментом:

```
$ echo $PATH
...:/usr/local/sbin:...
$ ls /usr/local/sbin
$ sudo mv hello_printk.ko /usr/local/sbin
$ ls /usr/local/sbin
hello_printk.ko
$ sudo insmod hello_printk.ko
insmod: can't read 'hello_printk.ko': No such file or directory
```

Как полезное следствие из рассмотрения этого пункта: файл модуля может быть загружен **из любого места** файловой системы, если вы знаете и точно указываете путевое имя этого файла в любой удобной вам форме, например:

```
$ sudo insmod ~/hello_printk.ko
$ sudo insmod $HOME/hello_printk.ko
```

- 3. Ещё одна особенность (которая досаждает поначалу при работе с модулями и о которой приходится помнить), это то, что при установке модуля мы говорим:
- 6 Ни man-страница (\$ man 2 open), ни стандарт POSIX, ни описания в литературе не регламентируют строго поведение open() при указании имени файла без путевого имени, в Linux это интерпретируется как файл в текущем рабочем каталоге, но это не значит, что так же будет в других POSIX системах.

insmod hello_printk.ko

Но при выгрузке (остановке) этого же модуля, мы должны сказать:

```
# rmmod hello_printk
```

То есть, имя модуля при выгрузке указывается без путевого имени и расширения имени. Это связано с тем, что в этих родственных командах мы под подобным написанием указываем совершенно разные сущности: при установке — **имя файла** из которого должен быть установлен модуль ядра, а при выгрузке — **имя модуля** в памяти пространстве ядра (уже установленного и известного ядру), которое по написанию только совпадает с именем файла.

4. Обращаем внимание ещё на одну особенность: как бы мы не переименовывали **имя файла** уже ранее скомпилированного модуля, имя, под которым модуль **будет известным системе**, останется неизменным:

```
$ cp hello_printk.ko hello_printk_0.ko
$ sudo insmod hello_printk_0.ko
$ sudo rmmod hello_printk_0
ERROR: Module hello_printk_0 does not exist in /proc/modules
$ lsmod | head -n3
Module Size Used by
hello_printk 557 0
fuse 48375 2
```

\$ sudo rmmod hello_printk

Другими словами, имя файла, которое указывается команде insmod в качестве параметра, является только **именем контейнера**, из которого загружается код модуля; но само имя модуля, известное системе, содержится в самом бинарном **коде** модуля. Это ещё один уровень защиты целостности системы, о которых мы ещё будем упоминать позже.

5. Остановимся ещё на одном коротком замечании, которое будем ещё неоднократно подтверждать и уточнять далее... Модуль ядра, как уже можно предварительно заметить, может быть эквивалентен приложению пользовательского пространства, он может выполнять некоторые действия и не обязательно загружаться после этого резидентно. Первое отличие кода модуля от пользовательского приложения состоит в том, что ему позволено выполнять супервизорные действия: привилегированные команды, операции с аппаратными портами, реакцию на прерывания. Но такие привилегии означают и очень высокую стоимость ошибки в таком коде — он легко может разрушить операционную систему. Вторым важным качественным отличием будет то, что пользовательское приложение может позволить себе определённую небрежность в завершении: не освобождать динамически выделенную память, не закрывать открытые файловые дескрипторы ... - после завершения приложения такие действия за него «подчистит» ядро операционной системы. Следы же некорректных действий модуля останутся на всё время жизни системы (до её перезагрузки): выделенная, но не освобождённая модулю память, например, останется на всё это время как область с потерянными путями доступа, и не может быть освобождена.

Архитектура и вокруг...

Эти правила, язык и грамматика Игры, представляют собой некую разновидность высокоразвитого тайного языка, в котором участвуют самые разные науки и искусства ..., и который способен выразить и соотнести содержание и выводы чуть ли не всех наук. Герман Гессе «Игра в бисер».

Для ясного понимания чем является модуль для ядра, необходимо вернуться к рассмотрению того, как пользовательские процессы взаимодействуют с возможностями ядра, что представляют из себя системные вызовы, и какие интерфейсы возникают в этой связи от пользователя к ядру, или к модулям ядра, предоставляющим услуги ядра пользовательскому процессу.

В этой части мы временно отвлечёмся от ядра, и будем рассматривать что происходит именно в пользовательском приложении то, что связывает его с ядром. Те, кто спешат перейти непосредственнок написанию модулей ядра, могут безболезненно пропустить этот раздел.

Ядро: монолитное и микроядро

…передача сообщений как фундаментальная операция ОС — это просто упражнение в компьютерной мастурбации. Это может показаться приятным, но на самом деле вы ничего не сделаете.

Линус Торвальдс

Исторически все операционные системы, начиная от самых ранних (или даже начиная считать от самых рудиментарных исполняющих систем, которые с большой натяжкой вообще можно назвать операционной системой) делятся на самом верхнем уровне на два класса, различающихся в принципе:

- монолитное ядро (исторически более ранний класс), называемые ещё: моноядро, макроядро; к этому классу, из числа самых известных, относятся, например (хронологически): OS/360, RSX-11M+, VAX-VMS, MS-DOS, Windows (все модификации), OS/2, Linux, все клоны BSD (FreeBSD, NetBSD, OpenBSD), Solaris почти все широко звучащие имена операционных систем.
- микроядро (архитектура появившаяся позже), известный также как клиент-серверные операционные системы, или системы с обменом сообщениями; к этому классу относятся, например: QNX, MINIX 3, HURD, семейство ядер L4.

В микроядерной архитектуре все услуги для прикладного приложения система (микроядро) обеспечивает отсылая сообщения (запросы) соответствующим сервисам (драйверам, серверам, менеджерам ресурсов...), которые, что самое важное, выполняются не в супервизорном пространстве ядра (в одном из низших кольц защиты, не обязательно пользовательском). В этом случае не возникает никаких проблем с динамической реконфигурацией системы «на ходу» и добавлением к ней новых функциональностей (например, драйверов проприетарных устройств).

Примечание: Это же свойство обеспечивает и экстремально высокие живучесть и устойчивость микроядерных систем по сравнению с моноядерными: вышедший из строя драйвер можно перезагрузить не останавливая систему. Так что с утверждением Линуса Торвальдса, процитированным в качестве эпиграфа, можно было бы согласиться (и то с некоторой натяжкой) ... да и то, если бы в природе не существовало такой операционной системы как QNX, которая уже одна своим существованием оправдывает существование микроядерной архитектуры для сверх-надёжных областей применения. Но это уже совсем другая история, а сегодня мы занимаемся исключительно Linux.

В макроядерной архитектуре все услуги для прикладного приложения выполняют отдельные ветки кода

внутри ядра (в адресном пространстве ядра). До некоторого времени в развитии такой системы, и так было и в ранних версиях ядра Linux, всякое расширение функциональности достигалось пересборкой (перекомпиляцией) ядра. Для системы промышленного уровня это недопустимо. Поэтому, рано или поздно, любая монолитная операционная система начинает включать в себя ту или иную технологию динамической реконфигурации (что сразу же открывает дыру в её безопасности и устойчивости). Для Linux это — технология модулей ядра, которая появляется начиная с ядра 0.99 (1992г.) благодаря Питеру Мак-Дональду (Peter MacDonald).

С потребительской точки зрения сама операционная система операционная система пользователю ... «почти не нужна». Если не считать того, что она является для потребителя фактически библиотекой большого числа (несколько сот) общеупотребимых функций, предоставляемых системными вызовами. В противном случае все такие функции пришлось бы реализовывать пользователю в своём коде.

Кроме этой главной услуги для пользователя, ядро Linux обеспечивает ещё ряд задач, но они завуалированы внешне и мало заметны конечному потребителю:

- Управление ресурсами: файловыми системами, оперативной памятью, сетевым трафиком...
- Поддержка службы времени;
- Обслуживание периферии: обработка прерываний, операции ввода-вывода;
- Арбитраж процессоров между параллельными потоками в многозадачной операционной системе;

Мы частично коснёмся всех этих сервисов ядра, но позже, в следующих разделах.

Траектория системного вызова

Основным предназначением ядра всякой операционной системы, вне всякого сомнения, является обслуживание системных вызовов по запросам из выполняющихся в системе процессов (операционная система занимается этим, скажем 99.9% своего времени жизни, и только на оставшуюся часть приходится вся остальная экзотика, которой и посвящена эта книга: обработка прерываний, обслуживание таймеров, диспетчеризация потоков и подобные «мелочи»). Поэтому вопросы взаимосвязей и взаимодействий в операционной системе всегда нужно начинать с рассмотрения той цепочки, по которой проходит системный вызов.

В любой операционной системе системный вызов (запрос обслуживания со стороны системы) выполняется некоторой процессорной инструкцией прерывающей нормальное последовательное выполнение команд, и передающий управление коду режима супервизора (привилегированного режима). Это обычно некоторая команда программного прерывания, в зависимости от архитектуры процессора исторически это были команды с мнемониками подобными: svc, emt, trap, int и подобными. Если для конкретики проследить архитектуру Intel x86, то это традиционно команда программного прерывания с различным вектором, интересно сравнить, как это делают самые разнородные системы:

	Операционная система					
	MS-DOS	Windows	Linux	QNX	MINIX 3	
Дескриптор прерывания для системного вызова	21h	2Eh	80h	21h	21h	

⁷ Теоретически, реализовать системный вызов можно при помощи любого исключения, хоть при помощи деления на 0. Главное — это передача управления ядру.

⁸ Ранее, ещё на 80386, как утверждается, это делалось просто выполнением любой заведомо неверной инструкции: это был самый быстрый способ сделать системный вызов. Для этого обычно применялась бессмысленная и неверная инструкция lock nop, после исполнения которой процессором вызывался обработчик неверной инструкции. Это было больше 20 лет назад и, говорят, этим приёмом обрабатывались системные вызовы в корпорации Microsoft.

Я специально добавил в таблицу и две микроядерные операционные системы, которые принципиально по-другому строят обработку системных запросов: основной тип запроса обслуживания здесь требование отправки синхронного сообщения микроядра другому компоненту пользовательского пространства (драйверу, серверу). Но даже эта отличающаяся модель только скрывает за фасадом то, что выполнение системных запросов, например, в QNX: MsgSend() или MsgReply() - ничего более на «аппаратном языке», в конечном итоге, чем процессорная команда int 21h, с соответственно заполненными регистрами-параметрами.

Примечание: Начиная с некоторого времени (утверждается, что это примерно относится к началу 2008 года, или к времени версии Windows XP Service Pack 2) многие операционные системы (Windows, Linux) при выполнении системного вызова от использования программного прерывания int перешли к реализации системного вызова (и возврата из него) через новые команды процессора sysenter / sysexit. Это было связано с заметной потерей производительности Pentium IV при классическом способе системного вызова, и желанием из коммерческих побуждений эту производительность восстановить любой ценой. Но принципиально нового ничего не произошло: ключевые параметры перехода (CS, SP, IP) теперь загружаются не из памяти, а из специальных внутренних регистров MSR (Model Specific Registers) с предопределёнными (0х174, 0х175, 0х176) номерами (из большого их общего числа), куда предварительно эти значения записываются, опять же, специальной новой командой процессора wmsr... В деталях это громоздко, реализационно — производительно, а по сущности происходит то, что где-то назвали: «вектор прерывания теперь забит в железо, и процессор помогает нам быстрее перейти с одного уровня привилегий на другой». Ещё позже, AND предложила для своей модели (которую мы сейчас и знаем как X86 64) аналогичную по смыслу пару команд: syscall / sysret.

Другие процессорные платформы, множество которых поддерживает Linux, используют некоторый подобный механизм перехода в привилегированный режим (режим супервизора), например, для сравнения:

- РоwerPC обладает специальной процессорной инструкцией SC (system call), регистр r3 загружается номером системного вызова, а параметры загружаются последовательно в регистры от r4 по r8;
- ARM64 платформа также имеет специальную инструкцию syscall для осуществления системного вызова, номер системного вызова загружается в raw регистр, а параметры в rdi, rsi, rdx, r10, r8 и r9;

Этих примеров достаточно, чтобы представить, что на любой интересующей вас платформа картина сохраняется качественно совершенно одинаковая при полном различии в деталях.

Библиотечный и системный вызов из процесса

Теперь мы готовы перейти к более детальному рассмотрению прохождения системного вызова в Linux ... Там этот экскурс нужен, в общем, только для того, чтобы в дальнейшем ориентироваться: **что и где найти**!

Начнём рассмотрение с того как любой прикладной процесс запрашивает «библиотечную» услугу... Прикладной процесс вызывает требуемые ему услуги посредством библиотечного вызова ко множеству библиотек a). *.so — динамического связывания, или б). *.a — статического связывания. Примером такой библиотеки является стандартная C-библиотека (DLL — Dynamic Linked Library):

```
$ ls -l /lib/libc.*
lrwxrwxrwx 1 root root 14 Map 13 2010 /lib/libc.so.6 -> libc-2.11.1.so
$ ls -l /lib/libc-*.*
-rwxr-xr-x 1 root root 2403884 Янв 4 2010 /lib/libc-2.11.1.so
```

Часть (весьма значительная) вызовов обслуживается непосредственно внутри библиотеки, вообще не требуя никакого вмешательства ядра, пример тому: sprintf() (или все строковые POSIX функции вида str*()). Другая же часть потребует дальнейшего обслуживания со стороны ядра системы, например, вызов printf() (предельно близкий синтаксически к sprintf()). Тем не менее, все такие вызовы API классифицируются как библиотечные вызовы. Linux чётко регламентирует группы вызовов, относя библиотечные API к секции 3 руководств man. Хорошим примером тому есть целая группа функций для запуска дочернего процесса execl(), execlp(), execle(), execv(), execvp():

Хотя ни один из всех этих **библиотечных** вызовов не запускает никаким образом дочерний процесс, а ретранслируют вызов к единственному системному вызову execve():

```
$ man 2 execve
...
```

Описания системных вызовов (в отличие от библиотечных) отнесены к секции 2 руководств man. Системные вызовы далее преобразовываются в вызов ядра функцией syscall(), 1-м параметром которого будет номер требуемого системного вызова, например NR_execve. Для конкретности, ещё один пример: вызов printf(string), где: char *string — будет трансформироваться в write(1, string, strlen(string)), который далее — в sys_call(__NR_write,...), и ещё далее — в int 0x80 (полный код такого примера будет показан страницей ниже).

В этом смысле очень показательно наблюдаемое разделение (упорядочение) справочных страниц системы Linux по секциям:

```
$ man man
В таблице ниже показаны номера справочных разделов и описание их содержимого.
1 Исполняемые программы или команды оболочки (shell)
2 Системные вызовы (функции, предоставляемые ядром)
3 Библиотечные вызовы (функции, предоставляемые программными библиотеками)
4 Специальные файлы (обычно находящиеся в каталоге /dev)
5 Форматы файлов и соглашения, например о /etc/passwd
6 Игры
7 Разное (включает пакеты макросов и соглашения), например man(7), groff(7)
```

8 Команды администрирования системы (обычно, запускаемые только суперпользователем)

9 Процедуры ядра [нестандартный раздел]

Таким образом, в подтверждение выше сказанного, справочную информацию по библиотечным функциям мы должны искать в **секции 3**, а по системным вызовам — в **секции 2**:

```
$ man 3 printf
...
$ man 2 write
...

Детально о самом Syscall() можно посмотреть:

$ man syscall

ИМЯ

    syscall - непрямой системный вызов
    OB30P

        #include <sys/syscall.h>
        #include <unistd.h>
        int syscall(int number, ...)

ОПИСАНИЕ

    syscall() выполняет системный вызов, номер которого задаётся значением питьег и с заданными аргументами. Символьные константы для системных вызовов можно найти в заголовочном файле (sys/syscall.h).
```

Образцы констант некоторых хорошо известных системных вызовов (начало таблицы, в качестве примера) для архитектуры Intel:

```
$ head -n10 /usr/include/asm/unistd_32.h
```

```
#ifndef _ASM_X86_UNISTD_32_H
  #define _ASM_X86_UNISTD_32_H 1
  #define __NR_restart_syscall 0
  #define __NR_exit 1
  #define __NR_fork 2
  #define __NR_read 3
  #define NR write 4
  #define __NR_open 5
  #define __NR_close 6
  $ head -n10 /usr/include/asm/unistd_64.h
  #ifndef _ASM_X86_UNISTD_64_H
  #define _ASM_X86_UNISTD_64_H 1
  #define NR read 0
  #define ___NR_write 1
  #define __NR_open 2
  #define __NR_close 3
  #define __NR_stat 4
  #define __NR_fstat 5
  #define __NR_lstat 6
И такие же, аналогичные, определения в архитектуре ARM 32-бит (новый интерфейс EABI):
  $ head -n10 /usr/include/arm-linux-gnueabihf/asm/unistd-eabi.h
  #ifndef _ASM_UNISTD_EABI_H
  #define _ASM_UNISTD_EABI_H
  #define __NR_restart_syscall (__NR_SYSCALL_BASE + 0)
  #define __NR_exit (__NR_SYSCALL_BASE + 1)
  #define __NR_fork (__NR_SYSCALL_BASE + 2)
  #define __NR_read (__NR_SYSCALL_BASE + 3)
  #define __NR_write (__NR_SYSCALL_BASE + 4)
  #define __NR_open (__NR_SYSCALL_BASE + 5)
  #define __NR_close (__NR_SYSCALL_BASE + 6)
```

Kpome syscall() в Linux поддерживает (скорее рудиментно) и другой механизм системного вызова—lcall7(), устанавливая шлюз системного вызова, так, чтобы поддерживать стандарт iBCS2 (Intel Binary Compatibility Specification), благодаря чему на x86 Linux может выполняться **бинарный код**, подготовленный ранее для операционных систем FreeBSD, Solaris/86, SCO Unix. Но больше мы этот механизм совместимости упоминать не будем (он не привносит ничего принципиально иного).

Таблицы системных вызовов для разной архитектуры могут **существенно отличаться**, даже для близких родственных архитектур: сравните реализацию сетевых (сокетных) вызовов в Intel 32 и 64 бит. В 32-бит все сокетные операции реализуются через один единственный системный вызов (мультиплексированная, старая реализация):

```
#define __NR_socketcall 102
```

Все сокетные операции здесь передаются как единый системный вызов с кодом 102, который завершается в ядре вызовом, где первым параметром передаётся код сокетной операции, а вторым — указатель на массив параметров вызова⁹:

```
/* obsolete: net/socket.c */
asmlinkage long sys_socketcall(int call, unsigned long __user *args);
```

А для 64-бит архитектуры все сокетные операции реализуются уже как раздельные системные вызовы:

9 Сам автор этой схемы называет пишет: Данная методика кажется довольно уродливой (rather ugly) на первый взгляд, при сравнении с современными методами объектно-ориентированного программирования, но есть и определенная простота в нем. Он, также, хранит данные компактно, что улучшает попадание в кэши. Единственная проблема заключается в том, что выборка должна быть выполнена вручную, а это означает, что здесь легко выстрелить себе в ногу.

```
#define __NR_socket 41
#define __NR_connect 42
#define __NR_accept 43
#define __NR_sendto 44
#define __NR_recvfrom 45
#define __NR_recvmsg 46
#define __NR_recvmsg 47
#define __NR_shutdown 48
#define __NR_bind 49
#define __NR_listen 50
#define __NR_getsockname 51
#define __NR_getpeername 52
#define __NR_setsockopt 54
#define __NR_setsockopt 54
#define __NR_getsockopt 55
```

Показательно различие как в техника вызова, так и число задействованных в сетевых операциях системных вызовов.

Системные вызовы syscall() в Linux на процессоре x86 (32-бит) изначально выполнялись через прерывание int 0x80. Соглашение о системных вызовах в Linux отличается от общепринятого в Unix и соответствует соглашению «fastcall». Согласно ему, программа помещает в регистр еах номер системного вызова, входные аргументы размещаются в других регистрах процессора (таким образом, системному вызову может быть передано до 6 аргументов последовательно через регистры ebx, ecx, edx, esi, edi и ebp), после чего вызывается инструкция int 0x80. В тех относительно редких случаях, когда системному вызову необходимо передать большее количество аргументов (например, mmap), то они размещаются в структуре, адрес на которую передается в качестве первого аргумента (ebx). Результат возвращается в регистре eax, а стек вообще не используется. Системный вызов syscall(), попав в ядро, всегда попадает в таблицу sys_call_table, и далее переадресовывается по индексу (смещению) в этой таблице на величину 1-го параметра вызова syscall() - номера требуемого системного вызова. Уже в архитектуре X86_64, дальнейшем развитии, x86, использование возможности int 0x80 остаётся только для очень ограниченных случаев (статическая линковка и др. ограничения) ... но независимо от того, каким механизмом передаётся управление (пара команд sysenter/sysexit или пара syscall/sysret, или другим из ряда используемых) оно всегда попадает в таблицу ядра sys_call_table!

В любой другой поддерживаемой Linux/GCC аппаратной платформе (из многих) результат будет аналогичный: системные вызов syscall() будет «доведен» до команды программного прерывания (вызова ядра), применяемой на данной платформе, команд: EMT, TRAP или нечто подобное.

Конкретный **вид и размер** таблицы системных вызовов зависит от **процессорной архитектуры**, под которую компилируется ядро. Естественно, эта таблица определена в ассемблерной части кода ядра, но даже **имена** и структура файлов при этом отличаются. Сравним, для подтверждения этого, сравнительные определения некоторых (подобных между собой) системных вызовов (последних в таблице системных вызовов) для нескольких разных архитектур (в исходных кодах ядра 3.0):

Архитектура 32-бит Intel x86 (http://lxr.free-electrons.com/source/arch/?v=3.0) (самое окончание таблицы):

```
...
.long sys_prlimit64 /* 340 */
.long sys_name_to_handle_at
.long sys_open_by_handle_at
.long sys_clock_adjtime
.long sys_syncfs
.long sys_sendmmsg /* 345 */
.long sys_setns
```

To же окончание таблицы (http://lxr.free-electrons.com/source/arch/x86/include/asm/unistd_64.h?v=3.0) для близкой архитектуры AMD 64-бит:

```
#define __NR_syncfs 306
```

```
__SYSCALL(__NR_syncfs, sys_syncfs)

#define __NR_sendmmsg 307

_SYSCALL(__NR_sendmmsg, sys_sendmmsg)

#define __NR_setns 308

_SYSCALL(__NR_setns, sys_setns)
```

И то же окончание таблицы (http://lxr.free-electrons.com/source/arch/arm/kernel/?v=3.0) для архитектуры ARM:

```
/* 370 */

CALL(sys_name_to_handle_at)

CALL(sys_open_by_handle_at)

CALL(sys_clock_adjtime)

CALL(sys_syncfs)

CALL(sys_sendmmsg)

/* 375 */

CALL(sys_setns)
```

Последний (по номеру) системный вызов **для этой версии ядра** (3.0) с именем sys_setns, имеет номер (а это и полный размер таблицы, и **число** системных вызовов в архитектуре), соответственно: 346 для 32-бит архитектуры Intel x86, 308 для 64-бит архитектуры AMD/Intel, и 375 для архитектуры ARM. И так мы можем проследить размер и состав таблицы системных вызовов (селектора) для всех архитектур, поддерживаемых Linux. Кстати, здесь же мы можем посмотреть какие и сколько архитектур поддерживает Linux:

```
$ ls -w80 /usr/src/linux-headers-`uname -r`/arch
alpha arm64 h8300
                       Kconfia
                                   mips
                                          openrisc
                                                   riscv
                                                           sparc
                                                                      x86
      с6х
                      m68k
                                                    s390
arc
              hexagon
                                   nds32 parisc
                                                           um
                                                                      xtensa
arm
       csky
              ia64
                       microblaze nios2 powerpc
                                                    sh
                                                           unicore32
$ ls /usr/src/linux-headers-`uname -r`/arch | wc -w
```

(Этот перечень изменяется между версиями ядра, и актуальное его состояние для различных ядер можно смотреть здесь: http://lxr.free-electrons.com/source/arch/).

Возьмите на заметку ещё и то, что для некоторых архитектур в этом списке имя — только родовое название, которое объединяет много частных технических реализаций, часто несовместимых друг с другом. Вот, например, для общей архитектуры ARM существует сколько частных архитектур производителя:

```
$ ls /usr/src/linux-headers-`uname -r`/arch/arm
boot
                   mach-dove
                                     mach-nomadik
                                                    mach-tegra
common
                   mach-ep93xx
                                     mach-npcm
                                                    mach-uniphier
crypto
                   mach-exynos
                                     mach-nspire
                                                    mach-ux500
                   mach-footbridge
                                                    mach-versatile
include
                                    mach-omap1
Kconfig
                   mach-gemini
                                     mach-omap2
                                                    mach-vexpress
Kconfig.assembler
                   mach-highbank
                                     mach-orion5x
                                                    mach-vt8500
Kconfig.debug
                   mach-hisi
                                     mach-oxnas
                                                    mach-zyng
Kconfig-nommu
                   mach-imx
                                     mach-pxa
                                                    Makefile
kernel
                   mach-integrator
                                    mach-qcom
                                                    mm
lib
                   mach-iop32x
                                     mach-rda
                                                    net
mach-actions
                   mach-ixp4xx
                                     mach-realtek
                                                    nwfpe
                                     mach-realview plat-omap
mach-alpine
                   mach-keystone
mach-artpec
                   mach-lpc18xx
                                     mach-rockchip plat-orion
mach-asm9260
                   mach-lpc32xx
                                     mach-rpc
                                                    plat-pxa
mach-aspeed
                   mach-mediatek
                                     mach-s3c
                                                    plat-versatile
mach-at91
                   mach-meson
                                     mach-s5pv210
                                                    probes
mach-axxia
                   mach-milbeaut
                                     mach-sa1100
                                                    tools
mach-bcm
                   mach-mmp
                                     mach-shmobile
                                                    vdso
mach-berlin
                   mach-moxart
                                     mach-socfpga
                                                    vfp
                   mach-mstar
mach-clps711x
                                     mach-spear
                                                    xen
mach-cns3xxx
                   mach-mv78xx0
                                     mach-sti
mach-davinci
                   mach-mvebu
                                     mach-stm32
mach-digicolor
                   mach-mxs
                                     mach-sunxi
```

Ну и в завершение, рассмотрим код приложения который выполняет 3 системных вызова через **непрямой системный вызов** — syscall() (вызывающая часть **main** элементарна и не показана). Мы специально

используем вызовы с различающимися параметрами, как по числу, так и по типу:

mpsys.c :

```
void do_write(void) {
  char *str = "эталонная строка для вывода!\n";
  int len = strlen(str) + 1, n;
  printf("string for write length = %d\n", len);
  n = syscall(__NR_write, 1, str, len);
  if(n >= 0) printf("write return : %d\n", n);
   else printf("write error : %m\n");
}
void do_mknod(void) {
  char *nam = "ZZZ";
  int n = syscall(__NR_mknod, nam, S_IFCHR | S_IRUSR | S_IWUSR, MKDEV(247, 0));
  if(n >= 0) printf("mknod return : %d\n", n);
   else printf("mknod error : %m\n");
}
void do_getpid(void) {
  int n = syscall(__NR_getpid);
   if(n >= 0) printf("getpid return : %d\n", n);
   else printf("getpid error : %m\n");
}
```

Запись, использующая syscall(), будет корректно компилироваться в любой из поддерживаемых целевых платформ. В чём недостаток такой записи, и почему так не следует писать? А дело в том, что в такой записи уже полностью исключён контроль параметров вызова syscall() как по их числу, так и по типам: прототип syscall() описан как функция с переменным числом параметров. И именно стандартная библиотека GCC в своей реализационной части вводит взаимно однозначное соответствие каждого syscall() определённому библиотечному системному вызову, со строго оговоренным прототипом. Бииблиотечная эквивалентная реализация будет выглядеть так:

mplib.c:

```
void do_write(void) {
  char *str = "эталонная строка для вывода!\n";
  int len = strlen(str) + 1, n;
  printf("string for write length = %d\n", len);
  n = write(1, str, len);
   if(n >= 0) printf("write return : %d\n", n);
   else printf("write error : %m\n");
}
void do_mknod(void) {
  char *nam = "ZZZ";
  int n = mknod(nam, S_IFCHR | S_IRUSR | S_IWUSR, MKDEV(247, 0));
   if(n >= 0) printf("mknod return : %d\n", n);
   else printf("mknod error : %m\n");
}
void do_getpid(void) {
  int n = getpid();
  if(n \ge 0) printf("getpid return : %d\n", n);
   else printf("getpid error : %m\n");
}
```

Под капотом системного вызова

Всё, что ещё ниже системного вызова syscall(), независимо от того, каким механизмом этот системный вызов доводит управление до передачи ядру (int 0x80, или пара komand syscall/sysret) - это уже внутренняя «кухня», то что под капотом, и то, куда разработчику, даже модулей к ядру, обращаться не следует 10 , да и нужды на то нет. Прослеживание этого пути имеет смысл в том, чтобы полностью представлять сквозной путь функционального вызова библиотеки, через системный вызов 11 и до таблицы ядра sys_call_table.

Ассемблерный код, использующий int 0x80:

```
int80.s :
section
            .text
global
            start
start:
            edx, len
    mov
    mov
            ecx, msg
    mov
            ebx,1
                                ; file descriptor (stdout)
            eax,4
                                ; system call number (sys_write)
    mov
            08x0
    int
                                  ; call kernel
                                ; system call number (sys_exit)
    mov
            eax,1
            0x80
    int
                                   ; call kernel
section
            .data
msg
        db 'Hello, world!',0xa
len
        equ $ - msg
   Сборка<sup>12</sup> в режиме эмуляции режима x32 (для обратной совместимости):
$ nasm -f elf int80.s -o int80.32.o
$ ld -m elf_i386 int80.32.0 -o int80.32
$ file int80.32
int80.32: ELF 32-bit LSB executable, Intel 80386, version 1 (SYSV), statically linked, not
stripped
   И сборка в расширенном режиме, в рамках ограничений использования в 64-бит режиме:
$ nasm -f elf64 int80.s -o int80.64.o
$ ld int80.64.0 -o int80.64
$ file int80.64
int80.64: ELF 64-bit LSB executable, x86-64, version 1 (SYSV), statically linked, not stripped
$ ls -l int80*
-rwxrwxr-x 1 olej olej 8688 июн 12 22:00 int80.32
-rw-rw-r-- 1 olej olej 624 июн 12 21:59 int80.32.0
-rwxrwxr-x 1 olej olej 8912 июн 12 22:02 int80.64
-rw-rw-r-- 1 olej olej 864 июн 12 22:01 int80.64.0
-rw-rw-r-- 1 olej olej
                         444 июн 11 18:54 int80.s
```

Проверка выполнением:

- 10 Разработчики ядра убедительно просят не использовать непосредственно эти механизмы, а, при необходимости, определять новый syscall(). Они мотивируют это тем, что на уровне ниже syscall() не гарантируется сохранение и совместимость существующих механизмов в последующих версиях.
- 11 Есть очень хорошее описание этого на качественном уровне: «Эволюция системных вызовов архитектуры х86» [49]. Иллюстрирующие ассемблерные коды заимствованы оттуда.
- 12 Программу ассемблера nasm вам, скорее всего, придётся дополнительно установить стандартным образом в своём дистрибутиве, в составе одноимённого пакета в стандартном репозитории.

```
$ ./int80.32
Hello, world!
$ ./int80.64
Hello, world!
```

И один их основных механизмов (syscall/sysret) используемых в режиме 64-бит, как он выглядит:

syscall.s :

```
section
            .text
global
            _start
_start:
    mov
            rdx, len
                                                 ;message length
            rsi, msg
                                                 ;message to write
    mov
            rdi,1
    mov
                                                 ;file descriptor (stdout)
            rax,1
                                                 ;system call number (sys_write)
    mov
    syscall
                                                 ;system call number (sys_exit)
    mov
            rax,60
    syscall
section
            .data
        db 'Hello, world!',0xa
msg
        equ $ - msg
len
   Сборка:
$ nasm -f elf64 syscall.s -o syscall.o
$ ld syscall.o -o syscall.64
$ file syscall.64
syscall.64: ELF 64-bit LSB executable, x86-64, version 1 (SYSV), statically linked, not stripped
$ ./syscall.64
Hello, world!
```

Отслеживание системного вызова в процессе

Где размещён код, являющийся интерфейсом к системному вызову Linux? Особенно, если выполняемый процесс скомпилирован из языка, отличного от С ... Подобные особенности легко отследить, если собрать два сравнительных приложения (на С и С++) по принципу «проще не бывает» (архив prog_sys_call.tgz):

prog_c.c :

```
#include <stdio.h>
int main(int argc, char *argv[]) {
    printf("Hello, world!\n");
    return 0;
}

prog_cc.cc :
#include <iostream>
using std::cout;
using std::endl;
int main(int argc, char *argv[]) {
    cout << "Hello, world!" << endl;
    return 0;</pre>
```

}

Смотреть какие библиотеки (динамические) использует собранное приложение можем так:

Как легко видеть, эквивалент программы на языке C++ использует библиотеку API языка C (libc.so.6) в равной степени, как и программа, исходно написанная на C. Эта библиотека и содержит интерфейс к системным вызовам Linux.

Прослеживать, какие системные вызовы и в какой последовательности выполняет запущенный процесс, мы можем специальной формой команды запуска (через команду strace) такого процесса:

```
$ strace ./prog_c
...
write(1, "Hello, world!\n", 14Hello, world!
) = 14
...
$ strace ./prog_cc
...
write(1, "Hello, world!\n", 14Hello, world!
) = 14
```

Такой вывод объёмный и громоздкий, но он позволяет отследить в сложных случаях какие системные вызовы выполнял процесс. В показанном случае, пример показывает, помимо того, как две совершенно различные синтаксически конструкции (вызовы), из разных языков записи кода, разрешаются в один и тот же системный вызов write().

Отличия программ пространств ядра и пользователя

Того, что мы достигли в обсуждении, уже достаточно для того, чтобы подвести некоторые итоги, и систематизировать основные отличия от пространства пользовательских процессов, которые нас будут подстерегать в пространстве ядра [25]:

1. Это самое главное отличие для программиста, пишущего код: ядро **не имеет доступа** ни к каким библиотекам языка С (как, собственно, и к любым другим библиотекам, любого другого языка). Причин на то много, и их обсуждение не входит в наши планы. А как следствие, ядро оперирует со **своим собственным** набором API, отличающимся от POSIX API (отличающихся набором функций, их наименованиями, прототипами, параметрами...). Мы это видели на примере идентичных по смыслу, но различающихся вызовах printk() и printf(). И если мы и будем встречаться довольно часто с **якобы идентичными** функциями (sprint(), strlen(), strcat() и многие другие), то это только внешняя **видимость совпадения**. Эти функции реализуют ту же функциональность, но это **дубликатная** реализация: подобный код реализуется и размещается в разных местах, для POSIX API в составе библиотек, а для модулей — непосредственно в составе ядра.

Возьмём на заметку, что у этих двух эквивалентных реализаций будет и различная авторская (если можно так сказать) принадлежность, и время обновления. Реализация в составе библиотеки libc.so, изготавливается сообществом GNU/FSF в комплексе проекта компилятора GCC, и новая версия библиотеки (и

её заголовочные файлы в /usr/include) устанавливаются, когда вы обновляете версию компилятора. (пакета gcc). А реализация версии такой же функции, но в составе ядра, по авторству принадлежит разработчикам ядра Linux, и будет обновляться когда вы обновляете ядро, будь то из репозитария используемого вами дистрибутива, или собирая его самостоятельно из исходных кодов. А эти обновления (компилятора и ядра), как понятно, являются не всегда коррелированными и синхронизированными. Это не очевидная и часто опускаемая из виду особенность!

Косвенным следствием из сказанного будет то, что программный код процесса и модуля в качестве каталогов для файлов определений (.h) по умолчанию (#include <...>) будут использовать совершенно разные источники: /usr/lib/include и /lib/modules/`uname -r`/build/include, соответственно. Но об этом мы поговорим подробно, когда будем детально разбирать варианты сборки модулей.

Как следствие этой двойственности является то, что одной из основных трудностей программирования модулей как раз и является **нахождение и выбор** адекватных средств API из набора плохо документированных и достаточно часто изменяющихся API ядра. Если по POSIX API существуют многочисленные обстоятельные справочники, то по именам ядра (вызовам и структурам данных) таких руководств нет. А общая размерность имён ядра (в /proc/kallsyms) превышает 100000:

```
$ uname -r
5.4.0-117-generic
$ cat /proc/kallsyms | wc -l
144251
```

Из которых несколько десятков тысяч имён — это экспортируемые имена ядра:

```
$ cat /proc/kallsyms | grep " T " | wc -l
24465
$ cat /proc/kallsyms | grep " T " | head -n 10
ffffffff8ae00000 T startup_64
fffffff8ae00000 T _stext
fffffff8ae00000 T _text
fffffff8ae00000 T verify_cpu
fffffff8ae001e0 T start_cpu0
fffffff8ae001f0 T _startup_64
fffffff8ae00470 T pvh_start_xen
fffffff8ae01000 T hypercall_page
fffffff8ae02000 T _startup_secondary_64
```

Большинство механизмов ядра по своей функциональности сильно напоминают дуальные им, но гораздо лучше известные механизмы POSIX, но специфика исполнения их в ядре (и ещё историческая преемственность) накладывает отпечаток на форму API, делая вызовы отличающимися как по наименованию, так и по формату. Иногда очень помогает отслеживание аналогичных вызовов пространств пользователя и ядра, примеры только некоторых из них собраны в табл.1 (в обсуждениях, в конце этой главы) и они красноречиво говорят сами за себя.

- 2. Отсутствие защиты памяти. Если обычная программа предпринимает попытку некорректного обращения к памяти, ядро аварийно завершит процесс, послав ему сигнал SIGSEGV. И на этом всё завершается система аварийно завершит процесс. Но если ядро предпримет попытку некорректного обращения к памяти, результаты могут быть куда менее контролируемыми... и, с высокой вероятностью, это вызовет тут же крах всей системы (часто даже не успев создать посмертную диагностику). К тому же ядро не использует замещение страниц: каждый байт, используемый в ядре это один байт физической памяти.
- 3. В ядре нельзя использовать вычисления с плавающей точкой. Активизация режима вычислений с плавающей точкой требует (при переключении контекста) сохранения и восстановления регистров устройства поддержки вычислений с плавающей точкой (FPU), помимо других рутинных операций. Вряд ли в модуле ядра могут понадобится вещественные вычисления, но если такое и случится, то их нужно эмулировать через целочисленные вычисления (для таких целей существует множество библиотек, откуда вы можете заимствовать код).

4. Фиксированный стек – область адресного пространства, в которой выделяются локальные переменные. Локальные переменные – это все переменные, объявленные внутри блока, открывающегося левой открывающей фигурной скобкой и не имеющие ключевого слова static. Стек в пользовательском режиме настраиваемый и большой. Стек в режиме ядра ограничен по размеру (во время компиляции ядра) и не может быть изменён. Исторически стек ядра состоит из двух страниц, что обычно подразумевает, что это 8КВ на 32-битных архитектурах и 16КВ на 64-битных архитектурах – это размер фиксированный и абсолютный. Свой отдельный стек имеет каждый поток выполнения или поток ядра, кроме того, свой отдельный стек в ядре имеют процедуры обработки прерываний ISR.

Исходя из всего этого, в коде ядра нужно крайне осмотрительно использовать (или не использовать) конструкции, расточающие пространство стека: рекурсию, передача параметром структуры, или возвращаемое значение из функции как структура, объявление крупных локальных структур внутри функций и подобных им.

5. Последнее, пожалуй, немаловажное различие состоит в том, что в прикладном программировании вы вряд ли станете использовать инструментарий устаревших версий, например, компилятор GCC версии 4 или 6... при наличии под рукой:

```
$ gcc --version
gcc (Ubuntu 9.4.0-1ubuntu1~20.04.1) 9.4.0
Copyright (C) 2019 Free Software Foundation, Inc.
This is free software; see the source for copying conditions. There is NO warranty; not even for MERCHANTABILITY or FITNESS FOR A PARTICULAR PURPOSE.
```

Это же относится к любому инструментарию, применяемому в прикладном программировании — происходит активное обновление версий. Напротив, в отношении ядра, в обиходе (в разных областях применения) реально находятся ядра начиная от 2.6.32-2.6.38 и до самых последних (на сегодня) 5.4-5.19 — их отличия по времени ввода в эксплуатацию составляет 10-13 лет! И разработчики (модулей и приложений) вынуждены адаптировать часто свой код под механизмы API, различающиеся на десятилетие, в зависимости от техусловий проекта в котором они работают. А поэтому нужно понимать и применять эти механизмы во всём спектре вариабельности их от версии к версии. Мы не можем просто взять и забыть «...как это делалось в версии 3.14»!

Интерфейсы модуля

Модуль ядра является некоторым согласующим элементов потребностей в пространстве пользователя с возможностями, обеспечивающими эти потребности в пространстве ядра. Модуль (код модуля) может иметь (и пользоваться ними) набор предоставляемых интерфейсов как в сторону взаимодействия с монолитным ядром Linux (с кодом ядра, с API ядра, структурами данных...), так и в сторону взаимодействия с пользовательским пространством (пользовательскими приложениями, пространством файловых имён, реальным оборудованием, каналами обмена данными...). Поэтому удобно раздельно рассматривать механизмы взаимодействия модуля в направлении пользователя (в наружу) и в направлении механизмов ядра (внутрь).

Взаимодействие модуля с уровнем пользователя

Если с интерфейсом модуля в сторону ядра всё относительно единообразно — это API предоставляемый со стороны ядра, то вот с уровнем пользователя (командами, приложениями, системными файлами, внешними устройствами и другое разное — то, что заметно пользователю) у модуля есть много разных по своему назначению способов взаимодействия.

- 1. Диагностика из модуля (в системный журнал) printk():
- осуществляет вывод в текстовую консоль (или даже в графический терминал при определённых настройках!);
- осуществляет вывод в файл журнала /var/log/messages, /var/log/kern.log, /var/log/dmesg;
- содержимое файла журнала можно дополнительно посмотреть командой dmesg;
- это основное средство диагностики, а часто и средство отладки.

Конечно, сам вызов printk() это такой же вызов API ядра (интерфейс вовнутрь), как, скажем, strlen(), к примеру. Но эффект, результат, производимый таким вызовом, наблюдается в пространстве пользователя (вовне). Кроме того, это настолько значимый интерфейс к модулю, что мы должны его здесь выделить из числа прочих вызовов API ядра и отметить как отдельный специфический интерфейс.

2. **Копирование данных** в программном коде между пользовательским адресным пространством и пространством ядра (выполняется **только по инициативе модуля**). Это самая важная часть взаимодействия модуля с пользователем. Конечно, опять же, это всё те же вызовы из числа API ядра, но эти несколько вызовов предназначены для узко утилитарных целей: обмен данными между адресным пространством ядра и пространством пользователя. Логика **любого** системного вызова, а все взаимодействия с ядром сводятся к системным вызовам, состоит в том что: а). при поступлении запроса в ядро сразу выполняется **сору_from_user()** копирование данных параметров из пользовательского пространства и б). после выполнения запроса выполняется (при необходимости) **сору_to_user** данных результатов в пользовательское пространство.

Вот эти вызовы (мы их получим динамически из таблицы имён ядра, а только после этого посмотрим определения в заголовочных файлах):

```
$ sudo cat /proc/kallsyms | grep T | grep copy_to_user
...

fffffffff96316350 T _copy_to_user
...
$ sudo cat /proc/kallsyms | grep T | grep copy_from_user
...

ffffffff963162f0 T _copy_from_user
...
```

Реализованные inline вызовы copy_to_user() и copy_from_user() являются вызовами API ядра для данных **произвольного размера**. Для скалярных данных (фиксированного размера: u8 — u64) они просто копируют требуемый элемент данных (1-8 байт) между пространствами пользователя и ядра (в том или другом направлении). Для данных отличающегося размера (произвольных данных) эти вызовы, после требуемой проверки **доступности страницы данных**, вызывают обычный **memcpy()** между областями¹³.

```
$ sudo cat /proc/kallsyms | grep T | grep put_user
...
c05a7264 T __put_user_1
c05a7280 T __put_user_2
c05a729c T __put_user_4
c05a72b8 T __put_user_8
...
$ sudo cat /proc/kallsyms | grep T | grep get_user
...
c05a62e0 T __get_user_1
c05a62fc T __get_user_2
c05a6318 T __get_user_4
c05a6334 T __get_user_8
...
```

(Я сознательно здесь и далее показываю вывод команд в некоторых случаях в 64-бит системе X86, а в других случаях в 32-бит системе ARM или X86. Для того, чтобы мы привыкали и различали как адреса ядра выглядят в системах разной разрядности, к какой системе относится диагностика.)

Вызовы put_user() и get_user() — это макросы, используемые для обмена простыми скалярными типами данных (байт, слово, ...), которые пытаются определить размер пересылаемой порции данных (1, 2, 4 байта — для get_user() и 1, 2, 4, 8 байт — для put_user() 14) - именно то, что они реализуются как макросы, это даёт им возможность определить размер передаваемой порции данных без явного указания (по типу данных имени переменной). Почему мы не видим put_user() и get_user() среди

¹³ Сказанное относится к процессорной архитектуре x86, в другой процессорной архитектуре конкретная реализация copy_*_user() может быть совершенно другой, на что и указывает каталог размещения этих определений: asm/uaccess.h.

¹⁴ Почему такая асимметрия я не готов сказать.

экспортируемых символов ядра в /proc/kallsyms? Именно потому, что это макросы, подстановочно (при компиляции) разрешающиеся в имена с подчёркиванием, перечисленные выше. Вызовы put_user() и get_user() вызывают, в итоге, copy_to_user() и copy_from_user() для соответствующего числа байт.

Определения всех API этой группы можно найти в <asm/uaccess.h> (https://elixir.bootlin.com/linux/v5.4/source/include/asm-generic/uaccess.h), все они реализованы inline и доступны для рассмотрения. Прототипы имеют вид (восстановленный в вид, как он имел бы для функциональных вызовов — с типизированными параметрами):

```
long copy_from_user(void *to, const void __user * from, unsigned long n);
long copy_to_user(void __user *to, const void *from, unsigned long n);
int put_user(const void *x, void __user *ptr);
int get_user(void *x, const void __user *ptr);
```

Каждый вызовов этой группы API возвращает нулевое значение в качестве признака успешной операции, либо исходно переданное значение параметра n (положительное целое), как признак недоступности области для копирования. В комментариях утверждается, что передача коротких порций данных через put_user() и get_user() будет осуществляться быстрее.

Выше обсуждены наиболее часто упоминаемые вызовы обмена пространств ядра и пользователя. Там же определяются ещё ряд менее употребляемых вызовов (их конкретный перечень может меняться от версии ядра). Они предназначены для работы с нуль-терминальными символьными строками, учитывая, что в значительной части случаев обмениваемые данные — это именно символьные строки:

```
long strncpy_from_user(char *dst, const char __user *src, long count);
long strnlen_user(const char __user *src, long n);
long strlen_user(const char __user *src)
unsigned long clear_user(void __user *to, unsigned long n)
```

Для строчных функций strncpy_from_user(), strnlen_user(), strlen_user() очень важное отличие (отличающее их от похожих по наименованию функций POSIX), состоит в том, что длина в этих вызовах трактуется включая терминальный ноль (завершающий строку), поскольку при копировании этот нулевой байт тоже подлежит передаче.

Особенностью **всех** функций копирования данных между пространствами пользователя и ядра состоит в том, что реальному физическому копированию **всегда** предшествует проверка доступности страницы памяти, к которой принадлежат данные в пространстве пользователя. Поскольку мы используем виртуальный (логический адрес) эта страница на момент вызова может отсутствовать в памяти, быть выгруженной на диск. В таком случае потребуется загрузка страницы с диска. А это приведёт к блокированному состоянию (ожиданию) породившего ситуацию вызова copy_*_user(). А раз так, то **все** вызовы этой группы недопустимы из обработчика аппаратного прерывания, **из контекста прерывания**, о чём будет говориться далее. Такой вызов, если он произведён из контекста прерывания, чреват полной аварийной остановкой операционной системы.

3. Интерфейс взаимодействия посредством создания **символьных имён устройств**, вида /dev/XXX. Модуль может обеспечивать поддержку стандартных операций ввода-вывода на устройстве (как символьном, там и блочном). Это **основной** интерфейс модуля к пользовательскому уровню. И основной механизм построения **драйверов** периферийных устройств. Модуль должен обеспечить, кроме механизма **создания** символьного имени устройства (потокового или блочного), и весь минимум типовых операций для такого устройства, например, возможность из пользовательского процесса выполнить:

```
int fd = open(/dev/XXX, 0_RDWR);
int n = read(fd, ...);
n = write(fd, ...);
close(fd);
```

4. Взаимодействие через псевдофайлы (путевые имена) системы /proc (файловая система procfs). Модуль может создавать специфические для него индикативные псевдофайлы в /proc, туда модуль может писать отладочную или диагностическую информацию, или читать оттуда информацию управляющую. Соответственно, пользователь может читать из этих имён диагностику, или записывать туда управляющие воздействия. Это то, что иногда называют передачей внеполосовых данных, часто этот механизм (система

/proc) предлагается как замена, альтернатива ненадёжному механизму ioctl() для устройств. Эти псевдофайлы в /proc доступны для чтения-записи всеми стандартными командами Linux (в пределах регламента прав доступа, установленных для конкретного файлового имени):

```
# cat /proc/irq/27/smp_affinity
4
# echo 2 > /proc/irq/27/smp_affinity
```

Информация в /proc (и в /sys, о котором сказано ниже) представляется только в **символьном** изображении, даже если это отображение единичного числового значения.

5. Взаимодействие через файлы (имена) системы /sys (файловая система sysfs). Эта файловая система подобна (по назначению) /proc, но возникла заметно позже¹⁵. Первоначально система /sys была создана только для конфигурирования и управления периферийными устройствами (совместно с дуальной к ней подсистемой пространства пользователя udev), в том числе и устройствами горячего подключения. Но к настоящему времени её возможности стали намного шире этого. Считается, что её функциональность выше /proc, и она во многих качествах будет со временем заменять /proc. Некоторой отличительной особенностью информации в /proc и в /sys на сегодня есть то (но это больше традиция и привычки, ничего больше), что в /proc текстовая информация чаще представлены многострочным содержимым, таблицами, а в /sys — это чаще символьное представление одиночных значений:

\$ cat /proc/partitions

major minor #blocks name

```
1
           0
                    4096 ram0
  1
           1
                    4096 ram1
  1
           2
                    4096 ram2
           3
                    4096 ram3
  1
179
           0
               15558144 mmcblk0
               15396864 mmcblk0p1
179
           1
254
           0
                  251768 zram0
                   51200 zram1
254
           1
```

\$ cat /sys/module/battery/parameters/cache_time
1000

6. Взаимодействие модуля со стеком сетевых протоколов (главным образом со стеком протоколов IP, но это не принципиально важно, стек протоколов IP просто намного более развит в Linux, чем другие протокольные семейства). Модуль может создавать новые сетевые интерфейсы, присваивая им произвольные имена, которые отображаются в общем списке сетевых интерфейсов хоста:

\$ ip link

- 1: lo: <LOOPBACK,UP,LOWER_UP> mtu 65536 qdisc noqueue state UNKNOWN mode DEFAULT group default link/loopback 00:00:00:00:00:00 brd 00:00:00:00:00:00
- 2: em1: $<BROADCAST,MULTICAST,UP,LOWER_UP>$ mtu 1500 qdisc pfifo_fast state UP mode DEFAULT group default qlen 1000

```
link/ether a0:1d:48:f4:93:5c brd ff:ff:ff:ff:ff
```

3: wlo1: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc pfifo_fast state UP mode DORMANT group default qlen 1000

```
link/ether 34:23:87:d6:85:0d brd ff:ff:ff:ff:ff
```

Для такого интерфейса допустимо выполнение всех команд сетевой системы, таких как ip, ifconfig, route, netstat и всех других, по нему системой собирается статистика трафика и ошибок. Кроме того, модуль может, для вновь созданных или существующих интерфейсов, создавать новые протоколы, или модифицировать передаваемую по ним информацию (что актуально для шифрования, криптографирования потока, или сопровождения его какими-то метками данных).

Взаимодействие модуля с ядром

Для взаимодействия модуля с ядром, ядро (и подгружаемые к ядру модули) экспортируют набор имён, которые новый модуль использует в качестве **АРІ ядра** (это и есть тот набор вызовов, о котором мы говорили

¹⁵ Подсистема /proc — это общая идеология систем UNIX, постулированная на заре UNIX (ранние 70-е). Подсистема /sys — это специфика Linux, родившаяся в процессе развития Linux.

чуть выше, специально в примере показан уже обсуждавшийся вызов sprintf(), о котором мы уже знаем, что он как близнец похож на sprintf() из системной библиотеки GCC, но это совсем другая реализация). Все известные (об экспортировании мы поговорим позже) имена ядра мы можем получить:

```
# awk '/T/ && /print/ { print $0 }' /proc/kallsyms
...
c042666a T printk
...
c04e5b0a T sprintf
c04e5b2a T vsprintf
...
d087197e T scsi_print_status [scsi_mod]
...
```

Вызовы API ядра осуществляются по прямому **абсолютному** адресу 16 . Каждому экспортированному ядром или любым модулем именем соотносится адрес, он и используется для связывания при загрузке модуля, использующего это имя. Это основной механизм взаимодействия модуля с ядром.

Динамически формируемый (после загрузки) список имён ядра находится в файле /proc/kallsyms. Но в этом файле: a). более 100К строчек, и б). далеко не все перечисленные там имена доступны модулю для связывания:

```
$ cat /proc/kallsyms | wc -l
151165
```

Для того, чтобы разрешить первую проблему, нам необходимо бегло пользоваться (для фильтрации по самым замысловатым критериям) такими инструментами анализа регулярных выражений, как grep, awk (gawk), sed, perl или им подобными. Ключ ко второй нам даёт информация по утилите nm (анализ символов объектного формата), хотя эта утилита никаким боком и не соотносится непосредственно с программированием для ядра:

```
$ nm --help
Usage: nm [option(s)] [file(s)]
List symbols in [file(s)] (a.out by default).
...
$ man nm
...
    if uppercase, the symbol is global (external).
...
    "D" The symbol is in the initialized data section.
    "R" The symbol is in a read only data section.
    "T" The symbol is in the text (code) section.
...

Таким образом, например:
# cat /proc/kallsyms | grep sys_call
    c052476b t proc_sys_call_handler
    c07ab3d8 R sys_call_table
```

Здесь важнейшее имя ядра sys_call_table (таблица системных вызовов) известно в таблице имён, но не экспортируется ядром, и недоступно для связывания коду модулей (мы ещё детально вернёмся к этому вопросу).

Примечание: имя sys_call_table может присутствовать в /proc/kallsyms в одних дистрибутивах, и отсутствовать в других (я наблюдал 1-е в Fedora и множестве других, 2-е — в CentOS). Это имя вообще **экспортировалось** ядром до версий ядра 2.5, и могло напрямую быть использовано в коде, но такое состояние дел было признано не безопасным к ядру 2.6 и после этого оно **не экспортируется**.

¹⁶ Именно поэтому при изменениях в ядре (например, сборка с другими конфигурационными параметрами) адреса имён в /proc/kallsyms «поплывут», и вызов из модуля не соответствующего ядру сигнатурой (собранный вне этого ядра) произведёт вызов «в молоко», и приведёт к краху системы.

В первую очередь разработчика модулей интересуют **экспортируемые** имена ядра, которых обычно на порядок меньше их общего числа:

```
\ cat /proc/kallsyms | grep " T " | wc -l 24465
```

Относительно АРІ ядра нужно учитывать следующее:

- 1. Эти функции реализованы в ядре, при совпадении многих из них по форме с вызовами стандартной библиотеки С или системными вызовами по форме (например, всё тот же sprintf()) это совершенно другие функции. Заголовочные файлы для функций пространства пользователя располагаются в /usr/include, а для API ядра в совершенно другом месте, в каталоге /lib/modules/`uname -r`/build/include, это различие особенно важно.
- 2. Разработчики ядра не связывают себя особенно требованиями совместимости снизу вверх, в отличие от очень жёстких ограничений на пользовательские API, налагаемые стандартом POSIX. Поэтому API ядра достаточно произвольно меняются даже от одной подверсии ядра к другой. Они плохо документированы (по крайней мере, в сравнении с документацией POSIX вызовов пользовательского пространства). Детально изучать их приходится только по исходным кодам Linux, комментариям в коде, и по кратким текстовым файлам заметок в дереве исходных кодов ядра.

Коды ошибок

Коды ошибок API ядра в основной массе это те же коды ошибок, прекрасно известные по пространству пользователя, определены они в source/include/uapi/asm-generic (показано только начало обширной таблицы):

```
/* Operation not permitted */
#define EPERM
                                  /* No such file or directory */

/* No such process */

/* Interrupted system call */

/* I/O error */

/* No such device or address */

/* Argument list too long */

/* Exec format error */

/* Bad file number */

/* No child processes */

11  /* Try again */

/* Out of memory */

/* Permission desired */
#define ENOENT
                                          2
                                                      /* No such file or directory */
#define ESRCH
#define EINTR
#define EIO
#define ENXIO
#define E2BIG
#define ENOEXEC
#define EBADF
#define ECHILD
#define EAGAIN
#define ENOMEM
                             12
13
14
15
                                                   /* Permission denied */
#define EACCES
                                     /* Bad address */
/* Block device required */
/* Device or resource busy */
#define EFAULT
#define ENOTBLK
#define EBUSY
```

Основное различие состоит в том, что вызовы API ядра возвращают этот код **со знаком минус**, так как и нулевые и положительные значения возвратов зарезервированы для результатов нормального завершения. Так же (как отрицательные значения) должен возвращать коды ошибочного завершения программный код вашего модуля. Таковы соглашения в пространстве ядра.

Загрузка модулей

Утилита insmod получает имя файла модуля, и пытается загрузить его без проверок взаимосвязей, как это описано ниже. Утилита modprobe сложнее: ей передаётся передается или универсальный идентификатор, или непосредственно имя модуля. Если modprobe получает универсальный идентификатор, то она сначала пытается найти соответствующее имя модуля в файле /etc/modprobe.conf (устаревшее),

или в файлах *.conf каталога /etc/modprobe.d, где каждому универсальному идентификатору поставлено в соответствие имя модуля (в строке alias ..., смотри modprobe.d(5)).

Далее, по имени модуля утилита modprobe, по содержимому файла:

```
$ ls -l /lib/modules/`uname -r`/*.dep
-rw-r--r-- 1 root root 611114 июн 8 02:28 /lib/modules/5.4.0-117-generic/modules.dep
```

- пытается установить зависимости запрошенного модуля: модули, от которых зависит запрошенный, будут загружаться утилитой прежде него. Файл зависимостей modules.dep формируется (обновляется) командой:

```
# depmod -a
```

Той же командой (время от времени) мы обновляем и большинство других файлов modules.* этого каталога:

```
$ ls /lib/modules/`uname -r`
                                                           modules.pcimap
build
                  modules.block
                                       modules.inputmap
                                                                                updates
                                       modules.isapnpmap
                                                           modules.seriomap
extra
                  modules.ccwmap
                                                                                vdso
kernel
                  modules.dep
                                       modules.modesetting modules.symbols
                                                                                weak-updates
misc
                  modules.dep.bin
                                       modules.networking
                                                           modules.symbols.bin
                                                           modules.usbmap
                  modules.drm
                                       modules.ofmap
modules.alias
modules.alias.bin modules.ieee1394map modules.order
                                                            source
```

Интересующий нас файл содержит строки вида:

```
$ cat /lib/modules/`uname -r`/modules.dep
...
kernel/fs/ubifs/ubifs.ko: kernel/drivers/mtd/ubi/ubi.ko kernel/drivers/mtd/mtd.ko
...
```

Каждая такая строка содержит: a). модули, от которых **зависит** данный (например, модуль ubifs зависим от 2-х модулей ubi и mtd), и б). полные пути к файлам всех модулей. После этого загрузить модули не представляет труда, и непосредственно для этой работы включается (по каждому модулю последовательно) утилита insmod.

Примечание: если загрузка модуля производится непосредственно утилитой insmod, с указанием ей **имени** файла модуля, то утилита никакие зависимости не проверяет, и, если обнаруживает неразрешённое имя — просто завершает загрузку аварийно.

Утилита rmmod выгружает ранее загруженный модуль, в качестве параметра утилита должна получать **имя модуля** (не **имя файла модуля**). Если в системе есть модули, зависимые от выгружаемого (счётчик ссылок использования модуля больше нуля), то выгрузка модуля не произойдёт, и утилита rmmod завершится аварийно.

Совершенно естественно, что все утилиты insmod, modprobe, depmod, rmmod слишком кардинально влияют на поведение системы, и для своего выполнения, естественно, требуют права root.

Параметры загрузки модуля

Модулю при его загрузке могут быть переданы значения параметров — здесь наблюдается полная аналогия (по смыслу, но не по формату) с передачей параметров пользовательскому процессу из командной строки через массив argv[]. Такую передачу модулю параметров при его загрузке можно видеть в ближайшем рассматриваемом драйвере символьного устройства (архив cdev.tgz примеров). Более того, в этом модуле, если не указано явно значение параметра, то для него устанавливается его умалчиваемое значение (динамически определяемый системой старший номер устройства), а если параметр указан — то принудительно устанавливается заданное значение, даже если оно и недопустимо с точки зрения системы. Этот фрагмент выглядит так:

```
static int major = 0;
module_param(major, int, S_IRUGO);
```

Здесь определяется переменная-параметр (с именем major), и далее это же имя указывается в макросе module_param(). Подобный макрос должен быть записан для каждого предусмотренного параметра, и должен последовательно определить: а). имя (параметра и переменной), б). тип значения этой переменной, в). права доступа к параметру, отображаемому как путевое имя в системе / Sys.

Значения параметрам могут быть установлены во время загрузки модуля через insmod или modprobe; последняя команда также может прочитать значение параметров из своего файла конфигурации (/etc/modprobe.conf) для загрузки модулей.

Обработка входных параметров модуля обеспечивается макросами (описаны в linux/moduleparam.h>), вот основные (там же есть ещё ряд мало употребляемых), два из них приводятся с полным определением через другие макросы (что добавляет понимания):

Но даже из этого подмножества употребляются чаще всего только два: module_param() и module_param_array() (детально понять работу макросов можно реально выполняя обсуждаемый ниже пример).

Примечание: Последним параметром perm указаны права доступа (например, S_IRUGO | S_IWUSR), относящиеся к имени параметра, отображаемому в подсистеме /sys, если нас не интересует имя параметра отображаемое в /sys, то хорошим значением для параметра perm будет 0.

Для параметров модуля в макросе module_param() могут быть указаны следующие типы:

- -bool, invbool-булева величина (true или false) связанная переменная должна быть типа int. Тип invbool инвертирует значение, так что значение true приходит как false и наоборот.
- charp значение указателя на char выделяется память для строки, заданной пользователем (не нужно предварительно распределять место для строки), и указатель устанавливается соответствующим образом.
- -int, long, short, uint, ulong, ushort-базовые целые величины разной размерности; версии, начинающиеся с u, являются беззнаковыми величинами.

В качестве входного параметра может быть определён и массив выше перечисленных типов (макрос module_param_array()).

Пример, показывающий большинство приёмов использования параметров загрузки модуля (каталог/tools/parms.tgz) показан ниже:

<u>mod_params.c :</u>

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/moduleparam.h>
#include <linux/string.h>

MODULE_LICENSE("GPL");
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej@front.ru>");

static int iparam = 0; // целочисленный парамер module_param(iparam, int, 0);
```

```
static int k = 0;
                            // имена параметра и переменной различаются
module_param_named(nparam, k, int, 0);
static bool bparam = true;
                            // логический инверсный парамер
module_param(bparam, invbool, 0);
static char* sparam;
                            // строчный параметр
module_param(sparam, charp, 0);
#define FIXLEN 5
static char s[FIXLEN] = ""; // имена параметра и переменной различаются
module_param_string(cparam, s, sizeof(s), 0); // копируемая строка
static int aparam[] = \{ 0, 0, 0, 0, 0 \};
                                           // параметр - целочисленный массив
static int arnum = sizeof(aparam) / sizeof(aparam[0]);
module_param_array(aparam, int, &arnum, S_IRUGO | S_IWUSR);
static int __init mod_init(void) {
  int j;
  char msg[40] = "";
  printk("=======\n");
  printk("iparam = %d\n", iparam);
  printk("nparam = %d\n", k);
  printk("bparam = %d\n", bparam);
  printk("sparam = %s\n", sparam);
  printk("cparam = %s {%d}\n", s, strlen(s));
  sprintf(msg, "aparam [ %d ] = ", arnum);
  for(j = 0; j < arnum; j++) sprintf(msg + strlen(msg), " %d ", aparam[ j ]);
  printk("%s\n", msg);
  printk("=======\n");
  return -1;
}
module_init(mod_init);
```

В коде этого модуля присутствуют две вещи, которые могут показаться непривычными программисту на языке С, нарушающие стереотипы этого языка, и поначалу именно в этом порождающие ошибки программирования в собственных модулях:

- отсутствие резервирования памяти для символьного параметра sparam¹⁷;
- и динамический размер параметра-массива aparam (динамически изменяющийся после загрузки модуля);
- при этом этот динамический размер не может превысить статически зарезервированную максимальную размерность массива (такая попытка вызывает ошибку).

Но и то, и другое, хотелось бы надеяться, достаточно разъясняется демонстрируемым кодом примера.

Для сравнения - выполнение загрузки модуля с параметрами по умолчанию (без указания параметров), а затем с переопределением значений всех параметров:

17 Объявленный в коде указатель просто устанавливается на строку, размещённую где-то в параметрах запуска программы загрузки. При этом остаётся открытым вопрос: а если **после** отработки инсталляционной функции, **резидентный** код модуля обратится к такой строке, к чему это приведёт? Я могу предположить, что к критической ошибке, а вы можете проверить это экспериментально.

```
[14562.245822] sparam = (null)
[14562.245824] cparam = \{0\}
[14562.245828] aparam [5] = 0 0 0 0 0
# insmod mod_params.ko iparam=3 nparam=4 bparam=1 sparam=str1 cparam=str2 aparam=5,4,3
insmod: ERROR: could not insert module mod_params.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n8
[15049.389336] iparam = 3
[15049.389338] nparam = 4
[15049.389340] bparam = 0
[15049.389342] sparam = str1
[15049.389345] cparam = str2 \{4\}
[15049.389348] aparam [3] = 5 4 3
[15049.389350] ===========
                            -----
```

При этом массив aparam получил и новую размерность arnum, и его элементам присвоены новые значения.

Вводимые параметры загрузки и их значения в команде insmod жесточайшим образом контролируются (хотя, естественно, всё проконтролировать абсолютно невозможно), потому как модуль, загруженный с ошибочными значениями параметров, который становится составной частью ядра — это угроза целостности системы. Если хотя бы один из параметров признан некорректным, загрузка модуля не производится. Вот как происходит контроль для некоторых случаев:

```
# insmod mod_params.ko aparam=5,4,3,2,1,0
insmod: ERROR: could not insert module mod_params.ko: Invalid parameters
# echo $?
1
$ dmesg | tail -n2
[15583.285554] aparam: can only take 5 arguments
[15583.285561] mod_params: `5' invalid for parameter `aparam'
```

Здесь имела место попытка заполнить в массиве aparam число элементов большее, чем его зарезервированная размерность (5).

Попытка загрузки модуля с указанием параметра с именем, не предусмотренным в коде модуля, в некоторых конфигурациях (Fedora 14) приведёт к ошибке не распознанного параметра, и модуль не будет загружен:

```
$ sudo /sbin/insmod ./mod_params.ko zparam=3
insmod: error inserting './mod_params.ko': -1 Unknown symbol in module
$ dmesg | tail -n1
mod_params: Unknown parameter `zparam'
```

Но в других случаях (Fedora 20) такой параметр будет просто проигнорирован, а модуль будет нормально загружен:

```
# insmod mod_params.ko ZZparam=3
```

К таким (волатильным) возможностям нужно относиться с большой осторожностью!

```
# insmod mod_params.ko iparam=qwerty
```

```
insmod: ERROR: could not insert module ./mod_params.ko: Invalid parameters
$ dmesg | tail -n1
[16625.270285] mod_params: `qwerty' invalid for parameter `iparam'
```

Так выглядит попытка присвоения не числового значения числовому типу.

```
# insmod mod_params.ko cparam=123456789
insmod: ERROR: could not insert module mod_params.ko: No space left on device
$ dmesg | tail -n2
[16960.871302] cparam: string doesn't fit in 4 chars.
[16960.871309] mod_params: `123456789' too large for parameter `cparam'
```

А здесь была превышена максимальная длина для строки-параметра, передаваемой копированием.

Конфигурационные параметры ядра¹⁸

Все, кто собирал ядро, знают, что прежде компиляции ядра мы конкретизируем великое множество его параметров. Эти параметры определяют состав и поведение ядра и не могут быть позже изменены. Собираемому коду модуля часто бывает необходимо определиться в том с какими параметрами собиралось ядро, и получить доступ к этим параметрам.

Параметры в ядре

При конфигурировании ядра каждый из параметров (все они имеют символьный вид констант с именами вида CONFIG_*) может быть конфигурирован как :

- у собирать такую возможность непосредственно в монолит ядра:
- т собирать такую возможность как подгружаемый модуль;
- п не включать такую возможность в сборку;
- <строка> символьное значение присваиваемое параметру;

Параметры с которыми было собрано ядро находятся **обычно** (если сборщик не запретил такую возможность) в каталоге /boot в текстовом файле с именем /boot/config-`uname -a`:

```
$ ls /boot/config-*
  /boot/config-5.4.0-113-generic /boot/config-5.4.0-117-generic
Например (некоторые реально очень важные определения):
  $ grep CONFIG_X86_64 /boot/config-`uname -r`
  CONFIG_X86_64=y
  CONFIG_X86_64_SMP=y
  CONFIG_X86_64_ACPI_NUMA=y
  $ grep CONFIG_64BIT /boot/config-`uname -r`
  CONFIG_64BIT=y
  CONFIG 64BIT TIME=y
  $ grep CONFIG_COMPAT /boot/config-`uname -r` | grep -v ^#
  CONFIG_COMPAT_32=y
  CONFIG_COMPAT=y
  CONFIG_COMPAT_FOR_U64_ALIGNMENT=y
  CONFIG_COMPAT_OLD_SIGACTION=y
  CONFIG_COMPAT_32BIT_TIME=y
```

CONFIG_COMPAT_BINFMT_ELF=y
CONFIG_COMPAT_NETLINK_MESSAGES=y

¹⁸ Тема подсказана одним из читателей рукописи.

Но в некоторых дистрибутивах вы с удивлением обнаружите, что в каталоге /boot нет конфигурационных файлов (как и других, которые вы ожидаете). Например, одноплатный Raspberry Pi с операционной системой (сборкой) Raspberry Pi OS:

```
$ inxi -Sxxx
System:
 Host: raspberrypi Kernel: 5.15.32-v7+ armv7l bits: 32 compiler: gcc v: 10.2.1
 Console: tty 2 DM: LightDM 1.26.0 Distro: Raspbian GNU/Linux 11 (bullseye)
$ grep CONFIG_PAGE_OFFSET /boot/config-`uname -r`
grep: /boot/config-5.15.32-v7+: Нет такого файла или каталога
$ ls /boot
bcm2708-rpi-b.dtb
                          bcm2710-rpi-zero-2.dtb
                                                    fixup4.dat
                                                                  kernel.ima
                          bcm2710-rpi-zero-2-w.dtb fixup4db.dat LICENCE.broadcom
bcm2708-rpi-b-plus.dtb
bcm2708-rpi-b-rev1.dtb
                          bcm2711-rpi-400.dtb
                                                    fixup4x.dat
                                                                  overlavs
bcm2708-rpi-cm.dtb
                          bcm2711-rpi-4-b.dtb
                                                    fixup_cd.dat start4cd.elf
                                                                 start4db.elf
bcm2708-rpi-zero.dtb
                         bcm2711-rpi-cm4.dtb
                                                    fixup.dat
                         bcm2711-rpi-cm4s.dtb
bcm2708-rpi-zero-w.dtb
                                                    fixup_db.dat start4.elf
bcm2709-rpi-2-b.dtb
                          bootcode.bin
                                                    fixup_x.dat start4x.elf
bcm2710-rpi-2-b.dtb
                          cmdline.txt
                                                    issue.txt
                                                                 start_cd.elf
                                                    kernel7.img start_db.elf
bcm2710-rpi-3-b.dtb
                          config.txt
                                                    kernel7l.img start.elf
bcm2710-rpi-3-b-plus.dtb COPYING.linux
bcm2710-rpi-cm3.dtb
                          fixup4cd.dat
                                                    kernel8.img
                                                                  start x.elf
```

Это просто означает, что авторы дистрибутива (сборки) не сочли нужным помещать файл конфигурации в /boot/* - это их право. Не отчаивайтесь! Во всех дистрибутивах (современных, по крайней мере), там, где есть это в /boot/*, и там где нет, дубликат конфигураций находится в каталоге текущего ядра /lib/modules/`uname -r`/build/.config:

```
$ grep CONFIG_CPU_32 /lib/modules/`uname -r`/build/.config
CONFIG_CPU_32v6K=y
CONFIG_CPU_32v7=y
$ grep CONFIG_ARM= /lib/modules/`uname -r`/build/.config
CONFIG_ARM=y
```

Параметры которые вы конфигурировали как 'n' в конфигурационном файле будут закомментированы ('#' в 1-й позиции строки, и это позволяет с помощью grep отфильтровать только действующие параметры). Можем посмотреть насколько велико число конфигурационных параметров:

```
$ cat /boot/config-`uname -r` | grep '=y' | wc -l
2562
$ cat /boot/config-`uname -r` | grep '=m' | wc -l
5304
$ cat /boot/config-`uname -r` | grep ^# | wc -l
1985
```

В заголовочные (хедер) файлы ядра, использующиеся при сборке модулей, эти ядерные параметры ретранслируются в файл:

```
$ ls -l /lib/modules/`uname -r`/build/include/generated/autoconf.h -rw-r--r-- 1 root root 294109 июн 2 02:07 /lib/modules/5.4.0-117-generic/build/include/generated/autoconf.h
```

Он же¹⁹:

```
$ ls -l /usr/src/linux-headers-`uname -r`/include/generated/autoconf.h -rw-r--r- 1 root root 294109 июн 2 02:07 /usr/src/linux-headers-5.4.0-117-generic/include/generated/autoconf.h
```

Этот же файл параметров с точки зрения (/lib/modules/`uname -r`/build/include) умалчиваемого каталога хэдеров ядра: s0 — доступен вместе с параметрами в коде модуля.

¹⁹ В некоторых дистрибутивах (Fedora 35, например) этот путь /usr/src/linux-headers-* может отличаться, например выглядеть так: /usr/src/kernels/linux-headers-*, поэтому правильный путь — это определять заголовочные файлы именно через /lib/modules.

²⁰ В некоторых дистрибутивах и сборках (Fedora 35, например) схема помещения кофигурационных параметров в заголовочные файлы может существенно отличаться.

Символические имена параметров в этом файле определяются как препроцессорные константы, имеющие вид: CONFIG_*. Все конфигурационные параметры параметры ядра, определяемые в диалоге сборки, ретранслируются в этот файл следующим образом:

те параметры ядра, которые не были выбраны в диалоге сборки с ответом 'п' — просто не попадают в хэдер-файл, естественно: \$ cat /boot/config-`uname -r` | grep CONFIG_KERNEL_GZIP # CONFIG_KERNEL_GZIP is not set \$ cat /lib/modules/`uname -r`/build/include/generated/autoconf.h | grep CONFIG_KERNEL_GZIP те параметры ядра, которые были выбраны в диалоге сборки с ответом 'У' — соответствующие им конфигурационные параметры определены в файле <generated/autoconf.h> со значением 1: \$ cat /boot/config-`uname -r` | grep CONFIG_SWAP CONFIG_SWAP=y \$ cat /lib/modules/`uname -r`/build/include/generated/autoconf.h | grep CONFIG_SWAP #define CONFIG SWAP 1 те параметры ядра, для которых в диалоге сборки были установлены символьные значения (чаще всего, это путевые имена в файловой системе Linux) — определены в файле <generated/autoconf.h> как символьные константы, имеющие именно эти значения: \$ cat /lib/modules/`uname -r`/build/include/generated/autoconf.h | grep CONFIG_INIT_ENV_ARG_LIMIT #define CONFIG_INIT_ENV_ARG_LIMIT 32 \$ cat /lib/modules/`uname -r`/build/include/generated/autoconf.h | grep CONFIG_SECURITY_TOMOYO_POLICY_LOADER #define CONFIG_SECURITY_TOMOYO_POLICY_LOADER "/sbin/tomoyo-init" сложнее с теми параметрами ядра, которые были выбраны в диалоге сборки с ответом 'м' (собирать такую возможность как подгружаемый модуль) — тогда символическая константа с именем CONFIG_XXX, соответствующим конфигурационному параметру, не будет определена в файле <generated/autoconf.h>, но будет определена другая символическая константа с суффиксом _MODULE: CONFIG_XXX_MODULE, и значение её будет, естественно, 1: \$ cat /boot/config-`uname -r` | grep =m | grep CONFIG_NET_ACT_BPF CONFIG_NET_ACT_BPF=m \$ cat /lib/modules/`uname -r`/build/include/generated/autoconf.h | grep CONFIG_NET_ACT_BPF #define CONFIG_NET_ACT_BPF_MODULE 1 Несколько примеров: \$ cat /boot/config-`uname -r` | grep CONFIG_KERNEL_GZIP # CONFIG_KERNEL_GZIP is not set \$ cat /boot/config-`uname -r` | grep CONFIG_SWAP CONFIG_SWAP=y \$ cat /lib/modules/`uname -r`/build/include/generated/autoconf.h | grep CONFIG_SWAP #define CONFIG_SWAP 1 \$ cat /boot/config-`uname -r` | grep CONFIG_NET_ACT_BPF CONFIG NET ACT BPF=m \$ cat /lib/modules/`uname -r`/build/include/generated/autoconf.h | grep CONFIG_NET_ACT_BPF #define CONFIG_NET_ACT_BPF_MODULE 1 \$ grep CONFIG_64BIT /usr/src/linux-headers-`uname -r`/include/generated/autoconf.h #define CONFIG_64BIT_TIME 1 #define CONFIG_64BIT 1

(Не ищите какого-то смысла почему из многих тысяч параметров выбраны именно эти, и что они означают —

\$ grep CONFIG_OUTPUT_FORMAT /usr/src/linux-headers-`uname -r`/include/generated/autoconf.h

#define CONFIG_OUTPUT_FORMAT "elf64-x86-64"

эти параметры выбраны почти наугад из числа тех, которые позволят нам наглядно продемонстрировать в примерах как это выглядит в разных архитектурах.)

Параметры в модуле

Мы рассмотрели как конфигурационные параметры выглядят в ядре. Теперь мы можем сосредоточиться на том, как они выглядят со стороны подгружаемых модулей.

Разрабатываемый вами модуль может динамически считывать параметры ядра, к которому он подгружается, и реконфигурироваться в зависимости от набора обнаруженных параметров. Естественно, что параметры конфигурации ядра являются для модуля «только для чтения», модуль не может на них никак влиять. Но модуль может анализировать такие параметры как **окружение**, в котором ему предстоит работать, и, в зависимости от этого, устанавливаться в системе тем или иным образом (или вообще не устанавливаться при отсутствии каких-то возможностей, критических с позиции разработчика модуля).

Пример модуля, демонстрирующего доступность конфигурационных параметров ядра в коде модуля (архиве каталог tools/config):

config.c :

```
#include <linux/module.h>
static int __init config_init(void) {
#if defined(CONFIG SMP)
       printk("CONFIG_SMP = %d\n", CONFIG_SMP);
#else
       printk("CONFIG_SMP не определено\n");
#endif
#if defined(CONFIG_64BIT)
       printk("CONFIG_64BIT = %d\n", CONFIG_64BIT);
#else
       printk("CONFIG_64BIT не определено\n");
#endif
#if defined(CONFIG_OUTPUT_FORMAT)
       printk("CONFIG_OUTPUT_FORMAT = %s\n", CONFIG_OUTPUT_FORMAT);
#else
       printk("CONFIG_OUTPUT_FORMAT не определено\n");
#endif
#if defined(CONFIG_NET_ACT_BPF)
       printk("CONFIG_NET_ACT_BPF = %d\n", CONFIG_NET_ACT_BPF);
#elif defined(CONFIG_NET_ACT_BPF_MODULE)
       printk("CONFIG_NET_ACT_BPF_MODULE = %d\n", CONFIG_NET_ACT_BPF_MODULE);
#else
       printk("CONFIG_NET_ACT_BPF* не определено\n");
#endif
       return -1;
}
module_init(config_init);
MODULE_LICENSE("GPL");
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej.tsil@gmail.com>");
```

Здесь модуль **статически** скомпилируется в зависимости от **препроцессорных** констант параметров в той системе где он компилируется (или не скомпилируется вовсе из-за отсутствия некоторых зависимостей).

Но модуль может и **динамически** исследовать значения параметров конфигурации ядра, и адаптировать своё поведение в зависимости от них (пример в том же каталоге):

configr.c:

```
#include <linux/module.h>
static int __init config_runtime_init(void) {
       printk("CONFIG_SMP %soпределенo\n",
              IS_ENABLED(CONFIG_SMP) ? "" : "He ");
       printk("CONFIG_64BIT %soпределено\n",
              IS_ENABLED(CONFIG_64BIT) ? "" : "He ");
       if (IS_ENABLED(CONFIG_NET_ACT_BPF))
               printk("CONFIG_NET_ACT_BPF определено\n");
       if (IS_ENABLED(CONFIG_NET_ACT_BPF_MODULE))
               printk("CONFIG_NET_ACT_BPF_MODULE определено\n");
       if (!IS_ENABLED(CONFIG_NET_ACT_BPF))
               printk("CONFIG_NET_ACT_BPF* не определено\n");
       return -1;
}
module_init(config_runtime_init);
MODULE_LICENSE("GPL");
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej.tsil@gmail.com>");
```

Сборка модулей элементарна, это не интересно (Makefile приведен в каталоге примеров). А вот результаты интересно рассмотреть при компиляции одного и того же кода модулей в разных системах (архитектура процессора и разрядность):

```
Intel 64-бит:
  $ uname -a
  Linux R420 5.4.0-117-generic #132-Ubuntu SMP Thu Jun 2 00:39:06 UTC 2022 x86_64 x86_64 x86_64
  GNU/Linux
  $ sudo insmod config.ko
  insmod: ERROR: could not insert module config.ko: Operation not permitted
  $ dmesg | tail -n4
  [10169.865430] CONFIG_SMP = 1
  [10169.865432] CONFIG_64BIT = 1
  [10169.865434] CONFIG_OUTPUT_FORMAT = elf64-x86-64
  [10169.865434] CONFIG_NET_ACT_BPF_MODULE = 1
  $ sudo insmod configr.ko
  insmod: ERROR: could not insert module configr.ko: Operation not permitted
  $ dmesg | tail -n4
  [10204.438786] CONFIG_SMP определено
  [10204.438788] CONFIG_64BIT определено
  [10204.438789] CONFIG_NET_ACT_BPF определено
  [10204.438789] CONFIG_NET_ACT_BPF_MODULE определено
AMD 32-бит:
  $ uname -a
  Linux orangepione 5.15.25-sunxi #22.02.1 SMP Sun Feb 27 09:23:25 UTC 2022 armv7l GNU/Linux
  $ sudo insmod config.ko
  [sudo] пароль для olej:
  insmod: ERROR: could not insert module config.ko: Operation not permitted
```

```
$ dmesg | tail -n4

[488594.849785] CONFIG_SMP = 1

[488594.849811] CONFIG_64BIT не определено

[488594.849816] CONFIG_OUTPUT_FORMAT не определено

[488594.849820] CONFIG_NET_ACT_BPF_MODULE = 1

$ sudo insmod configr.ko

insmod: ERROR: could not insert module configr.ko: Operation not permitted

$ dmesg | tail -n4

[488627.271958] CONFIG_SMP определено

[488627.271984] CONFIG_64BIT не определено

[488627.271990] CONFIG_NET_ACT_BPF определено

[488627.271995] CONFIG_NET_ACT_BPF_MODULE определено
```

Возможность анализа значений параметров конфигурации ядра важна не только для модификации поведения кода модуля, но и, что ещё важнее, для предотвращения компиляции модуля в среде неподобающей ему конфигурации ядра (target platform not supported)!

Подсчёт ссылок использования

Одним из самых важных (и очень путанных по описаниям) понятий из сферы модулей есть подсчёт ссылок использования модуля. Счётчик ссылок является внутренним полем структуры описания модуля и, вообще то говоря, является слабо доступным пользователю непосредственно (что, может, и хорошо). При загрузке модуля начальное значение счётчика ссылок нулевое. При загрузке любого следующего модуля, который использует имена (импортирует), экспортируемые данным модулем, счётчик ссылок данного модуля инкрементируется. Модуль, счётчик ссылок использования которого не нулевой, не может быть выгружен командой rmmod. Такая тщательность отслеживания сделана из-за критичности модулей в системе: некорректное обращение к несуществующему модулю уже гарантирует крах всей системы.

Смотрим такую простейшую команду:

Здесь модуль, зарегистрированный в системе под именем (не имя файла!) i2c_core (имя выбрано произвольно из числа загруженных модулей системы), имеет текущее значение счётчика ссылок 5, и дальше в выводе следует перечисление имён 5-ти модулей на него ссылающихся. До тех пор, пока эти 5 модулей не будут удалены из системы, удалить модуль i2c_core будет невозможно.

В чём состоит отмеченная выше путаность всего, что относится к числу ссылок модуля? В том, что в области этого понятия происходят постоянные изменения от ядра к ядру, и происходят они с такой скоростью, что литература и обсуждения не поспевают за этими изменениями, а поэтому часто описывают какие-то несуществующие механизмы. До сих пор в описаниях часто можно встретить ссылки на макросы MOD_INC_USE_COUNT() и MOD_DEC_USE_COUNT(), которые увеличивают и уменьшают счётчик ссылок. Но эти макросы остались где-то в недрах ядер 2.4. В ядре 2.6 их место заняли функциональные вызовы (определённые в linux/module.h>):

- int try_module_get(struct module *mod) увеличить счётчик ссылок для модуля (возвращается признак успешности операции);
- void module_put(struct module *mod) уменьшить счётчик ссылок для модуля;
- unsigned int module_refcount(struct module *mod) возвратить значение счётчика ссылок для модуля;

В качестве параметра всех этих вызовов, как правило, передаётся константный указатель THIS_MODULE, так что вызовы, в конечном итоге, выглядят подобно следующему:

```
try_module_get(THIS_MODULE);
```

Таким образом, видно, что имеется возможность управлять значением счётчика ссылок из собственного модуля. Делать это нужно крайне обдуманно, поскольку если мы увеличим счётчик и симметрично его позже не уменьшим, то мы вообще никогда не сможем выгрузить модуль (до перезагрузки системы), это один из путей возникновения в системе «перманентных» модулей, другая возможность их возникновения: модуль успешно инсталлирующийся, но не имеющий в коде функции завершения. В некоторых случаях может оказаться нужным динамически изменять счётчик ссылок, препятствуя на время возможности выгрузки модуля. Это актуально, например, в функциях, реализующих операции open() (увеличиваем счётчик обращений) и close() (уменьшаем, восстанавливаем счётчик обращений) для драйверов устройств — иначе станет возможна выгрузка модуля, обслуживающего ещё открытое устройство, а следующие обращения (из процесса пользовательского пространства) к открытому дескриптору устройства будут направлены в не инициированную память!

И здесь возникает очередная путаница (которую можно наблюдать и по коду некоторых модулей): во многих источниках рекомендуется инкрементировать из собственного кода модуля счётчик использований при открытии устрйства, и декрементировать при его закрытии. Это было актуально, но с некоторой версии ядра (я не смог отследить с какой) это отслеживание делается автоматически при выполнении открытия/закрытия устройства (а ваши манипуляции создадут опасные избыточные значения счётчика ссылок). Примеры этого, поскольку мы пока не готовы к рассмотрению многих деталей такого кода, будут детально рассмотрены позже при рассмотрении множественного открытия для устройств (каталог dev/mopen).

Обсуждение

Из этой части рассмотрения мы можем уже вынести следующие заключения:

- 1. Программирование модулей ядра Linux это не только создание драйверов специфических устройств, но это вообще гораздо более широкая область: динамическое расширение функциональности ядра, добавление возможностей, которыми ранее ядро не обладало.
- 2. Программирование модулей ядра Linux, так чтобы особо принципиально, не отличается во многом от программирования в пространстве пользовательских процессов. Однако, для его осуществления невозможно привлечь существующие в пространстве пользователя POSIX API и использовать библиотеки; поэтому в пространстве ядра предлагаются дублирующие («параллельные») API и механизмы, большинство из них дуальны известным механизмам POSIX, но специфика исполнения в ядре (и историческая преемственность) накладывает на них отпечаток, что делает их отличающимися как по наименованию, так и по формату вызова и функциональности. Интересно отследить несколько аналогичных вызовов пространств пользователя и ядра, и рассмотреть их аналогичность вот только некоторые из них:

<u>Таблица 1: примеры вызовов API POSIX и ядра, несущих эквивалентную</u> функциональность.

API процессов (POSIX)	АРІ ядра		
<pre>strcpy(), strncpy(), strcat(), strcmp (), strncmp(), strchr (), strlen(), strnlen(), strstr(), strrchr()</pre>	<pre>strcpy (), strncpy (), strcat(), strcmp(), strncmp(), strchr(), strlen(), strnlen(), strstr(), strrchr()</pre>		
<pre>printf()</pre>	printk()		
<pre>execl(), execlp(), execle(), execv(), execvp(), execve()</pre>	call_usermodehelper()		
malloc(), calloc(), alloca()	kmalloc(), vmalloc()		
kill(), sigqueue()	send_sig()		
open(), lseek(), read(), write(), close()	<pre>filp_open(), kernel_read(), kernel_write(), vfs_llseek(), vfs_read(), vfs_write(), filp_close()</pre>		
atol(), sscanf()	simple_strtoul(), sscanf()		
pthread_create()	kernel_thread()		
<pre>pthread_mutex_lock(), pthread_mutex_trylock(), pthread_mutex_unlock()</pre>	<pre>rt_mutex_lock(), rt_mutex_trylock(), rt_mutex_unlock()</pre>		

3. Одна из основных трудностей программирования модулей состоит в нахождении и выборе слабо документированных и изменяющихся АРІ ядра. В этом нам значительную помощь оказывает динамические и статические таблицы разрешения имён ядра, и заголовочные файлы исходных кодов ядра, по которым мы должны постоянно сверяться на предмет актуальности ядерных АРІ текущей версии используемого нами ядра. Если по POSIX АРІ существуют многочисленные обстоятельные справочники, то по именам ядра (вызовам и структурам данных) таких руководств нет. А общая размерность имён ядра (/proc/kallsyms) уже превышает 100000, из которых свыше 20000 — это экспортируемые имена ядра (как будет подробно показано далее). Рассмотреть описательно такой объём не представляется возможным, а единственным путём, который обещает успех в освоении техники модулей ядра, видится максимальный объём законченных примеров работающих модулей «на все случаи жизни». Таким построением изложения мы и воспользуемся.

Инструментальное окружение

Учитель, всегда нужно знать, куда попал, если, стреляя в цель, промахнулся! Милорад Павич «Вывернутая перчатка».

Прежде, чем переходить к детальному рассмотрению кода модулей и примеров использования, бегло посмотрим на тот инструментарий, который у нас есть в наличии для такой деятельности. Те кто уверенно себя чувствует в консольных командах Linux, особенно относящихся к действий относительно ядра — могут сразу пропустить этот раздел.

Основные команды

Вот тот очень краткий «джентльменский набор» специфических команд, требуемых наиболее часто при работе с модулями ядра (что не отменяет требования по применению достаточно широкого набора общих команд Linux):

- # sudo insmod hello_printk.ko
- загрузка модуля в систему.
 - # rmmod hello_printk
- удаление модуля из системы.
 - # modprobe hello_printk
- загрузка модуля, ранее **инсталлированного** в систему, и всех модулей, требуемых его зависимостями (как может делаться постоянная инсталляция модуля в систему будет показано далее).
 - \$ modinfo ./hello_printk.ko
- вывод информации о файле модуля.

Команды rmmod, modprobe требуют указания **имени модуля**, а команды insmod, modinfo - указания **имени** файла модуля.

- \$ lsmod
- список установленных модулей и их зависимости.
 - # depmod
- обновление зависимостей модулей в системе, необходимых для корректной работы команды modprobe.
 - \$ dmesg
- вывод системного журнала, в том числе, и сообщений модулей.
 - # cat /var/log/messages
 # cat /var/log/kern.log
- вывод системного журнала, в том числе, и сообщений модулей, формат отличается от dmesg это 2 альтернативные формы в разных дистрибутивах, чтение требует прав root.
 - \$ nm mobj.ko
- команда, дающая нам список имён объектного файла, в частности, имён модуля с глобальной сферой видимости (тип Т) и имён, импортируемых данным модулем для связывания (тип U).

```
$ objdump -t hello_printk.ko
```

- детальный анализ объектной структуры модуля.

```
$ readelf -s hello_printk.ko
```

- ещё один инструмент анализа объектной структуры модуля.

Системные файлы

Краткий перечень системных файлов (псевдо-файлов, путевыз имён), на которые следует обратить внимание, с которыми нам предстоит много работать при отработке модулей:

/proc/modules — динамически создаваемый (обновляемый) список модулей в системе, именно отсюда черпает информацию команда lsmod. Считывать этот файл следует с правами root, иначе вместо адресных значений вы получите нулевые значения — это относится и к большинству файлов перечисляемых ниже. Это связано с безопасностью ядра (доступа по адресам имён). Вот как это выглядит в 32-бит ARM системе:

```
$ wc -l /proc/modules
45 /proc/modules
$ tail /proc/modules
uio_pdrv_genirq 20480 0 - Live 0x00000000
display_connector 20480 0 - Live 0x00000000
uio 16384 1 uio_pdrv_genirg, Live 0x00000000
cpufreq_dt 20480 0 - Live 0x00000000
ip_tables 24576 0 - Live 0x00000000
x_tables 28672 1 ip_tables, Live 0x00000000
autofs4 36864 2 - Live 0x00000000
sunxi 16384 0 - Live 0x00000000
phy_generic 20480 2 sunxi, Live 0x00000000
gpio_keys 20480 0 - Live 0x00000000
$ sudo tail /proc/modules
uio_pdrv_genirq 20480 0 - Live 0xbf850000
display_connector 20480 0 - Live 0xbf845000
uio 16384 1 uio_pdrv_genirq, Live 0xbf836000
cpufreq_dt 20480 0 - Live 0xbf828000
ip_tables 24576 0 - Live 0xbf82f000
x_tables 28672 1 ip_tables, Live 0xbf820000
autofs4 36864 2 - Live 0xbf816000
sunxi 16384 0 - Live 0xbf811000
phy_generic 20480 2 sunxi, Live 0xbf806000
gpio_keys 20480 0 - Live 0xbf800000
```

/boot/System.map-`uname -r` — статически созданный (при сборке ядра) файл содержит **статическую** таблицу всех имён ядра. (Не во всех сборках Linux присутствует этот файл — это определяется решением сборщика.) Особый интерес (но не только) представляют имена с обозначенным типом Т — это экспортируемые имена функциональных вызовов (АРІ ядра):

```
$ sudo grep ' T ' /boot/System.map-`uname -r` | tail
ffffffff82f1f17e T libata_transport_exit
fffffff82f1f404 T ledtrig_usb_exit
fffffff82f1f571 T xhci_debugfs_remove_root
ffffffff82f1f6b6 T rtc_dev_exit
fffffff82f1f6a1 T rproc_exit_debugfs
fffffff82f1fcb3 T rproc_exit_sysfs
ffffffff82f1fe56 T rfkill_handler_exit
```

```
fffffff83600000 T __init_scratch_begin
fffffff83a00000 T __init_scratch_end
```

/proc/kallsyms — **динамически** создаваемый список имён ядра, эта таблица содержит все имена из /boot/System.map-`uname -r`, но дополненные именами из загруженных модулей ядра (отмечены как [...]):

```
olej@R420:~$ sudo grep ' T ' /proc/kallsyms | tail
fffffffc035e610 T drm_release [drm]
fffffffc0368870 T drm_edid_get_monitor_name
                                               [drm]
fffffffc03890f0 T drm_agp_acquire
fffffffc036e6e0 T drm_gem_prime_export [drm]
fffffffc03608a0 T drm_ioctl_kernel
                                       [drm]
fffffffc0389160 T drm_agp_release
fffffffc0366030 T drm_mode_get_hv_timing
                                               [drm]
ffffffffc037cef0 T drm_vblank_restore
                                      [drm]
fffffffc01f6e40 T wmi_driver_unregister
                                               [wmi]
fffffffc01f6a80 T __wmi_driver_register
                                               [wmi]
```

До некоторого времени адреса объявляемые в /proc/kallsyms (динамические) и в /boot/System.map-`uname -r` (статические) совпадали по значениям. Но с 2005 года (с версии 2.6.12) в ядре Linux начал использоваться сначала простой, а затем и более сложный, вариант ASLR (Address Space Layout Randomization, рандомизация размещения адресного пространства). Этот механизм состоит в том, что адрес загрузки и все имена ядра смещаются при загрузке относительно их значений (адреса) в /boot/System.map-`uname -r` на а). фиксированную величину, б). которая случайным образом выбирается при загрузке, в). которая меняется от одной загрузки к следующей. Посмотрим сообщения уже рассматривавшегося модуля aslr.ko относительно адреса самого вызова printk():

```
$ dmesg | tail -n6
[12173.441037]
                                 %p
                                                     %рх
                                                                         %pK
                                                                                              int
. . .
                           d1756e2b
                                        fffffff8d88b926
                                                            fffffff8d88b926
                                                                                 fffffff8d88b926
[12173.441041]
. . .
   И сравним:
$ sudo grep ' printk'$ /boot/System.map-`uname -r` | grep ' T '
ffffffff81a8b926 T printk
$ sudo grep ' printk'$ /proc/kallsyms | grep ' T '
fffffff8d88b926 T printk
```

Значение в динамической таблице (/proc/kallsyms) совпадает с экспериментально считанным адресом размещения printk(), и отличается от размещения этого имени в статической таблице на величину ВЕ00000, и И на эту величину будут смещены все адреса размещения при этой загрузке системы. Технология ASLR создана для усложнения эксплуатации нескольких типов уязвимостей.

Но нужно проявлять осторожность при толковании адресных результатов — не во всех сборках системы! Вот как это выглядит, например, в 32-бит ARM системе:

```
$ sudo grep ' _printk'$ /boot/System.map-`uname -r` | grep ' T '
c09c49a0 T _printk
$ sudo grep ' _printk'$ /proc/kallsyms | grep ' T '
c09c49a0 T _printk
```

Следующие интересующие нас псевдо-файлы (из них мы получаем справочную информацию для проектирования модулей ядра, и анализируем результаты загрузки своих модулей):

/proc/slabinfo — динамическая детальная информация сляб-алокатора памяти (о нём мы будем говорить отдельно и подробно).

/proc/meminfo — сводная информация о использовании памяти в системе.

/proc/devices — список драйверов устройств, встроенных в действующее ядро.

/proc/dma — задействованные в данный момент каналы DMA.

/proc/filesystems — файловые системы, встроенные в ядро.

/proc/interrupts — список задействованных в данный момент прерываний.

/proc/ioports — список задействованных в данный момент портов ввода/вывода.

/proc/version — версия ядра (из этого источника черпает информацию команда uname):

```
$ cat /proc/version
```

```
Linux version 5.15.32-v7+ (dom@buildbot) (arm-linux-gnueabihf-gcc-8 (Ubuntu/Linaro 8.4.0-3ubuntu1) 8.4.0, GNU ld (GNU Binutils for Ubuntu) 2.34) #1538 SMP Thu Mar 31 19:38:48 BST 2022
```

\$ uname -a

Linux raspberrypi 5.15.32-v7+ #1538 SMP Thu Mar 31 19:38:48 BST 2022 armv7l GNU/Linux

/lib/modules/`uname -r`/build/include — это важнейший для нас каталог, содержащий все хэдер-файлы ядра (каталогпоумолчанию) для включения определений в код модуля; это эквивалент того, что мы имеем в пользовательском пространстве в каталоге /usr/include, без которого не обходится ни одна программа на С:

```
$ ls -w80 /lib/modules/`uname -r`/build/include
```

```
config dt-bindings kvm
acpi
                                           media pcmcia scsi
                                                                 target vdso
asm-generic crypto generated
                                 linux
                                           misc
                                                                 trace
                                                                        video
                                                  ras
clocksource
                    keys
                                 math-emu
                                           net
                                                  rdma
                                                          sound uapi
                                                                        xen
```

Графика, терминал и текстовая консоль

Ряд авторов утверждают, что графическая подсистема (X11 или Wayland) не подходит как среда для разработки и отладки модулей ядра, для этого годится только текстовая консоль... хотя дальше они тут же сами забывают эти свои нравоучения, и тут-же демонстрируют примеры, явно выполняемые в графическом терминале графической подсистемы. Таким образом, все подобные утверждения относятся, скорее, к области красивых народных легенд. Тем не менее, нужно отчётливо представлять соотношения текстовых и графических режимов (интерфейсов пользователя) в Linux, их особенности и ограничения. Текстовая консоль и текстовый графический терминал (эмулятор терминала) в Linux — это не одно и то же, нужно понимать их различия, и когда вам годится одно, а когда другое...

Вывод (и ввод) на **терминал** (работающий в графической системе) проходит через множество промежуточных слоёв, в отличие от **текстовой консоли**, и может значительно отличаться по поведению при работе с программами ядра²¹. По этой причине отладка модулей в текстовой консоли всё ещё остаётся актуальной... Поэтому есть смысл коротко остановиться на работе с текстовыми консолями.

Управление текстовыми консолями

Далее, в силу её значимости для отработки программ ядра, коротко отвлечёмся на чисто текстовую консоль. Текстовая консоль — это одна из самых старых подсистем UNIX и Linux, поэтому за своё существование она сменила **много** разных систем инициализации и управления. Но к сегодня практически во всех модификациях Linux для управления сервисами используется подсистема systemd [34], вот его сервис инициализации консоли:

```
\ ls -l /usr/lib/systemd/system/getty@.service
```

```
-rw-r--r 1 root root 1975 anp 21 15:54 /usr/lib/systemd/system/getty@.service
```

²¹ Напротив, в прикладных программах пространства пользователя текстовая консоль и графический терминал — это практически эквиваленты в своём поведении. но могут различаться в отношении языковой локализации.

Вообще то, в Linux, так исторически повелось ещё со времён ранних UNIX, может быть **до 64** текстовых консолей (tty0 ... tty63):

\$ ls -w100 /dev/tty*

```
/dev/tty /dev/tty16 /dev/tty24 /dev/tty32 /dev/tty40 /dev/tty49 /dev/tty57 /dev/tty8 /dev/tty0 /dev/tty17 /dev/tty25 /dev/tty33 /dev/tty41 /dev/tty5 /dev/tty58 /dev/tty9 /dev/tty1 /dev/tty18 /dev/tty26 /dev/tty34 /dev/tty42 /dev/tty50 /dev/tty59 /dev/ttyAMA0 /dev/tty10 /dev/tty19 /dev/tty27 /dev/tty35 /dev/tty43 /dev/tty51 /dev/tty6 /dev/tty91 /dev/tty11 /dev/tty2 /dev/tty28 /dev/tty36 /dev/tty44 /dev/tty52 /dev/tty60 /dev/tty12 /dev/tty20 /dev/tty29 /dev/tty37 /dev/tty45 /dev/tty53 /dev/tty61 /dev/tty13 /dev/tty13 /dev/tty14 /dev/tty24 /dev/tty54 /dev/tty62 /dev/tty14 /dev/tty22 /dev/tty30 /dev/tty39 /dev/tty47 /dev/tty55 /dev/tty63 /dev/tty63 /dev/tty15 /dev/tty23 /dev/tty31 /dev/tty44 /dev/tty48 /dev/tty56 /dev/tty7
```

Но из этого числа **инициализированных** текстовых консолей в Linux обычно по умолчанию 7 — это традиция Linux, идущая ещё от нескольких старых систем инициализации консолей:

```
$ sudo fgconsole
7
```

Ho, более того, именно systemd (в отличие от старых систем инициализации) не инициализирует все консоли из 7-ми, как легко видеть, инициализированы только tty1 и tty7 (с графической сессией Xorg):

```
$ ps -Af | grep tty
```

```
465 0 мая30 tty7 00:25:37 /usr/lib/xorg/Xorg :0 -seat seat0 -auth
root
          483
/var/run/lightdm/root/:0 -nolisten tcp vt7 -novtswitch
root
                  1 0 мая30 tty1 00:00:00 /bin/login -f
                  1 0 мая30 ?
root
          486
                                  00:00:00 /sbin/agetty -o -p -- \u --keep-baud
115200,57600,38400,9600 ttyAMA0 vt220
          529
               485 0 мая30 tty1 00:00:00 -bash
                                     00:00:00 grep --color=auto tty
olej
        15468 2368 0 19:10 pts/4
```

Все остальные из 7-ми умалчиваемых консолей инициализируются только непосредственно при переключении на них.

Часто, при отработке в текстовой консоли модулей ядра, требующих такой отладки, этого числа консолей может быть недостаточно. Как увеличить число консолей? Для этого делаем инициализацию:

```
$ sudo systemctl start getty@tty9.service
```

```
$ sudo systemctl status getty@tty9
```

```
• getty@tty9.service - Getty on tty9
```

июн 12 18:30:00 R420 systemd[1]: Started Getty on tty9.

В противовес не инициадизированным ещё консолям:

```
$ sudo systemctl status getty@tty10
```

```
• getty@tty10.service - Getty on tty10
    Loaded: loaded (/lib/systemd/system/getty@.service; disabled; vendor preset: enabled)
    Active: inactive (dead)
    Docs: man:agetty(8)
        man:systemd-getty-generator(8)
        http://0pointer.de/blog/projects/serial-console.html
```

И убеждаемся в инициализации консоли сверх 7-ми:

```
$ ps -Af | grep tty | grep tty9
root    70161    1 0 18:30 tty9    00:00:00 /sbin/agetty -o -p -- \u --noclear tty9 linux
olej    78056    24154    0 19:21 pts/5    00:00:00 grep --color=auto tty9
```

Общеизвестно, что между текстовыми консолями можно переключаться **одновременным** нажатием <Ctrl>+<Alt>+<Fi>- где i — номер функциональной клавиши: 1...12. Но как переключатся между консолями когда их больше 12-ти? Самый универсальный способ — команда (смена виртуального терминала):

```
# chvt 9
```

Пример того, как получить информацию (если забыли) кто, как и где зарегистрирован в системе, и как эту информацию толковать:

\$ who				
root	tty2	2011-03-19	08:55	
olej	tty3	2011-03-19	08:56	
olej	:0	2011-03-19	08:22	
olej	pts/1	2011-03-19	08:22	(:0)
olej	pts/0	2011-03-19	08:22	(:0)
olej	pts/2	2011-03-19	08:22	(:0)
olej	pts/3	2011-03-19	08:22	(:0)
olej	pts/4	2011-03-19	08:22	(:0)
olej	pts/5	2011-03-19	08:22	(:0)
olej	pts/6	2011-03-19	08:22	(:0)
olej	pts/9	2011-03-19	09:03	(notebook)

Здесь:

- а). 2 строки (строки 1, 2) это регистрации в текстовых **консолях** (#2 и #3, соответственно) под разными именами (root и olej);
- б). Х11 графическая консоль (строка 3) регистрация (консоль #7, графический дисплей 0:0);
- в). 7 открытых графических терминалов внутри Х11, дисплей:0;
- г). одна удалённая сессия с регистрацией по SSH (последняя строка) с сетевого хоста с именем notebook.

Коротко о компиляторе GCC

Исходный код модулей ядра в Linux, при всём богатстве языковых средств разработки в Linux для **прикладного** программирования, создаётся **исключительно** на языке С. Но написав программный код модуля, его ещё нужно и скомпилировать. Даже для одного только языка С в Linux могут использоваться, присутствуют и используются несколько различных компиляторов, как то:

- основной компилятор Linux gcc, компилятор из GNU-проекта GCC;
- компилятор сс из состава интегрированной среды разработки IDE Solaris Studio операционной системы Open Solaris (ещё недавно фирмы Sun Microsystems, а на сегодня фирмы Oracle);
- активно развивающийся в рамках проекта LLVM компилятор Clang (кандидат для замены gcc в операционной системе FreeBSD, причина чему лицензия);
- PCC (Portable C Compiler) новая реализация компилятора, развиваемого ещё с 70-х годов, получившая новую жизнь в операционных системах NetBSD и OpenBSD.

Все из них, и ещё некоторые из свободно развиваемых проектов, могут использоваться в Linux с успехом (утверждается, что код, компилированный IDE Solaris Studio в ряде случаев заметно производительнее компилированного gcc). Тем не менее, вся эта альтернативность возможна только в проектах

пользовательского адресного пространства, в программировании ядра и, соответственно, модулей ядра, на сегодня применяется исключительно компилятор gcc. Причина этому — значительные синтаксические расширения gcc относительно стандартов языка C.

Примечание: Существуют экспериментальные проекты по сборке Linux компилятором, отличным от GCC. Есть сообщения о том, что компилятор Intel C имеет достаточную поддержку расширений GCC чтобы компилировать ядро Linux. В 2013 году сообщалось, что Clang из проекта LLVM достиг такой степени совместимости, что ним полностью были собраны ядро и всё окружение Linux.. Но при всех таких попытках пересборка может быть произведена только полностью, «с нуля»: начиная со сборки ядра и уже только потом сборка модулей. В любом случае, ядро и модули должны собираться одним компилятором.

Начало GCC было положено Ричардом Столлманом, который реализовал первый вариант GCC в 1985 на нестандартном и непереносимом диалекте языка Pascal, позднее компилятор был переписан на языке Си Леонардом Тауэром и Ричардом Столлманом и выпущен в 1987 как компилятор для проекта GNU (http://ru.wikipedia.org/wiki/GCC). Компилятор GCC имеет возможность осуществлять компиляцию:

- с нескольких языков программирования (точный перечень зависит от опций сборки самого компилятора gcc);
- в систему команд множества (нескольких десятков) процессорных архитектур;

Достигается это двухуровневый структурой. Верхний уровень выполняет синтаксический разбор исходного языка и генерацию промежуточного кода (RTL, Register Transfer Language — язык регистрового переноса). Нижний уровень генерирует машинный код , который должен выполняться на указанной целевой машине. Этот процесс поддерживается со стороны утилит GNU:

- программа лексического анализатора flex, свободный аналог UNIX утилиты lex;
- программа синтаксического парсера bison, свободный аналог UNIX утилиты уасс;
- нижний уровень ассемблирования из RTL-кода может быть подключен к любому новому языку программирования;

Одно из свойств (для разработчиков модулей Linux), отличающих GCC в положительную сторону относительно других компиляторов, это расширенная многоуровневая (древовидная, иерархическая) система справочных подсказок, включённых в саму утилиту qcc:

```
$ gcc --version
```

```
gcc (Ubuntu 9.4.0-1ubuntu1~20.04.1) 9.4.0
Copyright (C) 2019 Free Software Foundation, Inc.
This is free software; see the source for copying conditions. There is NO warranty; not even for MERCHANTABILITY or FITNESS FOR A PARTICULAR PURPOSE.
```

И далее ... самая разная справочная информация, например, одна из полезных — **опции** компилятора, которые включены по умолчанию при указанном уровне оптимизации:

\$ gcc -Q -O3 --help=optimizer

The following options control optimizations:

- -0<number>
- -Ofast
- -0g
- -0s
- -faggressive-loop-optimizations [enabled]

-falign-functions	[enabled]
-falign-functions=	16
-falign-jumps	[enabled]
-falign-jumps=	16:11:8
-falign-labels	[enabled]
-falign-labels=	0:0:8
-falign-loops	[enabled]
-falign-loops=	16:11:8

```
-fassociative-math [disabled]
-fassume-phsa [enabled]
-fasynchronous-unwind-tables [enabled]
-fauto-inc-dec [enabled]
```

Для подтверждения того, что установки опций для разных уровней оптимизации (-00, -02, -03 ...) отличаются, и уточнения в чём состоят эти отличия, проделаем следующий эксперимент:

```
$ gcc -Q -O2 --help=optimizer > O2
$ gcc -Q -03 --help=optimizer > 03
$ diff 02 03
53c53
                                             [disabled]
   -fgcse-after-reload
    -fgcse-after-reload
                                             [enabled]
67c67
   -finline-functions
                                             [disabled]
<
    -finline-functions
                                             [enabled]
   -fipa-cp-clone
                                             [disabled]
<
                                             [enabled]
   -fipa-cp-clone
$ diff 02 03 | grep "\-\-" | wc -l
14
```

Для этих опций — различие в 14 значениях!

Существует множество параметров GCC, специфичных для каждой из поддерживаемых целевых платформ, которые можно включать при компиляции модулей, например, в переменную EXTRA_CFLAGS используемую Makefile. Проверка платформенно зависимых опций может делаться так:

```
$ gcc --target-help
Ключи, специфические для целевой платформы:
...
-m32 Генерировать 32-битный код i386
...
-msoft-float Не использовать аппаратную плавающую арифметику
-msse Включить поддержку внутренних функций ММХ и SSE при генерации кода
-msse2 Включить поддержку внутренних функций ММХ, SSE и SSE2 при генерации кода
```

GCC имеет значительные синтаксические расширения (такие, например, как инлайновые ассемблерные вставки, или использование вложенных функций), не распознаваемые другими компиляторами языка С — именно поэтому альтернативные компиляторы вполне пригодны для сборки приложений, но мало пригодны для пересборки ядра Linux и сборки модулей ядра.

Невозможно в пару абзацев даже просто назвать то множество возможностей, которое сложилось за 25 лет развития проекта, но, к счастью, есть исчерпывающее полное руководство по GCC более чем на 600 страниц, и оно издано в русском переводе [8], которое просто рекомендуется держать под рукой на рабочем столе в качестве справочника.

Ассемблер в Linux

Необходимо несколько слов сказать об ассемблере. Язык ассемблера практически никогда не бывает нужен **прикладному** программисту (по крайней мере, программисту в Linux). Но разработчику модулей в отдельных случаях он может помочь, часто даже не столько для написания конечного кода, сколько для понимания того, с чем приходится иметь дело (в коде Linux ядра достаточно много ассемблерных инлайновых

вставок), для экспериментов, для отладки, и поиска тонких ошибок и неисправностей. В сложных случаях иногда бывает полезным изучить ассемблерный код, генерируемый компилятором GCC как промежуточный этап компиляции, и убедиться, что ... компилятор вас неправильно понял. В конечном счёте, вопрос о том, нужно ли разработчику знание ассемблера должен разрешаться так: разработчик модулей не обязан писать на языке ассемблера, но желательно понимать, написанное на ассемблере..., а уж тем более этот код различать.

В предыдущих редакциях этого текста, в этом месте находилось достаточно обстоятельное описание возможностей использования ассемблерного кода в Linux. Но сейчас я оставлю здесь только некоторые вводные замечания — очень коротко, позволяющие интересующимся углубиться в этот предмет самостоятельно.

В некоторых сложных случаях иногда бывает нужно изучить ассемблерный код, генерируемый GCC (в приложении пользователя) как промежуточный этап компиляции. Увидеть сгенерированный GCC ассемблерный код можно компилируя командой с ключами:

```
$ gcc -S -o my_file.S my_file.c
```

Примечание: Посмотреть результат ещё более ранней фазы препроцессирования можно, используя редко применяемый ключ -E:

```
$ gcc -E -o my_preprocessed.c my_file.c
```

Возможно использование ассемблерного кода **для всех типов** процессорных архитектур (х86, PPC, MIPS, AVR, ARM, ...) поддерживаемых GCC — но синтаксис записи этого кода будет радикалоно **отличаться** для различных платформ (регистры, их число и обозначение, мнемоника команд ... всё-всё-всё).

Для генерации кода GCC вызывает as (раньше часто назывался как gas), конфигурированный под целевой процессор, например так:

```
$ as --version
```

```
GNU ассемблер (GNU Binutils for Ubuntu) 2.34

Соругідht (C) 2020 Free Software Foundation, Inc.

Эта программа является открытым программным обеспечением; вы можете распространять её согласно условиям GNU General Public License версии 3 или более новой версии.

Эта программа не имеет абсолютно никаких гарантий.

Ассемблер настроен на цель x86_64-linux-gnu.
```

Или так (совершенно разные аппаратные платформы):

```
$ as --version
```

```
GNU ассемблер (GNU Binutils for Raspbian) 2.35.2

Copyright (C) 2020 Free Software Foundation, Inc.

Эта программа является открытым программным обеспечением; вы можете

распространять её согласно условиям GNU General Public License версии 3 или

более новой версии.

Эта программа не имеет абсолютно никаких гарантий.

Ассемблер настроен на цель arm-linux-gnueabihf.
```

Помимо нативного ассемблера Linux as, вы можете установить другие популярные у любителей этого дела приложения ассемблеров:

```
$ nasm --version
NASM version 2.14.02
$ yasm --version
yasm 1.3.0
Compiled on Apr 1 2020.
Copyright (c) 2001-2014 Peter Johnson and other Yasm developers.
Run yasm --license for licensing overview and summary.
```

Устанавливаются они из одноимённых пакетов стандартного репозитория вашего дистрибутива типовым способом для дистрибутива. Помимо минимального числа ассемблерных файлов (расширение *.s или *.S) в коде (ядра) Linux гораздо шире используется такое специфическое расширение компилятора GCC как инлайновые ассемблерные вставки — когда вовнутрь С-кода включаются, по необходимости, несколько

ассемблерных строк, компилируемых в монолите С-кода.

Но если вы, вдруг, решили поэкспериментировать в ассемблере в Linux, то прежде всего обратите внимание на такую вещь как **нотация** записи ассемблерного кода...

Нотация АТ&Т

Ассемблер GCC использует синтаксическую нотацию AT&T, в отличие от нотации Intel (которую используют, например, все инструменты Microsoft, компилятор C/C++ Intel, многоплатформенный ассемблер NASM) [26][27] .

Примечание: Обоснование этому простое - все названные инструменты, использующие нотацию Intel, используют её применительно исключительно к процессорам архитектуры x86. Но GCC является многоплатформенным инструментом, поддерживающим не один десяток аппаратных платформ, ассемблерный код каждой из этих множественных платформ может быть записан в AT&T нотации.

В нотации АТ&Т строка записанная как:

```
movl %ebx, %eax // EBX -> EAX
Выглядит в Intel нотации так:
mov eax, ebx // EAX <- EBX
```

Основные принципы AT&T нотации, принципиально отличающие её от более привычной многим Intel нотации (идущей и известной ещё из MS-DOS):

- 1. Порядок операндов (направление выполнения операции): <Операция> <Источник>, <Приемник> (слева направо) в Intel нотации порядок обратный (справа налево).
- 2. Названия регистров имеют явный префикс % указывающий, что это регистр. То есть %eax, %dl, %esi, %xmm1 и так далее. То, что названия регистров не являются зарезервированными словами, несомненный плюс: для различных процессорных архитектур это может быть самая различная запись, например: %1, %2, (VAX, Motorola 68000).
- 3. Названия констант начинаются с \$ и могут быть выражением. Например: movl \$1, %eax
- 4. Обязательное **явное** задание размеров операндов в суффиксах (последний символ мнемоники команды) команд (b это byte, w это word, l это long, q это quadword). В командах типа movl %edx, %eax это может показаться излишним, однако является весьма наглядным средством, когда речь идет o: incl (%esi) или хогw \$0x7, mask
- 5. Значение без префикса означает адрес. Это еще один камень преткновения новичков. Просто следует запомнить, что:

```
movl $123, %eax — записать в регистр %eax число 123, movl 123, %eax — записать в регистр %eax содержимое ячейки памяти с адресом 123, movl var, %eax — записать в регистр %eax значение переменной var, movl $var, %eax — загрузить адрес переменной var
```

- 6. Для косвенной адресации необходимо использовать круглые скобки. Например: movl (%ebx), %eax загрузить в регистр %eax значение переменной, по адресу находящемуся в регистре %ebx.
- 7. SIB-адресация: смещение (база, индекс, множитель).

Однострочные примеры:

```
popw %ax /* извлечь 2 байта из стека и записать в %ax */
movl $0x12345, %eax /* записать в регистр константу 0x12345
movl %eax, %ecx /* записать в регистр %ecx операнд, который находится в регистре %eax */
movl (%ebx), %eax /* записать в регистр %eax операнд из памяти, адрес которого
находится в регистре адреса %ebx */
```

Пример: а вот как выглядит последовательность ассемблерных инструкций для реализации системного вызова на exit(EXIT_SUCCESS) на x86 архитектуре:

```
movl $1, %eax /* номер системного вызова exit - 1 */
movl $0, %ebx /* передать 0 как значение параметра */
```

Всё, что записано в программе на ассемблере, будь это ассемблерный отдельно компилируемый файл, или описываемые ниже инлайновые ассемблерные вставки — всё это будет платформенно зависимо! Начиная с самых основ, с синтаксиса такого фрагмента: символьные обозначения регистров на каждой платформе будут различаться. Более того, близкие платформы, не разделяемые обычно на пользовательском уровне, такие как х86 32-бит (IA-32) и 64-бит (IA-64), а также АМD64 — будут все между собой различаться в ассемблерной записи! Поэтому ассемблерный код более пригоден для изучения и иллюстрации происходящего, чем для практических целей. Если же это потребуется в рабочем проекте (о чём нужно тщательно продумать), то такие фрагменты прописываются раздельно для всех платформ, где проект может эксплуатироваться, и «обкладываются» соответствующими препроцессорными #ifdef директивами.

Примечание: Во всех рассматриваемых примерах, здесь и везде далее, где для ясности понимания будет привлекаться ассемблерный код, он будет записан в синтаксической нотации 32-бит платформы х86 — где обратное не будет сказано явно.

Инлайновый ассемблер GCC

GCC Inline Assembly — встроенный ассемблер компилятора GCC, представляющий собой язык макроописания интерфейса компилируемого высокоуровнего кода с ассемблерной вставкой. Синтаксис инлайн вставки в С-код - это оператор вида (в терминологии синтаксиса языка С — оператор, отделяемый от следующего символом ;):

```
asm [volatile] ("команды и директивы ассемблера" /* как последовательность текстовых строк */
: [<выходные параметры>] : [<входные параметры>] ;
);
```

Где, в простейшем виде:

- выходные параметры это запись того, как значения регистров будут записаны в выходные переменные С кода после выполнения фрагмента, например: "=a"(res) содержимое регистра %eax будет записано в целочисленную переменную res;
- входные параметры это запись того, как переменные С кода будут занесены в регистры процессора перед выполнением фрагмента, например: "b"((long)(str)), "c"((long)(len)) значение указателя (адрес) строки str будет загружено в регистр %ebx, а целочисленное значение длины строки len в регистр %ecx;
- **изменяемые параметры** это запись списка (через запятую) тех регистров, содержимое которых может портиться при выполнении фрагмента, так, чтобы компилятор мог принять меры по их хранению, например: "%ecx", "%edi" два регистра процессора объявлены модифицируемыми в процессе выполнения фрагмента.
- команды и директивы ассемблера это записанный в формате текстовой строки языка С фрагмент (может быть достаточно большой) программы, подлежащей макро-преобразованию в язык ассемблера; если это многострочный фрагмент программы, то его строки завершаются ограничителями \n или \n\t.

В простейшем случае, когда фрагмент ассемблера не требует параметров, это может быть простейшая запись вида:

```
asm [volatile] ("команды ассемблера");
```

Примеры:

1. То, как записать несколько строк инструкций ассемблера:

2. Пример выполнения системного вызова write(), (только в 32-битной системе) определение функции:

```
int write_call(int fd, const char* str, int len) {
```

```
long __res; // это ещё С определение
__asm__ volatile ("int $0x80"

: "=a" (__res)

: "0"(__NR_write),"b"((long)(fd)),"c"((long)(str)),"d"((long)(len)));
return (int) __res; // а это уже С оператор
}
```

3. Вот как в форме инлайнового включения в программе определяется **макровызов** с параметрами (произвольный в общем случае, умножения на 5 конкретно в показанном примере). Этим вводится определение нового функционального вызова, который вызывается позже из С-кода простой и привычной записью вызова times5(n, n): // это макрос!

Для чего в случае asm служит иногда ключевое слово volatile? Для того чтобы указать компилятору, что вставляемый ассемблерный код может давать побочные эффекты, поэтому попытки оптимизации могут привести к логическим ошибкам.

Ещё один, более сложный пример - как в ядре записан макрос системного вызова с 4-мя параметрами, как это было записано в одной из предыдущих версий ядра (очень рекомендовал бы здесь остановиться на мгновение и проанализировать написанное, чтобы понимать какую ядерную смесь из себя представляет код ядра Linux²²):

Создание среды сборки модулей ядра

Раньше уже было сказано вскользь, что в свеже инсталлированной системе Linux у вас **может не быть** установлено инструментов для выполнения работ с модулями ядра (я встречал такое в некоторых из многих инсталлированных дистрибутивов). Начиная с того, что зачастую и сам компилятор GCC и утилита make могут отсутствовать в системе, что мы проверим так:

```
$ which gcc
$ which make
$

У вас должны присутствовать:
$ gcc --version
gcc (Ubuntu 9.4.0-1ubuntu1~20.04.1) 9.4.0
Copyright (C) 2019 Free Software Foundation, Inc.
This is free software; see the source for copying conditions. There is NO warranty; not even for MERCHANTABILITY or FITNESS FOR A PARTICULAR PURPOSE.
$ make --version
GNU Make 4.2.1
Эта программа собрана для x86_64-pc-linux-gnu
```

22 Спасает такой код от самораспада только непрерывное и массовое тестирование и «вылизывание» в течении больше чем 30 лет.

```
Copyright (C) 1988-2016 Free Software Foundation, Inc.
Лицензия GPLv3+: GNU GPL версии 3 или новее <a href="http://gnu.org/licenses/gpl.html">http://gnu.org/licenses/gpl.html</a>
Это свободное программное обеспечение: вы можете свободно изменять его и распространять. НЕТ НИКАКИХ ГАРАНТИЙ вне пределов, допустимых законом.
```

Но сделанного нами мало — этого достаточно для прикладного программирования, но недостаточно для программирования модулей ядра. Нам нужно создать инфраструктуру для сборки модулей ядра (главным образом это заголовочные файлы ядра, но не только). Заголовочные файлы ядра **по умолчанию** не устанавливаются практически ни в одном дистрибутиве Linux ... и это резонно — далеко не каждому пользователю системы хочется пересобирать компоненты ядра, а места бесцельно растранжиренного это потребует немало:

```
278M /lib/modules/5.4.0-117-generic

В DEB-дистрибутивах (Debian, Ubuntu, Mint, ...) вам необходимо установить пакет:

$ apt show linux-headers-`uname -r`
Package: linux-headers-5.4.0-117-generic

Version: 5.4.0-117, 132
```

Version: 5.4.0-117.132 Priority: optional Section: devel Source: linux Origin: Ubuntu

Maintainer: Ubuntu Kernel Team <kernel-team@lists.ubuntu.com>

Bugs: https://bugs.launchpad.net/ubuntu/+filebug

Installed-Size: 15,0 MB

Provides: linux-headers, linux-headers-3.0

\$ sudo du -hs /lib/modules/`uname -r`

Depends: linux-headers-5.4.0-117, libc6 (>= 2.14), libelf1 (>= 0.142), libssl1.1 (>= 1.1.0)

Download-Size: 1.392 kB APT-Manual-Installed: no

APT-Sources: http://ubuntu.volia.net/ubuntu-archive focal-updates/main amd64 Packages

Description: Linux kernel headers for version 5.4.0 on 64 bit x86 SMP This package provides kernel header files for version 5.4.0 on 64 bit x86 SMP.

04 DIL X80

This is for sites that want the latest kernel headers. Please read $\mbox{usr/share/doc/linux-headers-5.4.0-117/debian.README.gz}$ for details.

В итоге вы должны получить (проверить) состояние подобно следующему:

```
$ aptitude search header | grep ^i
```

- i A linux-headers-5.4.0-113 Header files related to Linux kernel version 5.4.0
- i A linux-headers-5.4.0-113-generic Linux kernel headers for version 5.4.0 on 64 bit x86 SMP
- i A linux-headers-5.4.0-117 Header files related to Linux kernel version 5.4.0
- i A linux-headers-5.4.0-117-generic Linux kernel headers for version 5.4.0 on 64 bit x86 SMP
- i linux-headers-generic Generic Linux kernel headers

Для тех кто предпочитает (или в силу служебных корпоративных требований) RPM-дистрибутивы (Fedora, CentOS, RedHat, ...) вам необходимы дополнительные пакеты kernel-headers.* (обычно устанавливается вместе kernel-devel.*):

\$ dnf info kernel-headers

Последняя проверка окончания срока действия метаданных: 0:02:44 назад, Вт 14 июн 2022 12:26:15.

Установленные пакеты

Имя : kernel-headers

Версия: 5.17.11Выпуск: 200.fc35Архитектура: x86_64Размер: 5.7 М

Источник : kernel-headers-5.17.11-200.fc35.src.rpm

Репозиторий : @System

Из репозитор : updates

Краткое опис : Header files for the Linux kernel for use by glibc

URL : http://www.kernel.org/

Лицензия : GPLv2

Описание : Kernel-headers includes the C header files that specify the interface

: between the Linux kernel and userspace libraries and programs. The : header files define structures and constants that are needed for

: building most standard programs and are also needed for rebuilding the

: glibc package.

И в итоге вы будете иметь что-то подобное:

\$ dnf list installed '*kernel*'

```
Установленные пакеты
abrt-addon-kerneloops.x86 64
                                                         2 14 6-9 fc35
                                                         5.17.11-200.fc35
kernel-core.x86_64
kernel-core.x86_64
                                                         5.17.12-200.fc35
kernel-core.x86_64
                                                         5.17.13-200.fc35
kernel-devel.x86_64
                                                         5.17.11-200.fc35
kernel-devel.x86_64
                                                         5.17.12-200.fc35
kernel-devel.x86_64
                                                         5.17.13-200.fc35
kernel-headers.x86_64
                                                         5.17.11-200.fc35
kernel-modules.x86 64
                                                         5.17.11-200.fc35
kernel-modules.x86 64
                                                         5.17.12-200.fc35
kernel-modules.x86_64
                                                         5.17.13-200.fc35
kernel-modules-extra.x86_64
                                                         5.17.11-200.fc35
kernel-modules-extra.x86_64
                                                         5.17.12-200.fc35
kernel-modules-extra.x86_64
                                                         5.17.13-200.fc35
kernel-srpm-macros.noarch
                                                         1.0-6.fc35
kernel-tools.x86_64
                                                         5.17.11-200.fc35
kernel-tools-libs.x86_64
                                                         5.17.11-200.fc35
libreport-plugin-kerneloops.x86_64
                                                         2.15.2-8.fc35
```

P.S. Обратите внимание, что суффикс подверсии kernel-headers отличается от uname -r — это означает что хэдеры не обновляются с каждым обновлением ядра ... это не очень важно, но важно то, что это может ввести в заблуждение при поиске нужной информации по ядру.

В любом случае (независимо от дистрибутива), вы должны получить и проверить ссылку:

\$ ls -l /lib/modules/`uname -r`/build

lrwxrwxrwx 1 root root 40 июн 2 02:07 /lib/modules/5.4.0-117-generic/build -> /usr/src/linux-headers-5.4.0-117-generic

Она в разных дистрибутивах может указывать на несколько отличающиеся каталоги:

\$ ls -l /lib/modules/`uname -r`/build

lrwxrwxrwx 1 root root 40 июн 6 18:10 /lib/modules/5.17.13-200.fc35.x86_64/build -> /usr/src/kernels/5.17.13-200.fc35.x86_64

... но это не есть важно, важно что такая ссылка **должна быть**, и она указывает на дерево каталогов, содержащих **всё** необходимое для сборки модулей ядра:

\$ tree -L 1 /lib/modules/`uname -r`/build

```
/lib/modules/5.4.0-117-generic/build

— arch

— block -> ../linux-headers-5.4.0-117/block

— certs -> ../linux-headers-5.4.0-117/certs

— crypto -> ../linux-headers-5.4.0-117/crypto

— Documentation -> ../linux-headers-5.4.0-117/Documentation

— drivers -> ../linux-headers-5.4.0-117/drivers

— fs -> ../linux-headers-5.4.0-117/fs

— include

— init -> ../linux-headers-5.4.0-117/init
```

```
├─ ipc -> ../linux-headers-5.4.0-117/ipc
  - Kbuild -> ../linux-headers-5.4.0-117/Kbuild
  - Kconfig -> ../linux-headers-5.4.0-117/Kconfig
 — kernel
 — lib -> ../linux-headers-5.4.0-117/lib
 — Makefile -> ../linux-headers-5.4.0-117/Makefile
 — mm -> ../linux-headers-5.4.0-117/mm
├─ Module.symvers
├─ net -> ../linux-headers-5.4.0-117/net
├─ samples -> ../linux-headers-5.4.0-117/samples
├─ scripts
 — security -> ../linux-headers-5.4.0-117/security
 — sound -> ../linux-headers-5.4.0-117/sound
├─ tools
├─ ubuntu -> ../linux-headers-5.4.0-117/ubuntu
 — usr -> ../linux-headers-5.4.0-117/usr
└─ virt -> ../linux-headers-5.4.0-117/virt
22 directories, 4 files
```

Работа над кодом

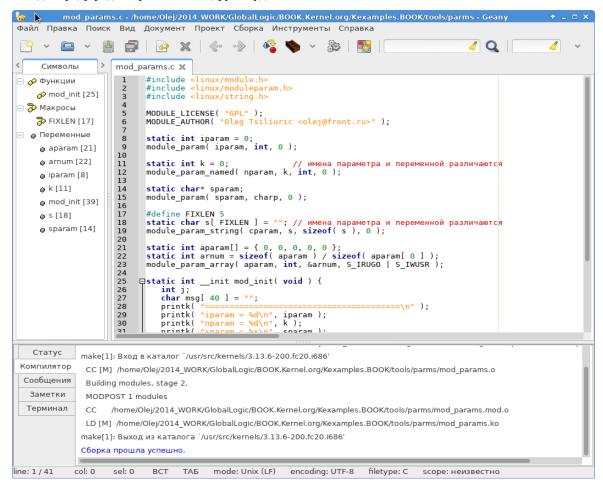
Для создания и редактирования кода модуля пригоден любой текстовый редактор, не привносящий разметки в редактируемый текст. Ряд разработчиков традиционно предпочитают редакторы vi, vim, или emacs. Вполне приемлемым выбором, даже для достаточно крупных проектов («крупных» применительно именно к области модулей ядра), будет и встроенный визуальный редактор файлового менеджера Midnight Commander (http://www.midnight-commander.org/). Редактор активируется в mc по функциональной клавише F4):

Все перечисленные выше инструменты редактирования кода (vi, vim, emacs, mc) могут использоваться для работы над кодом как в графическом **терминале**, так и в текстовой **консоли**, при периодической смене (для контроля) одного из этих режимов на другой. В этом их большое преимущество, и именно поэтому их в любом случае нужно держать в своём арсенале.

Любители работать в более комфортных средах могут вполне использовать и для таких работ некоторые

(но далеко не все) из множества предлагаемых в Linux интегрированных сред разработки (IDE). Но вся эта группа средств работает только в графическом окружении, и в некоторые моменты их использование может стать невозможным при отработке модулей ядра. Это нужно иметь в виду.

Первым несомненным кандидатом здесь будет легковесная среда Geany (geany, http://www.geany.org/) представленная во всех дистрибутивах Linux. Geany фактически не является IDE, а есть высокопроизводительной терминальной системой, предоставляющую превосходную цветовую разметку кода, возможности перекрёстного поиска по файлам, выполнения сборки (команды make) непосредственно не покидая среду редактирования ... и другие удобства²³:



Здесь же у вас есть вкладка «Терминал» (слева внизу), где вы можете только что созданные модуль загружать (insmod), выгружать (rmmod), анализировать результат (dmesg, lsmod, ...) — не покидая оболочки (всё «в одном флаконе»: и редактирование кода, и компиляция-сборка, и отладка и наблюдение).

Ещё одной удачной средой разработки (которую успешно использовал автор в одном из реальных проектов) может быть IDE менеджера рабочего стола KDE — KDevelop Integrated Development Environment (kdevelop, http://www.kdevelop.org/). Такое решение может оказаться выигрышным, когда модуль создаётся как один из компонент, в составе более сложного проекта, включающего в себя целый набор приложений пользовательского пространства. Нужно иметь в виду, что установка этого инструмента может потянуть большой объём инсталляций (особенно если вы ведёте разработку в среде, отличной от KDE: GNOME, Xfce, MATE, Cinnamon ...) — это вообще один из самых крупных пакетов для Linux (хотя при сегодняшних дисковых объёмах, размеры именно Linux пакетов никого не должны волновать):

\$ sudo apt install kdevelop

Чтение списков пакетов... Готово Построение дерева зависимостей

23 На всех снимках экранов показаны реальные примеры из архива примеров, прилагаемого к рукописи.

Обновлено 0 пакетов, установлено 84 новых пакетов, для удаления отмечено 2 пакетов, и 0 пакетов не обновлено.

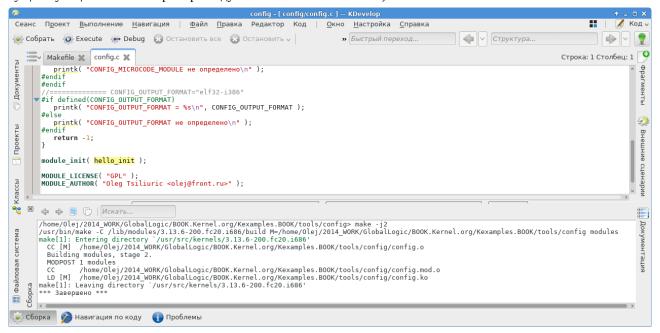
Необходимо скачать 89,5 МВ архивов.

После данной операции объём занятого дискового пространства возрастёт на 515 МВ.

Хотите продолжить? [Д/н] у

. . .

Вот как может выглядеть проект модуля и его сборка в kdevelop (проект получен **импортированием** существующего каталога примера модуля **вместе** с его Makefile):



Сообщается о весьма успешном использовании в проектах по созданию модулей ядра для Linux известной среды разработки Eclipse (http://www.eclipse.org/).

Выбирайте инструмент работы с исходным кодом на свой вкус...

В деталях о сборке

Далее рассмотрим некоторые особенности процедуры сборки (make) проектов модклей, и нарисуем несколько типовых сценариев сборки (Makefile) для наиболее часто востребованных случаев, как например: сборка нескольких модулей в одном проекте, сборка модуля объединением нескольких файлов исходных кодов и подобные... Этих случаев хватает на все практически возникающие потребности.

Переменные периода компиляции

Параметры компиляции модуля можно существенно менять, изменяя **переменные периода** компиляции, определённые в скрипте, осуществляющем сборку (Makefile), например:

```
EXTRA_CFLAGS += -03 -std=gnu89 -no-warnings
```

Таким же образом дополняем определения нужных нам препроцессорных переменных, специфических для сборки нашего модуля:

```
EXTRA CFLAGS += -D EXPORT SYMTAB -D DRV DEBUG
```

Примечание: Откуда берутся переменные, не описанные явно по тексту файлу Makefile, как, например, упоминаемый EXTRA_CFLAGS? Или откуда берутся правила сборки по умолчанию (для .c файлов)? И как посмотреть эти правила? Всё это вытекает из правил работы утилиты make: в конце книги отдельным **приложением** приведена краткая справка по этим вопросам, там же приведена ссылка на детальное описание утилиты make.

Некоторые важные переменные компиляции, используемые в системном скрипте сборки модуля, могут быть переопределены непосредственно в команде сборки. Например, в одном из обсуждавшихся выше примеров:

```
$ uname -r
5.4.0-122-generic

$ head -n3 Makefile
CURRENT = $(shell uname -r)
KDIR = /lib/modules/$(CURRENT)/build
PWD = $(shell pwd)

$ ls /lib/modules/
5.4.0-121-generic 5.4.0-122-generic 5.4.0-97-generic 5.4.0-99-generic
```

Теперь собираем модуль под ядро версии, отличающейся от загруженной сиситемы:

```
$ make KDIR=/lib/modules/5.4.0-121-generic/build

make -C /lib/modules/5.4.0-121-generic/build

M=/home/olej/2022/own.BOOKs/BHV.kernel/examples/first_hello modules

make[1]: вход в каталог «/usr/src/linux-headers-5.4.0-121-generic»

CC [M] /home/olej/2022/own.BOOKs/BHV.kernel/examples/first_hello/hello_printk.o

Building modules, stage 2.

MODPOST 1 modules

CC [M] /home/olej/2022/own.BOOKs/BHV.kernel/examples/first_hello/hello_printk.mod.o

LD [M] /home/olej/2022/own.BOOKs/BHV.kernel/examples/first_hello/hello_printk.ko

make[1]: выход из каталога «/usr/src/linux-headers-5.4.0-121-generic»
```

И убеждаемся что модуль собран именно для той версии ядра которая нас интересует (подпись Vermagic):

\$ modinfo hello_printk.ko

filename: /home/olej/2022/own.BOOKs/BHV.kernel/examples/first_hello/hello_printk.ko

author: Oleg Tsiliuric <olej.tsil@gmail.com>>

license: GPL

srcversion: 9526D45F847C0B4EF5BBBDC

depends:

retpoline: Y

name: hello_printk

vermagic: 5.4.0-121-generic SMP mod_unload modversions

Здесь мы явное переопределили пути к корневому каталогу исходных файлов сборки, и таким образом можно собирать модуль для версии ядра, **отличной** от текущей, например, для загрузки во встраиваемую конфигурацию. Совершенно естественно, что мы должны сами (**вручную** или инсталляцией пакета) создать дерево сборки для требуемой версии ядра (или просто **перенести** его копированием из интересующей нас инсталляции). Иначе команда сборки завершится терминальной ошибкой.

Дополнительные параметры периода компиляции

При сборке ядра и модулей ядра предусматриваются (разработчиками ядра) дополнительные параметры компиляции-сборки, которые учитываются макрокомандами сборки. Эти параметны описаны в файле source/Documentation/kbuild/kbuild.rst в дереве кодов ядра:

KCFLAGS — дополнительные опции компилятора C (for built-in and modules, т. е. и для ядра и для модулей).

CFLAGS_KERNEL — Additional options for \$(CC) when used to compile code that is compiled as built-in.

CFLAGS MODULE — Additional module specific options to use for \$(CC).

LDFLAGS_MODULE — Additional options used for \$(LD) when linking modules.

Версионность ядра в коде модуля

Положим, вы произвели в рамках своего долгосрочного проекта модуль ядра для поддержки проприетарного оборудования, производимого вашей компанией... отладили в версии ядра 4.19 и передали в производство и тиражирование продукта. Но к ядру 5.4 API ядра изменился, модуль не компилируется, а на продукт поступают потоком рекламации... Как быть? (Тем более, что и потребителей, которые продолжают работать с с ядром 5.0 и не спешат обновляться до 5.4, тоже нужно обеспечивать поддержкой.)

Для этого в коде модуля (в хронологии его существования и развития его) можно определить фрагменты, которые будут работать (точнее собираться) только в определённом диапазоне версий ядра:

```
#include <linux/version.h>
...
#if LINUX_VERSION_CODE < KERNEL_VERSION(4,19,3)
...
#elif LINUX_VERSION_CODE <= KERNEL_VERSION(5,4)
...
#else
...</pre>
```

Такой способ довольно широко применялся в коде ранних версия ядра Linux, и в предыдущих такие препроцессорные определения можно нередко наблюдать. Но позже, с переходом развития ядра под контроль системы контроля версий GIT, в этом отпала необходимость — каждая новая ветвь (бранч, срез) относится только к одной конкретной версии (подверсии) как ядра, так и строго соответствующего этому ядру дерева кодов модулей. В следующей branch будет как новое ядро, так и новый набор модулей...

В связи с этим складываются и две разных линии в поддержании кода модулей ядра, входящих в состав корпоративного прикладного проекта:

- 1. Отслеживать в ходе развития проекта изменения в API ядра, и, при возникновении несоответствий, отрабатывать **разные фрагменты кода**, относящиеся к разным версиям ядра, так как это показано выше.
- 2. Выполнить всю процедурную часть, требуемую командой разработчиков ядра, и **включить** свою разработку в дерево исходных кодов ядра Linux. А дальше отрабатывать изменения в коде модуля синхронно с изменениями в API ядра.

Публикации, рекомендации и интервью участников разработки ядра настаивают (и достаточно настойчиво) на использование второго пути. Но этому могут препятствовать многие ограничения, такие как: а). модули поддерживают узко специальное, мелко тиражное оборудование или программные модели, б). проект планируется как недостаточно долговременный, в). команда разработчиков недостаточно многочисленна и не располагает резервами трудоёмкости, г). корпоративный проект не 100% соответствует лицензии GNU.

Как собрать одновременно несколько модулей?

В уже привычного нам вида Makefile может быть описано сборка сколь угодно много одновременно собираемых модулей (каталог tools/xport-dat 24):

Makefile :

²⁴ К этому архиву мы ещё раз вернёмся в самом конце раздела, при анализе экспортирования имён, а пока только отметим в отношении него то, как собираются несколько модулей одновременно.

```
TARGET1 = md1
TARGET2 = md2
obj-m := $(TARGET1).0 $(TARGET2).0
```

Как собрать модуль и использующие программы к нему?

Часто нужно собрать модуль и одновременно некоторое число пользовательских программ, используемых одновременно с модулем (тесты, утилиты, ...). Зачастую модуль и пользовательские программы используют общие файлы определений (заголовочные файлы). Вот фрагмент подобного Makefile — в одном рабочем каталоге собирается модуль и все использующие его программы (каталог dev/ioctl):

Makefile :

Интерес такой совместной сборки состоит в том, что и модуль и пользовательские процессы включают (директивой #include) одни и те же общие и согласованные определения (пример, в том же архиве dev/ioctl):

```
#include "ioctl.h"
```

Такие файлы содержат общие определения:

ioctl.h:

```
typedef struct _RETURN_STRING {
   char buf[ 160 ];
} RETURN_STRING;
#define IOCTL_GET_STRING _IOR(IOC_MAGIC, 1, RETURN_STRING)
```

Некоторую дополнительную неприятность на этом пути составляет то, что при сборке приложений и модулей (использующих совместные определения) используются разные дефаултные каталоги поиска системных (<...>) файлов определений: /usr/include для процессов, и /lib/modules/`uname-r`/build/include для модулей. Приемлемым решением будет включение в общий включаемый файл фрагмента подобного вида:

```
#ifndef __KERNEL__ // ------ user space applications
#include <linux/types.h> // это /usr/include/linux/types.h !
#include <string.h>
...
#else // ------- kernel modules
...
#include <linux/errno.h>
#include <linux/types.h> // a это /lib/modules/`uname -r`/build/include/linux/types.h
#include <linux/string.h>
...
#endif
```

При всём подобии имён заголовочных файлов (иногда и полном совпадении написания:

сурез.h>), это будут включения заголовков из совсем разных наборов API (API разделяемых библиотек *.so для пространства пользователя, и API ядра - для модулей). Первый (пользовательский) из этих источников будет обновляться, например, при переустановке в системе новой версии компилятора GCC и комплекта соответствующих ему библиотек (в первую очередь libc.so). Второй (ядерный) из этих источников будет обновляться, например, при обновлении сборки ядра (из репозитария дистрибутива), или при сборке и установке нового ядра из исходных кодов.

Пользовательские библиотеки

В дополнение к набору приложений, обсуждавшихся выше, удобно целый ряд совместно используемых этими приложениями функций собрать в виде единой библиотеки (так устраняется дублирование кода, упрощается внесение изменений, да и вообще улучшается структура проекта). Фрагмент Makefile из архива примеров time.tgz демонстрирует как это записать, не выписывая в явном виде все цели сборки (перечисленные списком в переменной OBJLIST) для каждого такого объектного файла, включаемого в библиотеку (реализующего отдельную функцию библиотеки). В данном случае мы собираем статическую библиотеку libdiag.a:

```
LIBTITLE = diag
LIBRARY = lib$(LIBTITLE).a
all:
        prog lib
PROGLIST = clock pdelay rtcr rtprd
proq:
       $(PROGLIST)
clock: clock.c
       $(CC) $< -Bstatic -L./ -l$(LIBTITLE) -o $@
OBJLIST = calibr.o rdtsc.o proc_hz.o set_rt.o tick2us.o
lib:
        $(OBJLIST)
LIBHEAD = lib$(LIBTITLE).h
%.o: %.c $(LIBHEAD)
        $(CC) -c $< -o $@
        ar -r $(LIBRARY) $@
```

Здесь собираются две цели prog и lib, объединённые в одну общую цель all. При желании, статическую библиотеку можно поменять на **динамическую** (разделяемую), что весьма часто востребовано в реальных крупных проектах. При этом в Makefile требуется внести всего незначительные изменения (все остальные файлы проекта остаются в неизменном виде):

```
LIBRARY = lib$(LIBTITLE).so
...

prog: $(PROGLIST)
clock: clock.c
        $(CC) $< -L./ -l$(LIBTITLE) -o $@
...

OBJLIST = calibr.o rdtsc.o proc_hz.o set_rt.o tick2us.o
lib: $(OBJLIST)

LIBHEAD = lib$(LIBTITLE).h

%.o: %.c $(LIBHEAD)
        $(CC) -c -fpic -fPIC -shared $< -o $@
        $(CC) -shared -o $(LIBRARY) $@
        rm $@
```

Примечание: В случае построения **разделяемой** библиотеки необходимо, кроме того, обеспечить размещение вновь созданной библиотеки (в нашем примере это libdiag.so) на путях, где он будет найдена динамическим

загрузчиком, размещение «текущий каталог» для этого случая неприемлем: относительные путевые имена не применяются для поиска динамических библиотек. Решается эта задача: манипулированием с переменными окружения LD_LIBRARY_PATH и LD_RUN_PATH, или с файлом /etc/ld.so.cache (файл /etc/ld.so.conf и команда ldconfig) ..., но это уже вопросы системного администрирования, далеко уводящие нас за рамки предмета рассмотрения.

Как собрать модуль из нескольких объектных файлов?

Соберём (каталог tools/mobj) модуль из нескольких файлов исходного кода: основного файла mod.c и 3-х отдельно транслируемых файлов mfl.c, mfl.c, mfl.c, содержащих по одной отдельной функции, экспортируемой модулем (весьма общий случай), это наше первое пересечение с понятием экспорта имён ядра:

mod.c:

```
#include #include "mf.h"

static int __init init_driver(void) { return 0; }
static void __exit cleanup_driver(void) {}
module_init(init_driver);
module_exit(cleanup_driver);

mf1.c :

#include <linux/module.h>
char *mod_func_A(void) {
   static char *ststr = __FUNCTION__ ;
   return ststr;
};
EXPORT_SYMBOL(mod_func_A);
```

Файлы mf2.c, mf3.c полностью подобны mf1.c только имя экспортируемых функций в них заменены, соответственно, на mod_func_B(void) и mod_func_C(void), вот здесь у нас впервые появляется макросописатель EXPORT_SYMBOL.

Заголовочный файл, включаемый в текст модулей:

mf.h:

```
extern char *mod_func_A(void);
extern char *mod_func_B(void);
extern char *mod_func_C(void);
```

Ну и, наконец, в том же каталоге собран второй (тестовый) модуль, который импортирует и вызывает эти три функции как внешние экспортируемые ядром символы:

mcall.c :

Самое интересное в этом проекте, это:

<u>Makefile :</u>

```
EXTRA_CFLAGS += -03 -std=gnu89 --no-warnings
  OBJS = mod.o mf1.o mf2.o mf3.o
  TARGET = mobj
  TARGET2 = mcall
            := $(TARGET).o $(TARGET2).o
  $(TARGET)-objs := $(OBJS)
  all:
          $(MAKE) -C $(KDIR) M=$(PWD) modules
  $(TARGET).o: $(OBJS)
         $(LD) -r -o $@ $(OBJS)
(Привычные из предыдущих примеров Makefile, всё те же определения переменных компиляции опущены.)
     Теперь мы можем испытывать то, что мы получили:
  $ nm mobj.ko | grep T
  00000000 T cleanup_module
  00000000 T init_module
  00000000 T mod_func_A
  00000010 T mod_func_B
  00000020 T mod_func_C
  $ sudo insmod ./mobj.ko
  $ lsmod | grep mobj
                          1032 0
  $ cat /proc/kallsyms | grep mod_func
  f7f9b000 T mod_func_A
                        [mobj]
  f7f9b010 T mod_func_B
                          [mobj]
  f7f9b020 T mod_func_B
                          [mobj]
  $ modinfo mcall.ko
  filename: mcall.ko
  license:
                 GPL
  author:
                 Oleg Tsiliuric <olej@front.ru>
  description: multi jbjects module
                 5F4A941A9E843BDCFEBF95B
  srcversion:
  depends:
                 mobj
                 2.6.32.9-70.fc12.i686.PAE SMP mod_unload 686
  vermagic:
  $ sudo insmod ./mcall.ko
  $ dmesg | tail -n1
  start module, export calls: mod_func_A + mod_func_B + mod_func_C
     И в завершение проверим число ссылок модуля, и попытаемся модули выгрузить:
  $ lsmod | grep mobj
                          1032 1 mcall
  mobj
  $ sudo rmmod mobj
  ERROR: Module mobj is in use by mcall
  $ sudo rmmod mcall
  $ sudo rmmod mobj
```

Рекурсивная сборка

Это вопрос, не связанный непосредственно со сборкой модулей, но очень часто возникающий в проектах, оперирующих с модулями: выполнить сборку (одной и той же цели) во всех включаемых каталогах дерева

проекта. Так, например, на каких-то этапах своего развития, архив примеров к этой книге имел вид:

\$ ls -w80

```
olej@R420:~/2022/own.B00Ks/BHV.kernel/examples$ ls -w80
blkdev dma
             first_hello Makefile pci
                                            sys_call_table time
                                                                      udev
chdev
       exec
                          memory
                                    procfs
                                            sysfs
                                                            tools
                                                                      usb
DKMS
       file load_module network
                                    signal thread
                                                            tree.txt
                                                                     user_io
```

Здесь, за исключением 2-х файлов (Makefile, tree.txt), всё остальное — это каталоги, которые, в свою очередь могут содержать каталоги отдельных проектов. Хотелось бы иметь возможность собирать (и очищать от мусора) всю эту иерархию каталогов-примеров одной командой. Для такой цели используем, как вариант, такой сценарий сборки:

<u>Makefile :</u>

```
SUBDIRS = \{(shell ls -l | awk '/^d/ \{ print $$9 \}')\}
all:
       @list='$(SUBDIRS)'; for subdir in $$list; do \
         echo "====== making all in $$subdir ========"; \
         (cd $$subdir && make && cd ../) \
       done:
install:
       @list='$(SUBDIRS)'; for subdir in $$list; do \
         echo "======= making install in $$subdir ========"; \
         (cd $$subdir; make install; cd ../) \
       done
uninstall:
       @list='$(SUBDIRS)'; for subdir in $$list; do \
         echo "====== making uninstall in $$subdir ========; \
         (cd $$subdir; make uninstall; cd ../) \
       done
clean:
       @list='$(SUBDIRS)'; for subdir in $$list; do \
         echo "======= making clean in $$subdir ========; \
         (cd $$subdir && make clean && cd ../) \
       done;
```

Интерес здесь представляет строка, динамически формирующая в переменной SUBDIRS список подкаталогов текущего каталога, для каждого из которых потом последовательно выполняется make для той же цели сборки, что и исходный вызов. Это хорошо работает в дистрибутиве Fedora, но перестало работать в дистрибутиве Ubuntu. И связано это с разным форматом представления вывода команды 1s, соответственно (в том же порядке — Fedora, Ubuntu):

```
$ ls -l
итого 100
drwxrwxr-x 7 olej olej 4096 Янв 26 02:36 dev
drwxrwxr-x 2 olej olej 4096 Авг 27 21:57 dma
...
s ls -l
total 96
drwxrwxr-x 7 user user 4096 2011-07-02 13:11 dev
drwxrwxr-x 2 user user 4096 2011-08-27 21:57 dma
```

В данном случае, разница обусловлена различным форматом даты, и различием в числе полей. Для такого случая можно предложить²⁵ другой вариант (здесь есть пространство для изобретательства):

Makefile :

25 Предложен одним из читателей рукописи книги.

```
echo "==========================; \ (cd $$subdir && make $@) \ done
```

Это мелкая техническая деталь, но описана она здесь для того, чтобы предупредить о возможности подобных артефактов, к ним нужно быть готовым, и они, обычно, легко разрешаются.

Подписывание модулей

С какого-то времени (несколько лет назад, раньше этого практически не встречалось) при загрузке модуля, собранного традиционным способом, появляются такие вот сообщения (будем оперировать с уже собранным нами простейшим hello_printk.ko):

```
$ dmesg | tail -n3
[ 2911.727484] EXT4-fs (sda1): mounted filesystem with ordered data mode. Opts: (null)
[ 5397.637583] hello_printk: loading out-of-tree module taints kernel.
[ 5397.637613] hello_printk: module verification failed: signature and/or required key missing -tainting kernel
[ 5397.637804] Hello, world!
```

При этом можем видеть, что модуль загружен как и предполагалось:

```
$ lsmod | head -n2

Module Size Used by

hello_printk 16384 0
```

Природа этих сообщением связана с тем безумием²⁶ движением, которое развернулось вокруг secure boot, защищённости программного обеспечения, и определяется тем **подписан** (signed) ли или **не подписан** модуль ядра публичным ключом ядра, в которое загружается модуль. Поведение ядра и модулей в отношении подписывания определяется следующей группой конфигурационных констант периода сборки, как они определены сборщиками ядра вашего дистрибутива:

```
$ grep CONFIG_MODULE_SIG /boot/config-`uname -r`
CONFIG_MODULE_SIG_FORMAT=y
CONFIG_MODULE_SIG_FORCE is not set
CONFIG_MODULE_SIG_FORCE is not set
CONFIG_MODULE_SIG_ALL=y
# CONFIG_MODULE_SIG_SHA1 is not set
# CONFIG_MODULE_SIG_SHA224 is not set
# CONFIG_MODULE_SIG_SHA256 is not set
# CONFIG_MODULE_SIG_SHA384 is not set
CONFIG_MODULE_SIG_SHA512=y
CONFIG_MODULE_SIG_HASH="sha512"
CONFIG_MODULE_SIG_KEY="certs/signing_key.pem"

$ grep CONFIG_SYSTEM_TRUSTED_KEYS /boot/config-`uname -r`
CONFIG_SYSTEM_TRUSTED_KEYS="debian/canonical-certs.pem"
```

Смысл этих констант (не влезая глубоко в детали криптографии, шифрования, техники асимметричных ключей...) хорошо бы представлять хотя бы поверхностно (описано в документации к ядру, ссылка в конце книги — «Kernel module signing facility»):

CONFIG_MODULE_SIG — Средства подписи модулей включить.

CONFIG_MODULE_SIG_FORCE — Требование, чтобы модули были обязательно правильно подписаны. Указывает, как ядро должно работать с модулем, имеющим сигнатуру, ключ которой неизвестен, или модулем, который вообще не подписан. Если выключено («permissive»), то модули, для которых ключ недоступен, и

²⁶ Это твёрдое убеждение автора (сугубо **субъективное** мнение!), что истинной целью всего движения «secure boot» является не столько зашита от вредоносного программного обеспечения, сколько стремление крупнейших брэндов IT индустрии ограничить участие сторонних разработчиков в этой индустрии, защита своих собственных коммерческих интересов, своей рыночной доли.

модули, которые не подписаны, разрешены, но ядро будет помечено как испорченное, а соответствующие модули будут помечены как испорченные, как показано с символом «Е». Если включено ("restrictive"), то будут загружены только те модули, которые имеют действительную подпись, которую можно проверить с помощью открытого ключа, находящегося во владении ядра. Все остальные модули будут генерировать ошибку. Независимо от этой настройки, если модуль имеет блок подписи, который не может быть проанализирован, он будет немедленно отклонен.

CONFIG_MODULE_SIG_ALL — Автоматически подписывать все модули. Если этот параметр включен, модули будут автоматически подписаны на этапе сборки modules_install. Если он выключен, то модули должны подписываться вручную с помощью скрипта: scripts/sign-file.

CONFIG_MODULE_SIG_SHA1, CONFIG_MODULE_SIG_SHA224, CONFIG_MODULE_SIG_SHA256, CONFIG_MODULE_SIG_SHA384, CONFIG_MODULE_SIG_SHA512 — Выбор алгоритма хэширования которым этап установки будет подписывать модули. Алгоритм, выбранный здесь, также будет встроен в ядро (а не в модуль), чтобы модули, подписанные с помощью этого алгоритма, могли проверять свои подписи, не вызывая циклические зависимости.

Условия в отношении подписи модулей могут отличаться самым разительным образом даже в ближайших дистрибутивах... Сравните в этом смысле Mint 20.3 и LMDE 5 — дистрибутивы практически от одной команды разработчиков (для сравнения вида подписи встроенных в дерево ядра модулей — взят из вывода команды modinfo первый наугад модуль):

B0:A6:31:B9:BB:1B:64:30:6F:F0:95:5A:CB:C8:DA:87:75:19:1F:FB:

```
$ lsb_release -a
No LSB modules are available.
Distributor ID: Linuxmint
Description: Linux Mint 20.3
Release:
               20.3
Codename:
               una
$ grep CONFIG_MODULE_SIG /boot/config-`uname -r`
CONFIG_MODULE_SIG_FORMAT=y
CONFIG_MODULE_SIG=y
# CONFIG_MODULE_SIG_FORCE is not set
CONFIG_MODULE_SIG_ALL=y
# CONFIG_MODULE_SIG_SHA1 is not set
# CONFIG_MODULE_SIG_SHA224 is not set
# CONFIG_MODULE_SIG_SHA256 is not set
# CONFIG_MODULE_SIG_SHA384 is not set
CONFIG_MODULE_SIG_SHA512=y
CONFIG_MODULE_SIG_HASH="sha512"
CONFIG_MODULE_SIG_KEY="certs/signing_key.pem"
$ modinfo i2c_i801 | grep ^sig
sig_id:
               PKCS#7
signer:
               Build time autogenerated kernel key
sig_key:
               71:A4:C5:68:1B:4C:C6:E2:6D:11:37:59:EF:96:3F:B0:D9:4B:DD:F7
sig_hashalgo:
               sha512
```

И то же самое для LMDE 5:

\$ lsb_release -a

signature:

No LSB modules are available. Distributor ID: Linuxmint Description: LMDE 5 (elsie)

Release: 5 Codename: elsie

\$ grep CONFIG_MODULE_SIG /boot/config-`uname -r`

CONFIG_MODULE_SIG_FORMAT=y

CONFIG_MODULE_SIG=y

 $\hbox{\tt\# CONFIG_MODULE_SIG_FORCE is not set}\\$

CONFIG_MODULE_SIG_ALL is not set

CONFIG_MODULE_SIG_SHA1 is not set

CONFIG_MODULE_SIG_SHA224 is not set

```
CONFIG_MODULE_SIG_SHA256=y

# CONFIG_MODULE_SIG_SHA384 is not set

# CONFIG_MODULE_SIG_SHA512 is not set

CONFIG_MODULE_SIG_HASH="sha256"

CONFIG_MODULE_SIG_KEY=""
```

\$ modinfo i2c_i801 | grep ^sig

sig_id: PKCS#7

signer: Debian Secure Boot CA

sig_key: 4B:6E:F5:AB:CA:66:98:25:17:8E:05:2C:84:66:7C:CB:C0:53:1F:8C

sig_hashalgo: sha256

signature: 6B:23:98:84:6B:F1:A2:4B:D4:60:30:B9:E9:7F:45:FA:8D:8C:ED:B6:

Во втором варианте (CONFIG_MODULE_SIG_ALL не установлено) вам будут сыпаться сообщенияпредупреждения, с которых мы начали разговор в этом разделе. В любом случае, модули которые вы соберёте традиционным способом будут **не подписаны**:

\$ modinfo hello_printk.ko

filename: /home/olej/2022/own.BOOKs/BHV.kernel/examples/tools/signed/hello_printk.ko

author: Oleg Tsiliuric <olej.tsil@gmail.com>>

license: GPL

srcversion: 9526D45F847C0B4EF5BBBDC

depends:

retpoline: Y

name: hello_printk

vermagic: 5.4.0-122-generic SMP mod_unload modversions

Для того, чтобы не «ловить» занудных сообщений о неподписанности модуля при экспериментах, вы можете **вставить** первой строкой в Makefile, используемый для сборки модуля строку:

```
$ head -n1 Makefile
CONFIG_MODULE_SIG=n
```

А если вы хотите создавать «правильные» модули, подписанные по всем правилам своего дистрибутива, то вы можете подписывать эти модули **вручную** используя исполнимый скрипт:

```
$ ls -l /lib/modules/`uname -r`/build/scripts/sign-file
```

```
-rwxr-xr-x 1 root root 27152 июн 22 16:00 /lib/modules/5.4.0-122-generic/build/scripts/sign-file
```

Описание его использования (параметры и разъяснения) для ручной подписи модулей приводится в текстовом документе, на который мы ссылаемся в этом разделе (или https://askubuntu.com/questions/483283/module-verification-failed-signature-and-or-required-key-missing). Но это уже объёмный и обстоятельный предмет, выходящий за рамки наших намерений.

Инсталляция модуля

Инсталляция модуля, если говорить о **инсталляции** как о создании **цели** в Makefile, должна состоять в том, чтобы:

- а). скопировать собранный модуль (*.ko) в его местоположение в иерархии модулей в исполняющейся файловой системе, часто это, например, каталог /lib/modules/`uname -r`/misc ... в один из подкаталогов где операционная система ищет доступные ей модули ядра;
- б). обновить информацию о взаимных зависимостях модулей (в связи с добавлением нового), что делает утилита depmod.

Но **если** создаётся цель в Makefile инсталляции модуля, то обязательно должна создаваться и обратная цель **деинсталляции**: лучше не иметь оформленной возможности инсталлировать модуль (оставить это на ручные операции), чем иметь инсталляцию не имея деинсталляции!

Нужна ли новая сборка ядра?

Это первейший вопрос всякого, кто приступает к разработке собственного модуля ядра. Из уже сказанного ранее (и что не раз будет подтверждаться деталями дальнейшего изложения) должно уже быть понятно: для компиляции и сборки самого элементарного модуля необходима некоторая информация, генерируемая в ходе компиляции и сборки ядра. А именно: абсолютные адреса экспортируемых имён ядра и модулей, по которым происходит связывание имён в компилируемом модуле (те адреса, которые мы наблюдаем в /proc/kallsyms).

Для того, чтобы объяснить происходящее, возьмём в исследование произвольный символ экспортируемый ядро... Символы **экспортируемые** ядром, вместе с их абсолютными **адресами в пространстве ядра**, после сборки ядра записаны **статически** в нескольких местах (файлах), например:

```
$ cat /lib/modules/`uname -r`/build/Module.symvers | grep vmlinux | grep EXPORT_SYMBOL | head -n5
                 ipv6_chk_custom_prefixvmlinux EXPORT_SYMBOL
  0x5b03880d
                 cros_ec_check_result vmlinux EXPORT_SYMBOL
  0xf7c57701
                 sata_pmp_error_handlervmlinux EXPORT_SYMBOL_GPL
  0x4a03bd0f
                 unregister\_vt\_notifiervmlinux\; EXPORT\_SYMBOL\_GPL
  0x55417264
                 set_anon_super vmlinux EXPORT_SYMBOL
  0x691d503e
Сравним с точно таким же файлом ближайшей предыдущей версии (после последнего обновления системы):
  $ diff /lib/modules/`uname -r`/build/Module.symvers
  /lib/modules/5.4.0-113-generic/build/Module.symvers | tail -n21
                                       vmlinux EXPORT_SYMBOL_GPL
  > 0x17db64a3 bpf_prog_create
  23833c23827
  < 0x50c53593 inet_sk_diag_fill
                                       net/ipv4/inet_diag
                                                              EXPORT_SYMBOL_GPL
  > 0xeadb21c8 inet_sk_diag_fill
                                       net/ipv4/inet_diag
                                                              EXPORT_SYMBOL_GPL
  23835c23829
  < 0xff4794a9 rdma_link_unregister drivers/infiniband/core/ib_core
                                                                             EXPORT_SYMBOL
  > 0x5ec3f1d2 rdma_link_unregister drivers/infiniband/core/ib_core
                                                                             EXPORT_SYMBOL
  23842, 23844c23836, 23838
  < 0x305c508d
                 tcp_ca_openreq_child vmlinux EXPORT_SYMBOL_GPL
  < 0x65dfba2b
                 clean_acked_data_enable
                                               vmlinux EXPORT_SYMBOL_GPL
                                       vmlinux EXPORT_SYMBOL_GPL
  < 0x40cfb8b5
                bpf_prog_destroy
                 tcp_ca_openreq_child vmlinux EXPORT_SYMBOL_GPL
  > 0x6429a071
  > 0x489b9ee1
                clean acked data enable
                                               vmlinux EXPORT SYMBOL GPL
                                       vmlinux EXPORT_SYMBOL_GPL
  > 0 \times 03896d27
                bpf_prog_destroy
  23850c23844
  < 0xa1089f2f
                 pci_enable_atomic_ops_to_root vmlinux EXPORT_SYMBOL
  > 0xb82fbec4
                pci_enable_atomic_ops_to_root vmlinux EXPORT_SYMBOL
Таких отличающихся адресов тех же имён:
  $ diff /lib/modules/`uname -r`/build/Module.symvers
  /lib/modules/5.4.0-113-generic/build/Module.symvers | grep "\-\-" | wc -l
```

Это **совершенно другие адреса** для более 3000 имён (точек входа и др.) и не важно, отличается ли он от исходного на 2 байта, или переместятся в другую страницу физической RAM... Ясно только, что если мы по данным одной системы соберём модуль использующий вызов в другой, то выполнение любого такого вызова просто вдребезги разнесёт ядро Linux. Более того, та же история произойдёт и если мы заново соберём **то же самое** ядро, но изменив при его конфигурировании один из великого множества параметров конфигурации ядра CONFIG_* (мы говорили о них раньше) — все адреса точек входов «поплывут». В итоге, мы приходим к выводу, что для сборки любого своего простейшего модуля ядра необходимы **данные сборки** самого ядра. Это плата за монолитность ядра Linux!

Компиляция текущего ядра из исходных кодов трудоёмкий процесс, который может потребовать от 20-30

3315

минут непрерывного процессорного времени (на самых быстрых процессорах) до нескольких часов (на более старых компьютерах). Поэтому дистрибьюторы основных пакетных дистрибутивов Linux включают в репозитарии **пакеты**, достаточные для работы с модулями ядра. При этом для сборки и отработки модулей ядра перекомпиляция самого ядра (и загружаемого образа системы), в обязательном порядке, **не нужна**. Один из таких пакетов (RPM дистрибутивы) — kernel-devel-* (который вы должны установить для работы с модулями):

```
$ rpm -ql kernel-devel-* | grep System
/usr/src/kernels/5.17.11-200.fc35.x86_64/System.map
/usr/src/kernels/5.17.12-200.fc35.x86_64/System.map
/usr/src/kernels/5.17.13-200.fc35.x86_64/System.map
```

Этот пакет устанавливает всю иерархию дерева сборки ядра и все необходимые результирующие данные сборки (System.map и др.) такого ядра.

Кроме того, как уже сказано было, для работы с модулями необходимо наличия **заголовочных файлов ядра** (в точности соответствующих загруженной версии ядра!), сам же исходный программный код системы — **не нужен**. Эти заголовочные файлы устанавливаются другим пакетом из той же группы: kernel-headers-*.

Тем не менее, и новая сборка ядра Linux, с чего и началось обсуждение этой главы, может оказаться полезной и необходимой в некоторых случаях: для сборки ядра с некоторыми специальными качествами, например, с повышенными отладочными уровнями. Для сложных комплексных и долгосрочных проектов сборка рабочей версии ядра может оказаться желательной. Все новые специальные качества ядра, о которых упоминается выше, определяются исключительно конфигурационными параметрами ядра, определяемыми пользователем в ходе диалога конфигурирования ядра, предшествующего сборке. О том, как использовать значения конфигурационных параметров ядра в коде модулей, рассказывалось ранее.

Динамическая сборка модулей (DKMS)

Из рассказанного должно уже быть понятно: подгружаемый модуль ядра связывается с экспортируемыми именами ядра (функциями и данными) по абсолютным адресам в памяти этих имён. Как следствие, в Linux не может быть в принципе бинарных драйвером «готовых к употреблению» в самых разных ядрах системы. Модуль ядра должен предоставляться исключительно в форме исходного кода на языке С, который подлежит в дальнейшем компиляции в окружении системы где он будет использоваться.

Как следствие, при самом стандартном обновлении ядра из репозитория дистрибутива установленный вами модуль ядра становится не пригодным к использованию, и он должен быть перекомпилирован из своего исходного кода. Модули которые включены в дерево исходных кодов будут обновляться пакетной системой вместе с обновлением ядра, но вот к проприетарным вручную установленным драйверам это не относится.

Это грубо и трудоёмко, особенно для пользователей которые вовсе не «на ты» с системой и техникой компиляции. Для разрешения этого казуса и предложена система автоматической перекомпиляции модулей ядра DKMS (Dynamic Kernel Module Support) — фреймворк, который используется для динамической генерации тех модулей ядра Linux, которые в общем случае не включены в дерево исходного кода.

Этот инструмент по умолчанию может быть и не установлен, что потребует установки его из пакетного репозитория стандартным способом:

\$ apt show dkms Package: dkms

Version: 2.8.1-5ubuntu2 Priority: optional Section: admin Origin: Ubuntu

Maintainer: Ubuntu Developers <ubuntu-devel-discuss@lists.ubuntu.com>

Original-Maintainer: Dynamic Kernel Modules Support Team <dkms@packages.debian.org>

Bugs: https://bugs.launchpad.net/ubuntu/+filebug

Installed-Size: 296 kB

```
Pre-Depends: lsb-release
Depends: kmod | kldutils, gcc | c-compiler, dpkg-dev, make | build-essential, coreutils (>= 7.4), patch, dctrl-tools
Recommends: fakeroot, sudo, linux-headers-686-pae | linux-headers-amd64 | linux-headers-generic | linux-headers
Suggests: menu, e2fsprogs
Breaks: shim-signed (<< 1.34~)
Homepage: https://github.com/dell-oss/dkms
Download-Size: 66,8 kB
APT-Manual-Installed: yes
APT-Sources: http://ubuntu.volia.net/ubuntu-archive focal-updates/main amd64 Packages
Description: инфраструктура для поддержки динамически загружаемых модулей ядра
DKMS — инфраструктура, позволяющая обновлять модули ядра без изменения
всего ядра. Также позволяет легко пересобирать модули при обновлении ядра.
```

Возможности инструмента смотрим как всегда:

```
$ dkms --help
Error! Unknown option: --help
Usage: /usr/sbin/dkms [action] [options]
  [action] = { add | remove | build | install | uninstall | match | autoinstall | mkdriverdisk |
                mktarball | ldtarball | mkrpm | mkkmp | mkdeb | mkdsc | mkbmdeb | status }
  [options] = [-m module] [-v module-version] [-k kernel-version] [-a arch]
              [-d distro] [-c dkms.conf-location] [-q] [--force] [--force-version-override] [--
all]
              [--templatekernel=kernel] [--directive='cli-directive=cli-value']
              [--config=kernel-.config-location] [--archive=tarball-location]
              [--kernelsourcedir=source-location] [--no-prepare-kernel] [--no-initrd]
              [--binaries-only] [--source-only] [-r release (SuSE)] [--verbose]
              [--size] [--spec=specfile] [--media=floppy|iso|tar] [--legacy-postinst=0|1]
              [--no-depmod] [-j number] [--version]
$ ls -l /var/lib/dkms/
итого 8
-rw-r--r-- 1 root root
                          6 OKT 31 2019 dkms_dbversion
drwxr-xr-x 3 root root 4096 июл 11 23:03 virtualbox
```

Пока у меня услугами DKMS пользуется, что совершенно естественно, только VirtualBox для сборки своих модулей. А теперь мы отправим под динамический контроль свой пробный модуль (каталог first_hello), который уже собирали вручную в качестве упражнения начального уровня... Создаём (добавляем) под него каталог с указанием версии проекта (модуля) вот в этом месте:

```
$ ls /usr/src/
linux-headers-5.4.0-121 linux-headers-5.4.0-121-generic linux-headers-5.4.0-122 linux-headers-5.4.0-122-generic virtualbox-6.1.34
$ sudo mkdir /usr/src/hello_printk-3.1/
$ ls -l /usr/src/

итого 24

drwxr-xr-x 2 root root 4096 авг 8 09:17 hello_printk-3.1

drwxr-xr-x 24 root root 4096 июн 23 00:52 linux-headers-5.4.0-121

drwxr-xr-x 7 root root 4096 июн 23 00:52 linux-headers-5.4.0-121-generic

drwxr-xr-x 24 root root 4096 июл 11 23:03 linux-headers-5.4.0-122

drwxr-xr-x 7 root root 4096 июл 11 23:03 linux-headers-5.4.0-122-generic

drwxr-xr-x 11 root root 4096 июл 4 18:26 virtualbox-6.1.34
```

Откопируем туда **все** файлы, необходимые для ручной сборки модуля. В нашем простейшем случае — это файл hello_printk.c и Makefile, уже предварительно **выверенные** ручной сборкой. И добавим туда же файл конфигурации DKMS dkms.conf, наполнив его соответствующим содержимым, например так:

```
$ touch dkms.conf
```

```
$ cat dkms.conf
```

```
PACKAGE_NAME="hello_printk"

PACKAGE_VERSION="3.1"

BUILT_MODULE_NAME[0]="hello_printk"

DEST_MODULE_LOCATION[0]="/kernel/lib/hello_printk/"

AUTOINSTALL="yes"
```

А исходный код модуля дополним 2-мя строками (макросами) описаний, которые до этого нам казались там не обязательными (но могли и присутствовать уже вполне) — подсистема DKMS строится на базе **версий модулей**:

```
$ grep MODULE_ hello_printk.c
MODULE_LICENSE("GPL");
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej.tsil@gmail.com>>");
MODULE_DESCRIPTION("DKMS module hello_printk");
MODULE_VERSION("3.1");
```

Теперь у нас уже всё готово для того, чтобы **подключить** свой самописанный модуль под контроль динамической сборки DKMS:

Kernel preparation unnecessary for this kernel. Skipping...

```
Building module:
cleaning build area...
make -j40 KERNELRELEASE=5.4.0-122-generic -C /lib/modules/5.4.0-122-generic/build
M=/var/lib/dkms/hello_printk/3.1/build...
cleaning build area...
```

DKMS: build completed.

\$ tree /var/lib/dkms/hello_printk/3.1

\$ sudo dkms build -m hello_printk -v 3.1

\$ sudo dkms install -m hello_printk -v 3.1

```
hello_printk.ko:
```

Running module version sanity check.

- Original module

5 directories, 2 files

- No original module exists within this kernel
- Installation
 - Installing to /lib/modules/5.4.0-122-generic/kernel/lib/hello_printk//

```
depmod....

DKMS: install completed.

$ ls -l /lib/modules/`uname -r`/kernel/lib/hello_printk
итого 8
-rw-r--r-- 1 root root 4544 авг 8 09:25 hello_printk.ko
```

Я специально определил (см. файл dkms.conf) местоположение инсталляции своего модуля в достаточно произвольное место /lib/modules/`uname -r`/kernel/lib/hello_printk. Но сам проект DKMS рекомендует размещать такие модули в /lib/modules/`uname -r`/updates или в /lib/modules/`uname -r`/extra:

Теперь наш самописный модуль hello_printk.ko находится под контролем подсистемы динамической сборки. И мы из любого места файловой системы, без привязки к местоположению, можем выполнить диагностику и загрузку инсталлированного модуля, без указания расширения файла модуля .ko:

\$ modinfo hello_printk

filename: /lib/modules/5.4.0-122-generic/kernel/lib/hello_printk/hello_printk.ko

version: 3.1

description: DKMS module hello_printk

author: Oleg Tsiliuric <olej.tsil@gmail.com>>

license: GPL

srcversion: 6D5ACE57C7E17A1DF4E30B5

depends:

retpoline:

name: hello_printk

vermagic: 5.4.0-122-generic SMP mod_unload modversions

\$ lsmod | head -n3

Module Size Used by vboxnetadp 28672 0 vboxnetflt 28672 0 sudo modprobe hello_printk

\$ echo \$?

0

\$ lsmod | head -n3

Module Size Used by hello_printk 16384 0 vboxnetadp 28672 0

\$ dmesg | tail -n1

[2439.063870] Hello, world!

И, наконец, мы можем контролировать что у нас находится под контролем DKMS:

\$ dkms status

```
hello_printk, 3.1, 5.4.0-122-generic, x86_64: installed virtualbox, 6.1.34, 5.4.0-121-generic, x86_64: installed virtualbox, 6.1.34, 5.4.0-122-generic, x86_64: installed
```

И в завершение, нужно убрать за собой, деинсталлировать и удалить из-под контроля DKMS модуля hello_printk.ko ... потому что, пока, мы с ним только играемся:

\$ sudo dkms uninstall -m hello_printk -v 3.1

```
----- Uninstall Beginning -----
Module: hello_printk
Version: 3.1
Kernel: 5.4.0-122-generic (x86_64)
-----
Status: Before uninstall, this module version was ACTIVE on this kernel.
hello_printk.ko:
- Uninstallation
  - Deleting from: /lib/modules/5.4.0-122-generic/kernel/lib/hello_printk//
- Original module
  - No original module was found for this module on this kernel.
  - Use the dkms install command to reinstall any previous module version.
depmod...
DKMS: uninstall completed.
$ ls -l /lib/modules/`uname -r`/kernel/lib/hello_printk
ls: невозможно получить доступ к '/lib/modules/5.4.0-122-generic/kernel/lib/hello_printk': Нет
такого файла или каталога
$ sudo dkms remove hello_printk/3.1 --all
----- Uninstall Beginning ------
Module: hello_printk
Version: 3.1
Kernel: 5.4.0-122-generic (x86_64)
-----
Status: This module version was INACTIVE for this kernel.
depmod...
DKMS: uninstall completed.
______
Deleting module version: 3.1
completely from the DKMS tree.
```

И проверка того, что мы вернулись к состоянию, которое предшествовало нашим экспериментам с DKMS:

\$ dkms status

Done.

```
virtualbox, 6.1.34, 5.4.0-121-generic, x86_64: installed virtualbox, 6.1.34, 5.4.0-122-generic, x86_64: installed
```

В заключение, относительно DKMS, нужно заметить, что работа DKMS только **подтверждает** то, что в Linux драйверы (модули) могут предоставляться **только** в виде исходных кодов на языке программирования C, требуемых компиляции (сборки) и наличия требуемого для такой сборки инструментария. DKMS только скрывает это под покровом обновления пакетной системы. И если в коде вашего модуля использованы какие-то замысловатые API ядра, которые могут стать недействительными после обновления ядра, то последовательность динамических обновлений модуля обломается на этом месте.

Обсуждение

- 1. В этой части обсуждения мы проделали рассмотрение, ограниченное в своём объёме, минимального набора инструментальных средств для создания и отладки модулей ядра. Это именно тот «необходимый и достаточный» набор инструментария, который позволяет вам выполнять такую работу. Есть ещё достаточно много инструментов, расширяющих ваши возможности в этой области, или существенно повышающие производительность работы. Но это всё дополнительные инструменты, и вы соберёте оптимальный для себя набор инструментов, экспериментируя с ними.
- 2. Представляющие интерес системные файлы могут несколько отличаться в разных дистрибутивных группах Linux (DEB, RPM и др.), но ничего принципиально отличающегося каждый используемый дистрибутив Linux не привносит.

Внешние интерфейсы модуля

Частота использования goto для ядра в целом составляет один goto на 260 строк, что представляет собой довольно большое значение

Скотт Максвел «Ядро Linux в комментариях»

Под внешними интерфейсами модуля мы будем понимать, как уже было сказано, те связи, которые может и должен установить модуль с «внешним пространством» Linux, видимым пользователю, с которыми пользователь может взаимодействовать либо из своего программного кода, или посредством консольных команд системы. Такими интерфейсами-связями есть, например, имена в файловых системах (в /dev, /proc, /sys), сетевые интерфейсы, сетевые протоколы... Понятно, что регистрация таких механизмов взаимодействия со стороны модуля, это не есть программирование в смысле алгоритмов и структур данных, а есть строго формализованное (регламентированное как по номенклатуре, так и по порядку вызова) использование предоставляемых для этих целей АРІ ядра. Это занятие скучное, но это та первейшая фаза проектирования всякого модуля (драйвера): создание тех связей, через которые с ним можно взаимодействовать. Этим мы и станем заниматься на протяжении всего этого раздела.

Драйверы: интерфейс устройства

Модель «устройств» Linux унаследовал из самых ранних реализаций UNIX, где его авторы попытались представить «всё как файл». Каждое устройство представляется его уникальным именем в каталоге /dev, это же имя и называется устройством.

Примечание: Как будет показано вскоре, **имя устройства** может быть создано не только в /dev, но в любом произвольном месте файловой системы Linux, важно только чтобы это имя было связано с уникальными номерами major и minor. Но такое использование, вне каталога /dev, нарушает традиции UNIX, и его если и использовать, то с большой осторожностью.

Все устройства Linux делятся на две большие группы: символьные устройства (они же устройства с последовательным доступом) и блочные устройства (устройства с произвольным доступом). Устройства с последовательным доступом читают (пишут) данные последовательно байт за байтом, ранее уже считанный байт больше не может быть повторно считан (за редким исключением ограниченной внутренней буферизации). В противоположность, устройство с произвольным доступом может читать любые байты, от нулевого до максимальной ёмкости устройства, в произвольном порядке и сколь угодно раз, просто указывая номер интересующего байта. Характерными представителями символьных устройств являются: терминальные линии /dev/tty*, или псевдоустройства /dev/zero, /dev/null, /dev/random, всё физические линии связи RS-232, Modbus, CAN... Как видите, символьные устройства многолики и разнообразны. Устройства с произвольным доступом используются для организации устройств хранения (дисковых, твёрдотельных, USB флеш-накопителей, ...) почему их и называют ещё блочными устройствами. Логика их использования более однообразная — над блочными устройствами (как над устройством хранения) надстраиваются (размечаются, форматируются) файловые системы, которые и являются конечной целью организации таких устройств. Здесь мы храним наши каталоги и файлы.

Смысл операций с интерфейсом /dev состоит в связывании именованного устройства в каталоге /dev с разрабатываемым модулем, а в самом коде модуля реализации нескольких типовых операций на этом устройстве (таких как open(), read(), write() и нескольких других). После этого пользовательский код может выполнять с таким устройством весь спектр POSIX API, а ваш модуль будет обслуживать эти операции в ядре. В таком качестве модуль ядра и называется драйвером устройства. Некоторую путаность в проектировании драйвера создаёт то, что для этого действа предлагаются несколько альтернативных, совершенно исключающих друг друга техник написания. Связано это с давней историей развития подсистемы /dev (одна из самых старых подсистем UNIX и Linux), и с тем, что на протяжении этой истории отрабатывались несколько отличающихся моделей реализации, а удачные решения на этом пути закреплялись как альтернативы. Все исторически складывающиеся альтернативы сохранялись далее для обеспечения

В любом случае, при проектировании нового драйвера предстоит ответить для себя на **три группы** вопросов (по каждому из них возможны альтернативные ответы):

- 1. Каким способом драйвер будет **регистрироваться** в системе (под парой номеров **major** и **minor**), каким образом станет известно системе, что у неё появился в распоряжении новый драйвер и новое устройство?
- 2. Каким образом драйвер создаёт (или использует созданное внешними средствами) имя соответствующего ему устройства в каталоге /dev, и как он (драйвер) связывает это имя с major и minor номерами этого устройства?
- 3. После того, как драйвер однозначно увязан с устройством, какие будут использованы особенности в реализации основных **операций обслуживания** устройства (open(), read(), ...)?

Но прежде, чем перейти к созданию интерфейса устройства, очень коротко вспомним философию устройств, общую не только для Linux, но и для всех UNIX/POSIX систем. Каждому устройству в системе соответствует имя этого устройства в каталоге /dev. Каждое именованное устройство в Linux однозначно характеризуется двумя номерами: старшим номером (major) — номером отвечающим за отдельный класс устройств, и младшим номером (minor) — номером конкретного экземпляра устройства внутри своего класса. Например, для диска SATA:

\$ ls -l /dev/sda*

```
brw-rw---- 1 root disk 8, 0 Июн 16 11:03 /dev/sda
brw-rw---- 1 root disk 8, 1 Июн 16 11:04 /dev/sda1
brw-rw---- 1 root disk 8, 2 Июн 16 11:03 /dev/sda2
brw-rw---- 1 root disk 8, 3 Июн 16 11:03 /dev/sda3
```

Здесь 8 — это старший номер для любого из дисков SATA в системе, а 2 — это младший номер для 2-го (sda2) раздела 1-го (sda) диска SATA. Связать модуль с именованным устройством и означает установить ответственность модуля за операции с устройством, характеризующимся парой major/minor. В таком качестве модуль называют драйвером устройства. Связь номеров устройств с многими типами оборудования — жёстко регламентирована (особенно в отношении старших номеров). В предыдущих версиях ядра он определялся содержимым файла в исходных кодах ядра: Documentation/devices.txt (больше 100Кb текста, приведено для примера в каталоге примеров /dev/).

Номера major для символьных и блочных устройств составляют совершенно различные пространства номеров и могут использоваться независимо, пример чему — набор разных устройств с одинаковым major номером:

```
$ ls -l /dev | grep ' 7,'
brw-rw---- 1 root disk
                            7, 0 июн 14 10:45 loop0
brw-rw---- 1 root disk
                            7, 1 июн 14 10:45 loop1
brw-rw---- 1 root disk
                           7, 2 июн 14 10:45 loop2
brw-rw---- 1 root disk
                           7, 3 июн 14 10:45 loop3
brw-rw---- 1 root disk
                           7, 4 июн 14 10:45 loop4
brw-rw---- 1 root disk
                           7, 5 июн 14 10:45 loop5
brw-rw---- 1 root disk
                                6 июн 14 10:45 loop6
                            7,
brw-rw----
           1 root disk
                                7 июн 14 10:45 loop7
                            7,
          1 root tty
crw-rw----
                            7,
                                0 июн 14 10:45 vcs
                            7,
crw-rw---- 1 root tty
                                1 июн 14 10:45 vcs1
crw-rw---- 1 root tty
                           7,
                                2 июн 14 10:45 vcs2
crw-rw---- 1 root tty
                           7,
                               3 июн 14 10:45 vcs3
crw-rw---- 1 root tty
                           7,
                               4 июн 14 10:45 vcs4
crw-rw---- 1 root tty
                           7, 5 июн 14 10:45 vcs5
crw-rw---- 1 root tty
                           7,
                                6 июн 14 10:45 vcs6
crw-rw----
           1 root tty
                           7,
                                7 июн 14 10:45 vcs7
crw-rw---- 1 root tty
                            7, 128 июн 14 10:45 vcsa
                           7, 129 июн 14 10:45 vcsa1
crw-rw---- 1 root tty
crw-rw---- 1 root tty
                           7, 130 июн 14 10:45 vcsa2
```

```
1 root tty
                              7, 131 июн 14 10:45 vcsa3
crw-rw----
crw-rw----
            1 root tty
                              7, 132 июн 14 10:45 vcsa4
crw-rw----
            1 root tty
                              7, 133 июн 14 10:45 vcsa5
crw-rw----
                              7, 134 июн 14 10:45 vcsa6
            1 root tty
crw-rw---- 1 root tty
                              7, 135 июн 14 10:45 vcsa7
crw-rw---- 1 root tty
                              7, 64 июн 14 10:45 vcsu
crw-rw---- 1 root tty
                              7, 65 июн 14 10:45 vcsu1
crw-rw---- 1 root tty
                              7, 66 июн 14 10:45 vcsu2
crw-rw---- 1 root tty
                              7, 67 июн 14 10:45 vcsu3
crw-rw----
            1 root tty
                              7, 68 июн 14 10:45 vcsu4
crw-rw----
            1 root tty
                              7, 69 июн 14 10:45 vcsu5
crw-rw----
           1 root tty
                              7, 70 июн 14 10:45 vcsu6
           1 root tty
crw-rw----
                              7, 71 июн 14 10:45 vcsu7
```

Примечание: За времена существования систем UNIX сменилось несколько парадигм присвоения номеров устройствам и их классам. С этим и связано наличие заменяющих друг друга нескольких альтернативных API связывания устройств с модулем в Linux. Самая ранняя парадигма (унаследованная из ядер 2.4 мы её рассмотрим последней) утверждала, что старший major номер присваивается классу устройств, и за все 255 minor номеров отвечает модуль этого класса и только он (модуль) оперирует с этими номерами. В этом варианте не может быть двух классов устройств (модулей ядра), обслуживающих одинаковые значения major. Позже (ядра 2.6) модулю (и классу устройств) отнесли фиксированный диапазон ответственности этого модуля, таким образом для устройств с одним major, устройства с minor, скажем, 0...63 могли бы обслуживаться мдулем xxx1.ko (и составлять отдельный класс), а устройства с minor 64...127 — другим модулем xxx2.ko (и составлять совершенно другой класс). Ещё позже, когда под статические номера устройств, определяемые в devices.txt, стало катастрофически не хватать номеров, была создана модель динамического распределения номеров, поддерживающая её файловая система Sysfs, и обеспечивающий работу sysfs в пользовательском пространстве программный проект udev.

Многие годы в UNIX и Linux предполагалось что major и minor — это байтовые величины. Но на сегодня (начиная с 2.6.0) номера устройства определяются в <linux/types.h> как 32-бит значение dev_t:

```
typedef u32 __kernel_dev_t;
typedef __kernel_fd_set fd_set;
typedef __kernel_dev_t dev_t;
```

Где 12 битов занимает старший номер (0...4096-1), а 20 - младший номер (0...1048576-1). Конечно, ваш исходный код не должен делать предположений о внутренней организации номеров устройств, а должен использовать макросы из файла linux/kdev_t.h>, для старшей и младшей части dev_t используется, соответственно:

```
MAJOR(dev_t dev);
MINOR(dev_t dev);
И, наоборот, dev_t получается из 2-х частей макросом:
MKDEV(int major, int minor);
```

Символьные устройства

Как правило, на практике представляют наиболее часто задача создания именно символьных устройств, которые позволяют читать и писать последовательный **поток** байт (символов). Весьма часто в прикладных проектах как символьные устройства оформляются разнообразные **псевдо-устройства**, не имеющие отношения к аппаратному оборудованию, моделирующих программную обработку, но предоставляющих её результатов стандартными POSIXC операциями ввода-вывода. Классическими примерами таких псевдо-устройств являются, например, широко использующиеся в Linux устройства:

```
$ ls -l /dev/{null,zero}

crw-rw-rw- 1 root root 1, 3 июн 15 09:59 /dev/null

crw-rw-rw- 1 root root 1, 5 июн 15 09:59 /dev/zero

$ ls -l /dev/random

crw-rw-rw- 1 root root 1, 8 июн 15 09:59 /dev/random
```

Практически вся полезная работа любого модуля символьного устройства в интерфейсе /dev (точно так же, как и в интерфейсах /proc и /sys, рассматриваемых позже), реализуется через таблицу (структуру) файловых операций file_operations, которая определена в файле linux/fs.h> и содержит указатели на функции драйвера, которые отвечают за выполнение различных операций с устройством. Эта большая структура настолько важна, что она стоит того, чтобы быть приведенной полностью (в том виде, как это имеет место в ядре 5.4):

```
struct file_operations {
        struct module *owner;
        loff_t (*llseek) (struct file *, loff_t, int);
        ssize_t (*read) (struct file *, char __user *, size_t, loff_t *);
        ssize_t (*write) (struct file *, const char __user *, size_t, loff_t *);
        ssize_t (*read_iter) (struct kiocb *, struct iov_iter *);
        ssize_t (*write_iter) (struct kiocb *, struct iov_iter *);
        int (*iopoll)(struct kiocb *kiocb, bool spin);
        int (*iterate) (struct file *, struct dir_context *);
        int (*iterate_shared) (struct file *, struct dir_context *);
        __poll_t (*poll) (struct file *, struct poll_table_struct *);
        long (*unlocked_ioctl) (struct file *, unsigned int, unsigned long);
        long (*compat_ioctl) (struct file *, unsigned int, unsigned long);
        int (*mmap) (struct file *, struct vm_area_struct *);
        unsigned long mmap_supported_flags;
        int (*open) (struct inode *, struct file *);
        int (*flush) (struct file *, fl_owner_t id);
        int (*release) (struct inode *, struct file *);
        int (*fsync) (struct file *, loff_t, loff_t, int datasync);
        int (*fasync) (int, struct file *, int);
        int (*lock) (struct file *, int, struct file_lock *);
        ssize_t (*sendpage) (struct file *, struct page *, int, size_t, loff_t *, int);
        unsigned long (*get_unmapped_area)(struct file *, unsigned long, unsigned long, unsigned
long, unsigned long);
        int (*check_flags)(int);
        int (*setfl)(struct file *, unsigned long);
        int (*flock) (struct file *, int, struct file_lock *);
        ssize_t (*splice_write)(struct pipe_inode_info *, struct file *, loff_t *, size_t,
unsigned int);
        ssize_t (*splice_read)(struct file *, loff_t *, struct pipe_inode_info *, size_t, unsigned
int);
        int (*setlease)(struct file *, long, struct file_lock **, void **);
        long (*fallocate)(struct file *file, int mode, loff_t offset,
                          loff_t len);
        void (*show_fdinfo)(struct seq_file *m, struct file *f);
#ifndef CONFIG MMU
        unsigned (*mmap_capabilities)(struct file *);
#endif
        ssize_t (*copy_file_range)(struct file *, loff_t, struct file *,
                        loff_t, size_t, unsigned int);
        loff_t (*remap_file_range)(struct file *file_in, loff_t pos_in,
                                   struct file *file_out, loff_t pos_out,
                                   loff_t len, unsigned int remap_flags);
        int (*fadvise)(struct file *, loff_t, loff_t, int);
} __randomize_layout;
```

Как понятно из вида таблицы, каждое определение определяет **прототип** функции, которая выполняется при системном вызове для этой операции. Если мы переопределяем в своём коде модуля какую-то из функций таблицы, то эта функция становится обработчиком, вызываемым для обслуживания этой операции. Если мы не переопределяем операцию, то для большинства операций (llseek, flush и др.) используется **обработчик по умолчанию**. Такой обработчик может вообще не выполнять никаких действий, или выполнять некоторый минимальный набор простейших действий. Такая ситуация имеет место достаточно часто, например, при отсутствии определений для операций **ореп** и release на устройстве, но тем не менее устройства

замечательно открываются и закрываются. Но для некоторых операций (mmap и др.) обработчик по умолчанию будет всегда возвращать код ошибки (not implemented yet), и поэтому такой обработчик имеет смысл только когда он переопределён.

```
Ещё одна структура, которая менее значима, чем file_operations, но также широко используется:
struct inode_operations {
        struct dentry * (*lookup) (struct inode *, struct dentry *, unsigned int);
        const char * (*get_link) (struct dentry *, struct inode *, struct delayed_call *);
        int (*permission) (struct inode *, int);
        struct posix_acl * (*get_acl)(struct inode *, int);
        int (*readlink) (struct dentry *, char __user *,int);
        int (*create) (struct inode *,struct dentry *, umode_t, bool);
        int (*link) (struct dentry *, struct inode *, struct dentry *);
        int (*unlink) (struct inode *,struct dentry *);
        int (*symlink) (struct inode *,struct dentry *,const char *);
        int (*mkdir) (struct inode *,struct dentry *,umode_t);
        int (*rmdir) (struct inode *,struct dentry *);
        int (*mknod) (struct inode *,struct dentry *,umode_t,dev_t);
        int (*rename) (struct inode *, struct dentry *,
                        struct inode *, struct dentry *, unsigned int);
        int (*setattr) (struct dentry *, struct iattr *);
        int (*getattr) (const struct path *, struct kstat *, u32, unsigned int);
        ssize_t (*listxattr) (struct dentry *, char *, size_t);
        int (*fiemap)(struct inode *, struct fiemap_extent_info *, u64 start,
                      u64 len);
        int (*update_time)(struct inode *, struct timespec64 *, int);
        int (*atomic_open)(struct inode *, struct dentry *,
                           struct file *, unsigned open_flag,
                           umode t create mode);
        int (*tmpfile) (struct inode *, struct dentry *, umode_t);
        int (*set_acl)(struct inode *, struct posix_acl *, int);
} ____cacheline_aligned;
```

Примечание: Отметим, что структура inode_operations соответствуют системным вызовам, которые оперируют с устройствами по их путевым именам, а структура file_operations — системным вызовам, которые оперируют с таким представлением файлов устройств, более понятным программистам как файловый дескриптор. Но ещё важнее то, что имя ассоциируется с устройством всегда одно, а файловых дескрипторов может быть ассоциировано много. Это имеет следствием то, что указатель структуры inode_operations, передаваемый в операцию (например int (*open) (struct inode*, struct file*)) будет всегда один и тот же (до выгрузки модуля), а вот указатель структуры file_operations, передаваемый в ту же операцию, будет меняться при каждом следующем открытии устройства. Вытекающие отсюда эффекты мы увидим в примерах в дальнейшем.

Варианты реализации

Возвращаемся к регистрации драйвера в системе. Некоторую путаницу в этом вопросе создаёт именно то, что, во-первых, это может быть проделано несколькими разными, альтернативными способами, появившимися в разные годы развития Linux, а, во-вторых, то, что в каждом из этих способов, если вы уже остановились на каком-то, нужно строго соблюсти последовательность нескольких предписанных шагов, характерных именно для этого способа. Именно на этапе связывания устройства и возникает, отмечаемое многими, изобилие операторов goto в коде драйвера, когда при неудаче очередного шага установки приходится последовательно отменять результаты всех проделанных шагов в обратном порядке. Для регистрации устройства и создания связи (интерфейса) модуля к /dev, в разное время и для разных целей, было создано несколько альтернативных (во многом замещающих друг друга) техник написания кода. Мы рассмотрим далее некоторые из них:

- 1. Новый способ, использующий структуру struct cdev (ux/cdev.h>), позволяющий динамически выделять старший номер из числа свободных, и увязывать с ним ограниченный диапазон младших номеров.
- 2. Способ полностью динамического создания именованных устройств, так называемая техника misc drivers (miscellaneous разнородных устройств).
- 3. Старый способ (использующий register_chrdev()), статически связывающий модуль со старшим номером, тем самым отдавая под контроль модуля **весь** диапазон допустимых младших номеров [0...255], название способа как старый не отменяет его актуальность и на сегодня.

Кроме нескольких различных техник **регистрации** устройства, независимо существует также несколько различающихся вариантов того, как имя устройства **создаётся** в /dev и связывается с major и minor номерами для этого устройства. Произведение этих двух подмножеств выбора и создаёт пространство альтернатив возможностей для разработчика драйвера.

Ручное создание имени

Наш первый вариант модуля символьного устройства, предоставляет пользователю только операцию чтения из устройства (операция записи реализуется абсолютно симметрично, и не реализована, чтобы не перегружать текст; аналогичная реализация будет показана на интерфейсе /proc). Кроме того, поскольку мы собираемся реализовать целую группу альтернативных драйверов интерфейса /dev, то сразу вынесем общую часть (главным образом, реализацию функции чтения) в отдельный включаемый файл (это даст нам большую экономию объёма изложения):

dev.h :

```
#include <linux/fs.h>
#include <linux/init.h>
#include <linux/module.h>
#include <linux/uaccess.h>
MODULE LICENSE("GPL");
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej.tsil@gmail.com>");
MODULE_VERSION("7.4");
static char *hello_str = "Hello, world!\n";
                                                  // buffer!
static ssize_t dev_read(struct file * file, char * buf,
                        size_t count, loff_t *ppos) {
   int len = strlen(hello_str);
   printk(KERN_INFO "=== read : %ld\n", (long)count);
   if(count < len) return -EINVAL;</pre>
   if(*ppos != 0) {
      printk(KERN_INFO "=== read return : 0\n"); // EOF
      return 0;
   }
   if(copy_to_user(buf, hello_str, len)) return -EINVAL;
   *ppos = len;
   printk(KERN_INFO "=== read return : %d\n", len);
   return len;
}
static int __init dev_init(void);
module_init(dev_init);
static void __exit dev_exit(void);
module_exit(dev_exit);
```

Тогда наш первый вариант драйвера (apxив cdev.tgz), использующий структуру struct cdev, будет иметь вид (рассмотренный общий файл dev.h включён как преамбула этого кода, так будет и в дальнейших примерах):

fixdev.c :

```
#include "../dev.h"
#include <linux/cdev.h>
#include <linux/init.h>
static int major = 0;
module_param(major, int, S_IRUGO);
#define EOK 0
static int device_open = 0;
static int dev_open(struct inode *n, struct file *f) {
   if(device_open) return -EBUSY;
   device_open++;
   return EOK;
}
static int dev_release(struct inode *n, struct file *f) {
   device_open--;
   return EOK;
}
static const struct file_operations dev_fops = {
   .owner = THIS_MODULE,
   .open =
             dev_open,
   .release = dev_release,
   .read = dev_read,
};
#define DEVICE_FIRST 0
#define DEVICE_COUNT 3
#define MODNAME "my_cdev_dev"
static struct cdev hcdev;
static int __init dev_init(void) {
  int ret;
  dev_t dev;
  if(major != 0) {
      dev = MKDEV(major, DEVICE_FIRST);
      ret = register_chrdev_region(dev, DEVICE_COUNT, MODNAME);
  }
   else {
      ret = alloc_chrdev_region(&dev, DEVICE_FIRST, DEVICE_COUNT, MODNAME);
      major = MAJOR(dev); // не забыть зафиксировать!
   if(ret < 0) {
      printk(KERN_ERR "=== Can not register char device region\n");
      goto err;
  }
  cdev_init(&hcdev, &dev_fops);
  hcdev.owner = THIS_MODULE;
  ret = cdev_add(&hcdev, dev, DEVICE_COUNT);
   if(ret < 0) {
      unregister_chrdev_region(MKDEV(major, DEVICE_FIRST), DEVICE_COUNT);
```

Здесь показан только один (для краткости) уход на метку ошибки выполнения (err:) на шаге инсталляции модуля, в коде реальных модулей вы увидите целые цепочки подобных конструкций для отработки возможных ошибок на каждом шаге инсталляции — ошибка на каждом шаге должна вызывать переход на свою метку обработки ошибки, с последовательным откатом, в обратном порядке, всех уже произведенных ранее шагов.

Этот драйвер умеет пока только тупо выводить по запросу read() фиксированную строку из буфера, но для изучения структуры драйвера этого пока достаточно. Здесь используется такой, уже обсуждавшийся ранее механизм, как указание параметра загрузки модуля: либо система сама выберет номер major для нашего устройства, если мы явно его не указываем в качестве параметра, либо система принудительно использует заданный параметром номер, даже если его значение неприемлемо и конфликтует с уже существующими номерами устройств в системе.

Вызовы API ядра register_chrdev_region() и alloc_chrdev_region() отличаются тем, что первый из них запрашивает DEVICE_COUNT младших номеров начиная с указанного dev_t, а второй выделяет эти же DEVICE_COUNT младших номеров, но в удобном для системы диапазоне старшего и начального младшего номера. Как должно быть понятно, вероятность получить ошибку в первом варианте намного выше.

Дальше, путём экспериментирования, мы проверяем работоспособность написанного модуля, и эти эксперименты очень много проясняют относительно драйверов устройств Linux. Первым делом мы попытаемся привязать драйвер (проверим) к номеру Major который уже занят в системе:

```
$ ls -l /dev | grep ^c | head -n15
crw-r--r-- 1 root root
                           10, 235 июн 14 10:45 autofs
crw-rw---- 1 root disk
                           10, 234 июн 14 10:45 btrfs-control
crw--w---- 1 root tty
                           5, 1 июн 14 10:45 console
                          10, 59 июн 14 10:45 cpu_dma_latency
           1 root root
crw----- 1 root root
                          10, 203 июн 14 10:45 cuse
crw----- 1 root root
                          10, 62 июн 14 10:45 ecryptfs
crw-rw---- 1 root video
                          29, 0 июн 14 10:45 fb0
                           1, 7 июн 14 10:45 full
crw-rw-rw- 1 root root
crw-rw-rw- 1 root root
                           10, 229 июн 14 10:45 fuse
crw----- 1 root root
                           240, 0 июн 14 10:45 hidraw0
crw----- 1 root root
                           240,
                                 1 июн 14 10:45 hidraw1
                                2 июн 14 10:45 hidraw2
                           240,
           1 root root
crw----- 1 root root
                           240, 3 июн 14 10:45 hidraw3
crw----- 1 root root
                           240, 4 июн 14 10:45 hidraw4
                           240,
                                5 июн 14 10:45 hidraw5
crw----- 1 root root
$ sudo insmod fixdev.ko major=240
insmod: ERROR: could not insert module fixdev.ko: Device or resource busy
$ dmesg | tail -n1
[31044.639034] === Can not register char device region
```

В этот раз нам не повезло: наугад выбранный номер major для нашего устройства оказывается уже занятым другим устройством в системе.

В конечном итоге, самый простой способ — поручить самому драйверу найти первый свободный major в системе (в вашей системе он может быть совершенно другой):

Драйвер установлен в системе по всем правилам. Он связан для обслуживания устройства с парой номеров (235:0 и далее) ... но он не привязан к имени устройства в /dev в общепринятом смысле, мы не знаем этого имени чтобы выполнять операции ввода-вывода. Но мы можем сделать это вручную, связав **произвольное** имя устройства с известными нам 2-мя номерами (старшим и младшим):

```
$ sudo mknod -m0666 /dev/abc c 235 0
$ ls -l /dev/abc
crw-rw-rw- 1 root root 235, 0 июн 14 19:30 /dev/abc
$ cat /dev/abc
Hello, world!
```

Экспериментируя с модулем, не забываем его периодически выгружать время от времени, перед очередным туром экспериментов ... причём мы должны как отдельно удалить модуль, так и уничтожить имя устройства:

```
$ sudo rm /dev/abc
$ sudo rmmod fixdev
$ lsmod | grep fix
$
```

Особое внимание обращаем на то, каким образом функция, обрабатывающая запросы read(), сообщает вызывающей программе об исчерпании потока доступных данных (признак завершения операции: EOF) — это важнейшая функция операции чтения (и в разных реализациях это может быть по-разному). Смотрим по диагностике изнутри модуля на то, как стандартная утилита Cat запрашивала его данные, и что она получает в результате:

И, наконец, убеждаемся, что созданный драйвер поддерживает именно заказанный ему **диапазон** minor номеров, не больше, но и не меньше (0-2 в показанном примере):

Мы создали 4 устройства с последовательными младшими номерами, но только 3 из них обслуживаются только-что созданным нами драйвером. А это и есть именно то, чего мы добивались!

Примечание: Ручное создание статического имени в /dev с помощью команды mknod — это традиционный (и рудиментарный) подход к решению проблемы. Этот способ работал и работает во всех системах UNIX и один из самых старых механизмов UNIX, существующий несколько десятков лет. На практике в современном Linux такой способ груб и не гибок. В системе существует целый ряд механизмов динамического создания имен устройств и связывания их с номерами. Но каждый из них базируется на автоматическом, скрытом выполнении всё того статического механизма, который рассмотрен выше. Для тонкого использования на практике современных динамических механизмов крайне полезно прежде поупражняться в ручном создании имён устройств, чтобы понимать всю поднаготную динамического управления именами устройств.

Интересно, что система, вообще то говоря, **не различает** на каком пути (каталоге) мы создаём имя устройства, и это не обязательно должен быть /dev — смысл команды mknod состоит просто в связывании произвольного имени в файловой системе с парой чисел: старший и младший номер устройства. Создадим имя «устройства» для всё того же модуля прямо в рабочем каталоге отработки самого модуля (например):

```
$ pwd
/home/olej/2022/own.BOOKs/BHV.kernel/examples/dev/cdev
$ cat /proc/devices | grep my_
235 my_cdev_dev
$ sudo mknod -m0666 ./z2 c 235 2
$ ls -l | grep ^c
crw-rw-rw- 1 root root 235, 2 июн 15 12:54 z2
$ cat ./z2
Hello, world!
```

Подобные трюки могут оказаться полезными в прикладных проектах ... например для временного создания (скрытых) псевдо-устройств, чтобы не загружать общесистемный каталог /dev.

Использование udev

Со времени создания файловой системы /sys (sysfs) каждое действие, связанное с устройствами (горячее подключение, отключение) или модулями ядра (загрузка, выгрузка) вызывают целый всплеск асинхронных широковещательных уведомлений через дэйтаграммный сокет, специально для этого случая спроектированного протокола обмена — netlink. Для большей ясности, и любой пользовательский процесс может создать такой сокет вызовом вида:

```
fd = socket(AF_NETLINK, SOCK_DGRAM, NETLINK_KOBJECT_UEVENT);
```

(Отметим, что такой вид сокета, и обмен через него, практически нигде не упоминаются и не описаны в общих публикациях по сетевому программированию — это исключительно «придумка» Linux.)

И любой пользовательский процесс может обрабатывать информацию, передаваемую **из ядра** через сокет netlink и реагировать не эту информацию. Но программа пользовательского пространства udevd (подсистема)²⁷ делает это по умолчанию, даже если никто другой это не обрабатывает. В этом и смысл **широковещания**.

```
$ ps -A | grep udevd
715 ? 00:00:01 systemd-udevd
```

После загрузки обсуждавшегося выше модуля fixdev.ko, мы можем наблюдать активную взаимосвязь этого действа в каталогом /sys, например:

²⁷ На сегодня подсистема udev, как и многие другие, «отдана» под управление systemd, но от этого сущность udev никак не поменялась.

```
итого 0
-r--r--r- 1 root root 4096 июн 15 13:31 coresize
drwxr-xr-x 2 root root 0 июн 15 13:31 holders
-r--r--r- 1 root root 4096 июн 15 13:31 initsize
-r--r--r- 1 root root 4096 июн 15 13:31 initstate
drwxr-xr-x 2 root root 0 июн 15 13:31 notes
drwxr-xr-x 2 root root 0 июн 15 13:31 parameters
-r--r--r- 1 root root 4096 июн 15 13:31 refcnt
drwxr-xr-x 2 root root 0 июн 15 13:31 refcnt
drwxr-xr-x 2 root root 0 июн 15 13:31 sections
-r--r--r- 1 root root 4096 июн 15 13:31 srcversion
-r--r--r- 1 root root 4096 июн 15 13:31 taint
-w---- 1 root root 4096 июн 15 13:31 version
$ cat /sys/module/fixdev/parameters/major
235
```

\$ sudo insmod fixdev.ko

Характерно, что здесь мы можем извлечь значение параметра модуля major, даже в том случае, когда мы загружаем модуль без явного указания этого параметра при загрузке (что и было сделано специально в показанном примере). Таким образом через /sys мы можем извлекать все интересующие нас параметры загрузки модулей.

Но возвратимся к асинхронным уведомлениям через дэйтаграммный сокет протокола netlink. Наблюдать содержимое уведомлений передаваемых от ядра к демону udevd мы можем, запустив на время наблюдаемого события (подключение-отключение устройства, загрузка-выгрузка модуля) в отдельном терминале программу udevadm. Загрузите и выгрузите (любой) модуль:

```
$ sudo rmmod fixdev
И в мониторе udevadm наблюдаем:
  $ udevadm monitor --property
  monitor will print the received events for:
  UDEV - the event which udev sends out after rule processing
  KERNEL - the kernel uevent
  KERNEL[13886.300015] add
                                /module/fixdev (module)
  ACTION=add
  DEVPATH=/module/fixdev
  SUBSYSTEM=module
  SEQNUM=10311
  UDEV [13886.303232] add
                                /module/fixdev (module)
  ACTION=add
  DEVPATH=/module/fixdev
  SUBSYSTEM=module
  SEQNUM=10311
  USEC_INITIALIZED=13886303097
                                /module/fixdev (module)
  KERNEL[13899.353422] remove
  ACTION=remove
  DEVPATH=/module/fixdev
  SUBSYSTEM=module
  SEQNUM=10312
  UDEV [13899.357567] remove
                               /module/fixdev (module)
  ACTION=remove
  DEVPATH=/module/fixdev
  SUBSYSTEM=module
  SEQNUM=10312
  USEC_INITIALIZED=13899353504
```

. . .

Здесь показан именно момент загрузки и выгрузки тестового модуля fixdev.ko. (Это напоминает, по смыслу, для сокета netlink аналогию того, как это же делает общеизвестный сетевой снифер tcpdump для сетевого трафика IP протоколов).

Получив подобного рода уведомление от ядра демон udevd (но и любой процесс пространства пользователя) имеет возможность проанализировать параметры в этих сообщениях (ACTION, SUBSYSTEM, ...) дерево /sys (на основе полученных из дэйтаграммного уведомления параметров), а далее динамически (по событию) создать соответствующее имя в /dev. Поскольку это весьма общий механизм (например при «горячем» подключении устройств), то разработан специальный синтаксис правил действий для событий в /sys. Такие правила записываются отдельными файлами *.rules (в каталогах /etc/udev/rules.d, /usr/lib/udev/rules.d, но далеко не только там). Если выполняются условия (ключ соответствия, match key — они описываются с знаком ==) возникшего события (на основании параметров в сообщении netlink), то демон udevd (говорят: подсистема udev) предпринимает действия, описанные в правиле (ключ назначения, assignment key — они описываются с знаком =). Каждое правило записывается одной строкой (даже для весьма длинных строк не предусмотрено переносов). Например, по событию запуская выбранную программу (возможно с параметрами):

```
SUBSYSTEM=="module", ACTION=="add", DEVPATH=="/module/fixdev", PROGRAM="/bin/my_fix_ctl try"
Или непосредственно создавая имя устройства в /dev (что бывает гораздо чаще):
SUBSYSTEM=="module", ACTION=="add", DEVPATH=="/module/fixdev", SYMLINK+="abc2"
```

Совершенно аналогичным образом добавляется правило на удаление устройства при выгрузке модуля (ACTION=="remove"). Это делается или отдельной строкой (в том же файле), или отдельным файлом в /etc/udev/rules.d каталоге.

Ещё одним альтернативным способом извлечения параметров **события** (а это может оказаться иногда не так просто) для успешного написания эффективных **правил** Udev, может быть (при загруженном модуле ядра):

```
$ sudo insmod fixdev.ko
$ udevadm info --path=/module/fixdev --export
P: /module/fixdev
L: 0
E: DEVPATH=/module/fixdev
E: SUBSYSTEM=module
```

Подсистема udev всё ещё находится в активном развитии и изменении, хотя основные принципы её и устоялись. Тем не менее, **синтаксис** составления её правил всё ещё изменяется (публикации 2012 года, например, описывают другой синтаксис — ними руководствоваться нельзя). Поэтому относительно синтаксиса записи правил нужно udev справиться накануне их написания, см.:

```
$ man 7 udev
```

Но общая схема, при всех детализациях синтаксиса записи правил, остаётся неизменной. Это на сегодня основная схема создания символьных устройств в Linux.

Динамические имена

Вариацией на тему использования того же API будет вариант предыдущего модуля (в том же каталоге /dev/cdev), но динамически создающий имя устройства в каталоге /dev с заданным старшим и младшим номером (это обеспечивается уже использованием механизмов системы Sysfs, рассмотренных в ручном режиме ранее). Ниже показаны только принципиальные отличия (дополнения) относительно предыдущего варианта:

<u>dyndev.c:</u>

```
#include <linux/device.h>
#include <linux/version.h> /* LINUX_VERSION_CODE */
#include <linux/init.h>
```

```
#define DEVICE_FIRST 0
                                // первый minor
#define DEVICE COUNT 3
                                // число поддерживаемых minor
#define MODNAME "my_dyndev_mod"
static struct cdev hcdev;
static struct class *devclass;
static int __init dev_init(void) {
  int ret, i;
   dev_t dev;
  if(major != 0) {
      dev = MKDEV(major, DEVICE_FIRST);
      ret = register_chrdev_region(dev, DEVICE_COUNT, MODNAME);
  }
  else {
      ret = alloc_chrdev_region(&dev, DEVICE_FIRST, DEVICE_COUNT, MODNAME);
      major = MAJOR(dev); // не забыть зафиксировать!
   }
   if(ret < 0) {
      printk(KERN_ERR "=== Can not register char device region\n");
      goto err;
  }
  cdev_init(&hcdev, &dev_fops);
  hcdev.owner = THIS_MODULE;
   ret = cdev_add(&hcdev, dev, DEVICE_COUNT);
   if(ret < 0) {
      unregister_chrdev_region(MKDEV(major, DEVICE_FIRST), DEVICE_COUNT);
      printk(KERN_ERR "=== Can not add char device\n");
      goto err;
   devclass = class_create(THIS_MODULE, "dyn_class"); /* struct class* */
  for(i = 0; i < DEVICE_COUNT; i++) {</pre>
#define DEVNAME "dyn"
      dev = MKDEV(major, DEVICE_FIRST + i);
#if LINUX_VERSION_CODE <= KERNEL_VERSION(2,6,26)</pre>
/* struct device *device_create(struct class *cls, struct device *parent,
                                dev_t devt, const char *fmt, ...); */
      device_create(devclass, NULL, dev, "%s_%d", DEVNAME, i);
#else
                   // прототип device_create() изменился!
/* struct device *device_create(struct class *cls, struct device *parent,
                                dev_t devt, void *drvdata, const char *fmt, ...); */
      device_create(devclass, NULL, dev, NULL, "%s_%d", DEVNAME, i);
#endif
   printk(KERN_INFO "======= module installed %d:[%d-%d] ========\n",
           MAJOR(dev), DEVICE_FIRST, MINOR(dev));
   return ret;
static void __exit dev_exit(void) {
  dev_t dev;
   int i;
   for(i = 0; i < DEVICE_COUNT; i++) {</pre>
      dev = MKDEV(major, DEVICE_FIRST + i);
      device_destroy(devclass, dev);
  class_destroy(devclass);
```

```
cdev_del(&hcdev);
unregister_chrdev_region(MKDEV(major, DEVICE_FIRST), DEVICE_COUNT);
printk(KERN_INFO "========== module removed =========\n");
}
```

Здесь создаётся класс устройств (с именем "dyn_class") в терминологии sysfs, а затем внутри него нужное **число** устройств, исходя из **диапазона** minor.

Примечание: Обращаем внимание на то, что прототип device_create() изменился с версии ядра 2.6.26, но поскольку он описан как функция с переменным числом аргументов (подобно sprintf()), то сделано это изменение настолько неудачно (из за совпадения типов параметров drvdata и fmt — неконтролируемые по типу указатели), что код предыдущих версий будет **нормально компилироваться** (даже без предупреждений!), но не будет выполняться, или будет выполняться не тем образом, который ожидается.

Теперь не будет необходимости вручную создавать имя устройства в /dev и отслеживать соответствие его номеров — соответствующие имена возникают автоматически после загрузки модуля. Вот исчерпывающая диагностика такого модуля:

```
$ sudo insmod dyndev.ko
$ lsmod | head -n2
Module
                       Size Used by
dvndev
                      16384 0
$ dmesg | tail -n1
[18699.439749] ======= module installed 234:[0-2] ========
$ ls -l /dev/dyn*
crw----- 1 root root 234, 0 июн 15 15:10 /dev/dyn_0
crw----- 1 root root 234, 1 июн 15 15:10 /dev/dyn_1
crw----- 1 root root 234, 2 июн 15 15:10 /dev/dyn_2
$ sudo cat /dev/dyn_2
Hello, world!
$ ls -ld /sys/class/d*
drwxr-xr-x 2 root root 0 июн 15 09:59 /sys/class/dax
drwxr-xr-x 2 root root 0 июн 15 09:59 /sys/class/devcoredump
drwxr-xr-x 2 root root 0 июн 15 09:59 /sys/class/devfreq
drwxr-xr-x 2 root root 0 июн 15 09:59 /sys/class/devfreq-event
drwxr-xr-x 2 root root 0 июн 15 09:59 /sys/class/dma
drwxr-xr-x 2 root root 0 июн 15 09:59 /sys/class/dmi
drwxr-xr-x 2 root root 0 июн 15 09:59 /sys/class/drm
drwxr-xr-x 2 root root 0 июн 15 09:59 /sys/class/drm_dp_aux_dev
drwxr-xr-x 2 root root 0 июн 15 15:10 /sys/class/dyn_class
$ ls -l /sys/class/dyn*
lrwxrwxrwx 1 root root 0 июн 15 15:13 dyn_0 -> ../../devices/virtual/dyn_class/dyn_0
lrwxrwxrwx 1 root root 0 июн 15 15:13 dyn_1 -> ../../devices/virtual/dyn_class/dyn_1
lrwxrwxrwx 1 root root 0 июн 15 15:13 dyn_2 -> ../../devices/virtual/dyn_class/dyn_2
$ tree /sys/class/dyn_class/dyn_0
/sys/class/dyn_class/dyn_0
├─ dev
 — power
    ├─ async
    — autosuspend_delay_ms
    ├─ control
    runtime_active_kids
    runtime_active_time
    — runtime_enabled
    — runtime_status
    -- runtime_suspended_time
    └── runtime_usage
```

```
Logon Subsystem -> ../../../class/dyn_class
Logon uevent

2 directories, 11 files
$ cat /proc/modules | grep dyn
dyndev 16384 0 - Live 0x00000000000000000 (OE)
$ sudo cat /proc/modules | grep dyn
dyndev 16384 0 - Live 0xffffffffcodc6000 (OE)
$ cat /proc/devices | grep dyn
234 my_dyndev_mod
```

И точно так же имена в /dev ликвидируются после выгрузки модуля:

Этот же модуль может также использоваться для создания диапазона устройств с принудительным указанием major (если использование этого номера возможно с точки зрения системы), но с динамическим созданием имён таких устройств. Мы специально запустим этот драйвер с major=300, чтобы опровергнуть бытующее заблуждение, идущее от ранних версий ядра Linux, что числа major и mimor имеют байтовую размерность и диапазон [0...255]:

Отметим: в версии ядра 2.6.32 всё происходит в точности как и предполагалось. Но в версии ядра 3.13 (я не могу пока сказать по какой точно версии здесь проходит раздел) простое прямое чтение не удастся из-за **прав** (флагов доступа), с которым создаются устройства в /dev:

```
$ cat /dev/dyn_2
cat: /dev/dyn_2: Отказано в доступе
$ ls -l /dev/dyn*
crw------ 1 root root 246, 0 anp 22 13:45 /dev/dyn_0
crw------ 1 root root 246, 1 anp 22 13:45 /dev/dyn_1
crw------ 1 root root 246, 2 anp 22 13:45 /dev/dyn_2
$ sudo cat /dev/dyn_2
Hello, world!
```

Легко убедиться, что эта сложность снимается **ручным** изменением флагов, но это совершенно не удобный способ:

```
$ sudo chmod 0444 /dev/dyn*
$ ls -l /dev/dyn*
cr--r--- 1 root root 246, 0 anp 22 13:45 /dev/dyn_0
cr--r--- 1 root root 246, 1 anp 22 13:45 /dev/dyn_1
cr--r--- 1 root root 246, 2 anp 22 13:45 /dev/dyn_2
```

```
$ cat /dev/dyn_2
Hello, world!
```

В предварительных обсуждениях рукописи с читателями, неоднократно отмечалось, что изменение флагов устройства можно (нужно?) устанавливать (изменять) в правилах подсистемы udev для этих устройств. Но если прибегать udev, то тогда мы можем вообще и создавать устройства его правилами, вовсе не прибегая к услугам device_create(). Наверняка, флаги создания имени устройства по умолчанию могут и должны переопределяться где-то в атрибутной записи устройства ..., но пока я не готов сказать где именно, и оставляю это для экспериментов читателям.

Описывамое динамическое создание устройств сильно упрощает работу над драйвером. Но всегда ли хорош такой способ распределения номеров устройств? Всё зависит от решаемой задачи. Если номера реального физического устройства (изделия) в системе «гуляют» от одного экземпляра компьютера к другому, и даже просто при изменениях в конфигурациях системы, то это вряд ли понравится разработчикам этого устройства. С другой стороны, во множестве задач удобно создавать псевдо-устройства, некоторые моделирующие сущности для каналов ввода вывода. Для таких случаев совершенно уместным будет полностью динамическое распределение параметров таких устройств. Одним из красивых иллюстрирующих примеров, поясняющих сказанное, есть, ставший уже стандартом де-факто, интерфейс zaptel/DAHDI к оборудованию передачи VoIP, используемый во многих проектах коммутаторов IP-телефонии: Asterisk, FreeSWITCH, YATE, ... В архитектуре этой драйверной подсистемы для синхронных цифровых линий связи Е1/Т1/J1 (и Е3/Т3/J3) создаётся много (возможно, до нескольких сот) фиктивных устройств-имён в /dev, взаимно-однозначно соответствующих виртуальным каналам временного уплотнения (тайм-слотам) реальных линий связи. Вся дальнейшая работа с созданными динамическими именами множества устройств обеспечивается традиционными POSIX read() или write(), в точности так, как это делается с реальным физическим оборудованием.

Разнородные (смешанные) устройства

Практика динамически перераспределяемых псевдо-устройств приобрела настолько широкое распространение, что для упрощения реализации таких устройств был предложен специальный интерфейс (<linux/miscdevice.h>). Эта техника регистрации драйвера устройства часто называют в литературе как misc drivers (miscelleneous, интерфейс смешанных, разнородных устройств). Совершенно нет необходимости создавать целую группу устройств, когда вам необходимо создать единственное специфическое устройство. Примером таких индивидуальных устройств являются, например, традиционные в Linux:

```
$ ls -l /dev/{null,zero,random}

crw-rw-rw- 1 root root 1, 3 июн 15 09:59 /dev/null

crw-rw-rw- 1 root root 1, 8 июн 15 09:59 /dev/random

crw-rw-rw- 1 root root 1, 5 июн 15 09:59 /dev/zero
```

Техника misc drivers — это **самая простая** в кодировании техника регистрации символьного устройства. Каждое такое устройство создаётся с единым major значением 10, но может выбирать свой уникальный minor (либо задаётся принудительно, либо устанавливается системой). В этом варианте драйвер регистрируется и создаёт символическое имя устройства в /dev одним единственным вызовом misc_register() (архив misc.tgz):

<u>misc_dev.c :</u>

```
#include <linux/fs.h>
#include <linux/miscdevice.h>
#include "../dev.h"

static int minor = -1;
module_param(minor, int, S_IRUGO);

static const struct file_operations misc_fops = {
    .owner = THIS_MODULE,
    .read = dev_read,
};

static struct miscdevice misc_dev = {
```

```
MISC_DYNAMIC_MINOR, // автоматически выбираемое
  "own_misc_dev",
  &misc_fops
};

static int __init dev_init(void) {
  int ret;
  if(minor >= 0) misc_dev.minor = minor;
  ret = misc_register(&misc_dev);
  if(ret) printk(KERN_ERR "=== Unable to register misc device\n");
  return ret;
}

static void __exit dev_exit(void) {
  misc_deregister(&misc_dev);
}
```

Вот, собственно, и весь код всего драйвера. Вызов misc_register() регистрирует единичное устройство, с одним значением minor, определённым в struct miscdevice. Поэтому, если драйвер предполагает обслуживать группу однотипных устройств, различающихся по minor, то это не есть лучший выбор для использования. Хотя, конечно, драйвер может поочерёдно зарегистрировать несколько структур struct miscdevice. Вот как вся эта теория выглядит показанном примере:

```
$ sudo insmod misc_dev.ko
$ lsmod | head -n2

Module Size Used by

misc_dev 16384 0
$ cat /proc/devices | grep misc
10 misc
$ ls -l /dev/*misc*

crw------ 1 root root 10, 55 июн 15 16:41 /dev/own_misc_dev

$ sudo cat /dev/own_misc_dev

Hello, world!
$ sudo rmmod misc_dev
$ ls -l /dev/*misc*

ls: невозможно получить доступ к '/dev/*misc*': Нет такого файла или каталога
```

Операционная система (и прикладные проекты, как например Oracle VirtualBox на листинге ниже — имена вида /dev/vbox*) регистрирует с major значением 10 достаточно много разносортных устройств:

```
$ ls -l /dev | grep 10,
crw-r--r-- 1 root root
                            10, 235 июн 15 09:59 autofs
crw-rw---- 1 root disk
                            10, 234 июн 15 09:59 btrfs-control
crw----- 1 root root
                            10, 59 июн 15 09:59 cpu_dma_latency
crw----- 1 root root
                           10, 203 июн 15 09:59 cuse
crw----- 1 root root
                           10, 62 июн 15 09:59 ecryptfs
crw-rw-rw-
                            10, 229 июн 15 09:59 fuse
           1 root root
                            10, 228 июн 15 09:59 hpet
crw-----
           1 root root
                           10, 183 июн 15 09:59 hwrng
C.r.w-----
           1 root root
crw-rw----+ 1 root kvm
                           10, 232 июн 15 09:59 kvm
crw-rw---- 1 root disk
                           10, 237 июн 15 09:59 loop-control
crw----- 1 root root
                            10, 227 июн 15 09:59 mcelog
crw----- 1 root root
                            10, 144 июн 15 09:59 nvram
crw----- 1 root root
                            10, 1 июн 15 09:59 psaux
crw-rw-r--+ 1 root netdev
                            10, 242 июн 15 09:59 rfkill
crw-----
           1 root root
                            10, 231 июн 15 09:59 snapshot
crw-rw----
          1 root kvm
                            10, 60 июн 15 09:59 udmabuf
crw----- 1 root root
                            10, 239 июн 15 09:59 uhid
crw----- 1 root root
                           10, 223 июн 15 09:59 uinput
crw----- 1 root root
                           10, 240 июн 15 09:59 userio
```

```
crw----- 1 root root
                           10, 58 июн 15 09:59 vboxdrv
crw-rw-rw- 1 root root
                           10, 57 июн 15 09:59 vboxdrvu
crw-----
           1 root root
                           10, 56 июн 15 09:59 vboxnetctl
crw----- 1 root root
                           10, 63 июн 15 09:59 vga_arbiter
crw----- 1 root root
                          10, 137 июн 15 09:59 vhci
crw----- 1 root root
                           10, 238 июн 15 09:59 vhost-net
crw----- 1 root root
                           10, 241 июн 15 09:59 vhost-vsock
crw----- 1 root root
                            10, 249 июн 15 09:59 zfs
```

Все такие устройства (смешанные, разнородные) регистрируются в sysfs в **едином** подклассе (под именем из модуля), в классе misc ... где среди них находится и созданный нами модуль:

```
$ ls /svs/class/misc -w80
                            loop-control rfkill
autofs
                fuse
                                                    vhoxdry
btrfs-control
                hpet
                            mcelog
                                          snapshot vboxdrvu
cpu_dma_latency hw_random microcode
                                          tun
                                                    vboxnetctl
                            own_misc_dev udmabuf
                                                    vfio
device-mapper
                 kvm
ecryptfs
                 lightnvm psaux
                                          uinput
                                                    vga_arbiter
$ ls /sys/class/misc/own_misc_dev
dev power subsystem uevent
$ tree /sys/devices/virtual/misc/own_misc_dev/
/sys/devices/virtual/misc/own_misc_dev/
├─ dev
  power
    ├─ async
    igwedge autosuspend_delay_ms
    {} \longmapsto {} control
    runtime_active_kids
    -- runtime_active_time
    — runtime_enabled
    — runtime_status
    igwedge runtime_suspended_time
    └─ runtime_usage
  - subsystem -> ../../../class/misc
  - uevent
2 directories, 11 files
```

Показанный выше модуль может использовать и принудительно задаваемый номер minor устройства (если он не совпадает с minor уже загруженного устройства этого же типа с major=10):

```
$ sudo insmod misc_dev.ko minor=60
insmod: ERROR: could not insert module misc_dev.ko: Device or resource busy
$ dmesg | tail -n1
[25656.480808] === Unable to register misc device

$ sudo insmod misc_dev.ko minor=0
$ ls -l /dev/*misc*
crw------ 1 root root 10, 0 июн 15 17:07 /dev/own_misc_dev
$ sudo cat /dev/own_misc_dev
Hello, world!
```

Управляющие операции устройства

То, что рассматривалось до сих пор, делалось всё на примере единственной операции read(). Операция write(), как понятно интуитивно, симметричная, реализуется так же, до сих пор не включалась в обсуждение только для того, чтобы не перегружать текст, и будет показана позже при обсуждении операция с /proc. Но кроме этих операция, которые часто упоминают как операции ввода-вывода в основном потоке данных, в Linux достаточно широко используется операция ioctl(), применяемая для управления устройством,

осуществляющая обмен с устройством вне основного потока данных (иногда говорят об обмене внеполосовыми данными).

Следующим примером рассмотрим (каталог tools/ioctl) реализацию таких управляющих операций. Но для реализации операций **регистрации** такого устройства воспользуемся, попутно, так называемым, старым методом регистрации символьного устройства (register_chrdev()). Эта техника не потеряла актуальности, и используются на сегодня — это и будет наш **третий**, последний **альтернативный** способ **регистрации** модуля драйвера любого символьного устройства:

ioctl dev.c :

```
#include "ioctl.h"
#include "../dev.h"
                              /* LINUX VERSION CODE */
#include <linux/version.h>
#define HELLO_MAJOR 200
// Работа с символьным устройством в старом стиле...
static int dev_open(struct inode *n, struct file *f) {
   // ... при этом MINOR номер устройства должна обслуживать функция open:
   // unsigned int minor = iminor(n);
  printk(KERN_INFO "=== open device %u:%u\n", HELLO_MAJOR, iminor(n));
   return 0;
}
static int dev_release(struct inode *n, struct file *f) {
   return 0;
}
#if LINUX_VERSION_CODE > KERNEL_VERSION(2,6,35)
static long dev_ioctl(struct file *f, unsigned int cmd, unsigned long arg) {
static int dev_ioctl(struct inode *n, struct file *f,
                      unsigned int cmd, unsigned long arg) {
#endif
   if((_IOC_TYPE(cmd) != IOC_MAGIC)) return -EINVAL;
   switch(cmd) {
      case IOCTL_GET_STRING:
         if(copy_to_user((void*)arg, hello_str, _IOC_SIZE(cmd))) return -EFAULT;
         break:
      default:
         return -ENOTTY;
  }
   return 0;
}
static const struct file_operations hello_fops = {
   .owner = THIS_MODULE,
   .open = dev_open,
   .release = dev_release,
   .read = dev_read,
#if LINUX_VERSION_CODE > KERNEL_VERSION(2,6,35)
   .unlocked_ioctl = dev_ioctl
#else
   .ioctl = dev_ioctl
#endif
};
#define HELLO_MODNAME "my_ioctl_dev"
```

```
static int __init dev_init(void) {
   int ret = register_chrdev(HELLO_MAJOR, HELLO_MODNAME, &hello_fops);
   if(ret < 0) {
      printk(KERN_ERR "=== Can not register char device\n");
      goto err;
   }
err:
   return ret;
}
static void __exit dev_exit(void) {
   unregister_chrdev(HELLO_MAJOR, HELLO_MODNAME);
}</pre>
```

Как видно по препроцессорным условным определениям, вид кода будет отличаться на границе версии ядра 2.6.35 ... что будет обсуждено вскоре.

Для согласованного использования типов и констант между модулем, и работающими с ним пользовательскими приложениями введен совместно используемый заголовочный файл ioctl.h. Это обычная практика, поскольку операции ioctl() никаким образом не стандартизованы, и индивидуальны для каждого проекта:

ioctl.h :

```
typedef struct _RETURN_STRING {
   char buf[160];
} RETURN_STRING;

#define IOC_MAGIC 'h'
#define IOCTL_GET_STRING _IOR(IOC_MAGIC, 1, RETURN_STRING)
#define DEVPATH "/dev/ioctl"
```

Для единообразного определения кодов для ioctl-команд используются (см. файл определений в пространстве пользователя, /usr/include/asm-generic/ioctl.h) макросы вида (показаны основные, и ещё некоторые):

Различия в этих макросах — в направлении передачи данных: чтение из устройства, запись в устройство, двухсторонний обмен данных. Отсюда видно, что каждый отдельный код операции ioctl() предусматривает свой индивидуальный и фиксированный размер порции переносимых данных. Попутно заметим, что для операций двухсторонних обменов данными ioctl() размер блока данных записываемых в устройство и размер затем считываемых из него данных (в ответ), должны быть одинаковыми, даже если объём полезной информации в них отличается в разы. Здесь же зафиксируем не сразу очевидную деталь: операция, которая воспринимается со стороны выполняющей ioctl() операцию программы как запись в устройство, выглядит как операция чтения со стороны модуля ядра, реализующего эту операцию. И симметрично аналогично относительно операции чтения по ioctl() из программы.

Для испытаний работы управления модулем необходимо создать тестовое приложение (файл ioctl.c), пользующееся вызовами ioctl():

<u>ioctl.c</u>

```
#include <fcntl.h>
#include <stdio.h>
#include <sys/ioctl.h>
#include <stdlib.h>
#include "ioctl.h"

#define ERR(...) fprintf(stderr, "\7" __VA_ARGS__), exit(EXIT_FAILURE)
```

```
int main(int argc, char *argv[]) {
                             // дескриптор устройства
   if((dfd = open(DEVPATH, O_RDWR)) < 0) ERR("Open device error: %m\n");</pre>
   RETURN_STRING buf;
   if(ioctl(dfd, IOCTL_GET_STRING, &buf)) ERR("IOCTL_GET_STRING error: %m\n");
   fprintf(stdout, (char*)&buf);
   close(dfd);
   return EXIT_SUCCESS;
};
   Испытываем полученное устройство:
$ sudo insmod ioctl dev.ko
$ cat /proc/devices | grep ioctl
200 my_ioctl_dev
242 megaraid_sas_ioctl
$ ls -l /dev/ioctl
crw-rw-rw- 1 root root 200, 0 июн 15 18:25 /dev/ioctl
$ cat /dev/ioctl
Hello, world!
$ ./ioctl
Hello, world!
```

Что произошло в 2-х последних командах? Мы читаем данные из устройства, но двумя совершенно разными операциями (в пространстве пользователя): read() в случае утилиты cat, и ioctl() когда мы читаем из собственного приложения ioctl (то, что операции читают совпадающие данные, ничего не опровергает — они читают совершенно разными механизмами, но из одной и той же области данных, для упрощения). В коде модуля запрос read() обеспечивает функция dev_read() (из файла ../dev.h), а запрос ioctl() — функция dev_ioctl().

Обратим внимание на одну особенность, которая была вскользь названа раньше: регистрируя устройство вызовом register_chrdev(), драйвер регистрирует только номер major, и получает под свой контроль весь диапазон [0...255] номеров minor:

```
$ sudo mknod -m0666 /dev/ioctl5 c 200 5
$ sudo mknod -m0666 /dev/ioctl255 c 200 255
$ sudo mknod -m0666 /dev/ioctl256 c 200 256
$ sudo mknod -m0666 /dev/ioctl10000 c 200 10000
$ ls -l /dev/ioctl*
crw-rw-rw- 1 root root 200, 10000 июн 15 18:55 /dev/ioctl10000
crw-rw-rw- 1 root root 200, 255 июн 15 19:14 /dev/ioctl255
                            256 июн 15 19:13 /dev/ioctl256
crw-rw-rw- 1 root root 200,
crw-rw-rw- 1 root root 200,
                              5 июн 15 19:00 /dev/ioctl5
$ cat /dev/ioctl5
Hello, world!
$ cat /dev/ioctl255
Hello, world!
$ cat /dev/ioctl256
cat: /dev/ioctl256: Нет такого устройства или адреса
$ cat /dev/ioctl10000
cat: /dev/ioctl10000: Нет такого устройства или адреса
```

Хотя выше уже было сказано, что байтовый размер и диапазон [0...255] — это рудимент старых соглашений UNIX/Linux, и на сегодня под младший номер выделяется 20 бит из 32 (оставшиеся 12 бит — это старший номер), но наш 3-й метод регистрации символьного устройства register_chrdev() (потому и назван «старый») регистрирует именно группу из 256 младших номеров за устройством.

Сам номер устройства в группе [0...255] в этом случае регистрации устройства должен перехватываться в самом коде модуля, в обработчике операции open() по своему **первому** полученному параметру struct inode*:

```
static int dev_open(struct inode *n, struct file *f) {
        printk(KERN_INFO "=== open device %u:%u\n", HELLO_MAJOR, iminor(n));
Вот как это выглядит:
  $ cat /dev/ioctl5
  Hello, world!
  $ dmesg | tail -n5
  [33249.800620] === open device 200:5
  [33249.800641] === read : 131072
  [33249.800645] === read return : 14
  [33249.800661] === read : 131072
  [33249.800662] === read return : 0
  $ cat /dev/ioctl255
  Hello, world!
  $ dmesg | tail -n5
  [33331.065008] === open device 200:255
  [33331.065032] === read : 131072
  [33331.065037] === read return : 14
  [33331.065056] === read : 131072
  [33331.065057] === read return : 0
```

Тот код, который показан (как вариант) в файле ioctl_dev.old.c, был работоспособным в ядрах до версии 2.6.34. А в версии 2.6.35 (и везде далее) указатель функции (поле) ioctl в таблице struct file_operations, была разделена на 2 обработчика: unlocked_ioctl() и compat_ioctl(). Прежний обработчик был описан с прототипом:

```
int (*ioctl) (struct inode *, struct file *, unsigned int, unsigned long);
Для новых обработчиков прототип разделён на два и изменён:
long (*unlocked_ioctl) (struct file *, unsigned int, unsigned long);
long (*compat_ioctl) (struct file *, unsigned int, unsigned long);
```

Для новых версий ядра наш предыдущий пример должен быть переписан с использованием именно unlocked_ioctl().

Примечание: Другой обработчик (compat_ioctl()) предназначен для того, чтобы предоставить возможность 32-битным процессам пространства пользователя иметь возможность осуществлять вызов ioctl() к 64-битному ядру. Здесь мы видим весьма искусственное решение, необходимость которого вызвана тем, что ioctl() является весьма опасным вызовом, при котором абсолютно отсутствует контроль типов параметров.

Изменения в обсуждавшемся выше примере для новых ядер затронут только прототип функции обработчика dev_ioctl() и инициализацию таблицы struct file_operations. В новых версиях ядра:

ioctl_dev.new.c :

```
static long dev_ioctl(struct file *f, unsigned int cmd, unsigned long arg) {
   if((_IOC_TYPE(cmd) != IOC_MAGIC)) return -EINVAL;
   ...
}
static const struct file_operations hello_fops = {
   ...
   .unlocked_ioctl = dev_ioctl
};
```

В таком виде весь остальной код примера останется в неизменном виде.

Примечание: Важно обратить внимание на то, что прототип функции обработчика изменился (даже по **числу** параметров). Если оставить старый прототип обработчика, то пример будет **нормально скомпилирован** (ограничившись предупреждениями, указывающими на строку заполнения таблицы файловых операций, с очень невнятными сообщениями...). Но выполняться такой пример не будет, возвращая ошибку несоответствия кода команды **ioctl()**, поскольку параметры вызова обработчика будут «сдвинуты». Это очень тяжело локализуемая ошибка!

В архиве примеров помещена объединённая версия (файл ioctl_dev.c), работоспособная для любых ядер, за счёт использования условной препроцессорной компиляции:

ioctl_dev.c :

```
. . .
                                /* обязательно! : LINUX_VERSION_CODE */
#include <linux/version.h>
#if LINUX_VERSION_CODE > KERNEL_VERSION(2,6,35)
static long dev_ioctl(struct file *f, unsigned int cmd, unsigned long arg) {
static int dev_ioctl(struct inode *n, struct file *f, unsigned int cmd, unsigned long arg) {
#endif
   if((_IOC_TYPE(cmd) != IOC_MAGIC)) return -EINVAL;
   switch(cmd) {
      case IOCTL_GET_STRING:
         if(copy_to_user((void*)arg, hello_str, _IOC_SIZE(cmd))) return -EFAULT;
      default:
         return -ENOTTY;
   }
   return 0;
}
static const struct file_operations hello_fops = {
   .owner = THIS_MODULE,
   .open = dev_open,
   .release = dev_release,
   .read = dev_read,
#if LINUX_VERSION_CODE > KERNEL_VERSION(2,6,35)
   .unlocked_ioctl = dev_ioctl
#else
   .ioctl = dev_ioctl
#endif
};
```

Именно подобным образом (условной компиляцией по версии ядра) должен обходить несовместимости версий модуль для практического применения и долгосрочной поддержки.

Множественное открытие устройства

В рассмотренных выше вариантах мы совершенно дистанцировались от вопроса: как должен работать драйвер устройства, если одно устройство попытаются использовать (открыть) одновременно несколько пользовательских процессов. Этот вопрос оставляется полностью на усмотрение разработчику драйвера. Здесь может быть несколько вариантов:

- 1. Драйвер вообще никак **не контролирует** возможности параллельного использования (то, что было показано во всех рассматриваемых ранее примерах).
- 2. Драйвер допускает только **единственное** открытие устройства попытки параллельного открытия будут завершаться ошибкой до тех пор, пока использующий устройство процесс (блокирующий) не

- завершит свою операцию и не закроет устройство. Это совершенно реалистический сценарий, например, для устройств передачи данных по физическим линиям передачи (Modbus, CAN и др.).
- 3. Драйвер допускает много параллельных сессий использования устройства. При этом драйвер должен реализовать индивидуальный экземпляр данных для каждой копии открытого устройства. Это очень частый случай для псевдо-устройств, логических устройств, реализующих на программном уровне модель устройства. Примерами, являются, например, устройства /dev/random, /dev/zero, /dev/null, или, например, «точки подключения данных» в разнообразных SCADA системах при проектировании АСУТП.

Детальнее это проще рассмотреть на примере (каталог mopen). Мы создаём модуль, реализующий все три названных варианта (а то, какой вариант он будет использовать, определяется параметром mode запуска модуля, соответственно выше перечисленным : 0, 1,или 2):

mmopen.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/fs.h>
#include <linux/uaccess.h>
#include <linux/miscdevice.h>
#include <linux/slab.h>
#include "mopen.h"
MODULE_LICENSE("GPL");
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej.tsil@gmail.com>");
MODULE_VERSION("7.5");
static int mode = 0; // открытие: 0 - без контроля, 1 - единичное, 2 - множественное
module_param(mode, int, S_IRUGO);
static int debug = 0;
module_param(debug, int, S_IRUGO);
#define LOG(...) if(debug !=0) printk(KERN_INFO "! "__VA_ARGS__)
static int dev_open = 0;
struct mopen_data {
                           // область данных драйвера:
   char buf[LEN_MSG + 1 ]; // буфер данных
   int odd;
                            // признак начала чтения
};
static int mopen_open(struct inode *n, struct file *f) {
   LOG("open - node: %p, file: %p, refcount: %ld", n, f, (long)module_refcount(THIS_MODULE));
   if(dev_open) {
      LOG("device /dev/%s is busy", DEVNAM);
      return -EBUSY;
   if(1 == mode) dev_open++;
   if(2 == mode) {
      struct mopen_data *data;
      f->private_data = kmalloc(sizeof(struct mopen_data), GFP_KERNEL);
      if(NULL == f->private_data) {
         LOG("memory allocation error");
         return -ENOMEM;
      }
      data = (struct mopen_data*)f->private_data;
      strcpy(data->buf, "dynamic: not initialized!"); // динамический буфер
      data -> odd = 0:
   }
   return 0;
```

```
}
static int mopen_release(struct inode *n, struct file *f) {
   LOG("close - node: %p, file: %p, refcount: %d", n, f, module_refcount(THIS_MODULE));
   if(1 == mode) dev_open--;
   if(2 == mode) kfree(f->private_data);
   return 0;
}
static struct mopen_data* get_buffer(struct file *f) {
   static struct mopen_data static_buf = { "static: not initialized!", 0 }; // статический буфер
   return 2 == mode ? (struct mopen_data*)f->private_data : &static_buf;
}
// чтение из /dev/mopen :
static ssize_t mopen_read(struct file *f, char *buf, size_t count, loff_t *pos) {
   struct mopen_data* data = get_buffer(f);
   LOG("read - file: %p, read from %p bytes %ld; refcount: %d",
        f, data, (long)count, module_refcount(THIS_MODULE));
   if(0 == data -> odd) {
      int res = copy_to_user((void*)buf, data->buf, strlen(data->buf));
      data -> odd = 1;
      put_user('\n', buf + strlen(data->buf));
      res = strlen(data->buf) + 1;
      LOG("return bytes : %d", res);
      return res;
   }
   data -> odd = 0;
   LOG("return : EOF");
   return 0;
// запись в /dev/mopen :
static ssize_t mopen_write(struct file *f, const char *buf, size_t count, loff_t *pos) {
   int res, len = count < LEN_MSG ? count : LEN_MSG;</pre>
   struct mopen_data* data = get_buffer(f);
   LOG("write - file: %p, write to %p bytes %ld; refcount: %d",
        f, data, (long)count, module_refcount(THIS_MODULE));
   res = copy_from_user(data->buf, (void*)buf, len);
   if('\n' == data->buf[len - 1]) data->buf[len - 1]= '\0';
   else data->buf[len]= '\0';
   LOG("put bytes : %d", len);
   return len;
static const struct file_operations mopen_fops = {
   .owner = THIS_MODULE,
   .open = mopen_open,
   .release = mopen_release,
   .read = mopen_read,
   .write = mopen_write,
};
static struct miscdevice mopen_dev = {
   MISC_DYNAMIC_MINOR, DEVNAM, &mopen_fops
};
static int __init mopen_init(void) {
   int ret = misc_register(&mopen_dev);
```

```
if(ret) { LOG("unable to register %s misc device", DEVNAM); }
else { LOG("installed device /dev/%s in mode %d", DEVNAM, mode); }
return ret;
}

static void __exit mopen_exit(void) {
  LOG("released device /dev/%s", DEVNAM);
  misc_deregister(&mopen_dev);
}

module_init(mopen_init);
module_exit(mopen_exit);
```

Для тестирования полученного модуля мы будем использовать стандартные команды чтения и записи устройства: cat и echo, но этого нам будет недостаточно, и мы используем сделанное по этому случаю тестовое приложение, которое выполняет одновременно открытие двух дескрипторов нашего устройства, и делает на них поочерёдные операции записи-чтения (но в порядке выполнения операций чтения обратном записи):

pmopen.c :

```
#include <fcntl.h>
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <string.h>
#include <unistd.h>
#include "mopen.h"
char dev[80] = "/dev/";
int prepare(char *test) {
  int df;
  if((df = open(dev, O_RDWR)) < 0)
     printf("open device error: %m\n");
  int res, len = strlen(test);
  if((res = write(df, test, len)) != len)
     printf("write device error: %m\n");
  else
     printf("prepared %d bytes: %s\n", res, test);
  return df;
}
void test(int df) {
  char buf[ LEN_MSG + 1 ];
  int res;
  printf("-----\n");
  do {
     if((res = read(df, buf, LEN_MSG)) > 0) {
        buf[ res ] = '\0';
        printf("read %d bytes: %s\n", res, buf);
     }
     else if(res < 0)
        printf("read device error: %m\n");
     else
        printf("read end of stream\n");
  } while (res > 0);
  printf("-----\n");
}
int main(int argc, char *argv[]) {
```

```
strcat(dev, DEVNAM);
int df1, df2;  // разные дескрипторы одного устройства
df1 = prepare("1111111");
df2 = prepare("22222");
test(df1);
test(df2);
close(df2);
close(df2);
return EXIT_SUCCESS;
}
```

И модуль и приложение для слаженности своей работы используют небольшой общий заголовочный файл:

mopen.h :

```
#define DEVNAM "mopen" // имя устройства
#define LEN_MSG 256 // длины буферов устройства
```

Пример, может, и несколько великоват, но он стоит того, чтобы поэкспериментировать с ним в работе для тонкого разграничения деталей возможных реализаций концепции устройства! Итак, первый вариант, когда драйвер никоим образом не контролирует открытия устройства (параметр mode здесь можно не указывать — это значение по умолчанию, я делаю это только для наглядности)²⁸:

```
$ sudo insmod mmopen.ko debug=1 mode=0
  $ sudo cat /dev/mopen
  static: not initialized!
Записываем на устройство произвольную символьную строку:
  $ sudo echo 77777777 > /dev/mopen
  bash: /dev/mopen: Отказано в доступе
  $ ls -l /dev/mopen
  crw----- 1 root root 10, 55 июн 15 20:30 /dev/mopen
  $ echo 777777777 | sudo tee /dev/mopen
  77777777
  $ sudo cat /dev/mopen
  77777777
  $ sudo ./pmopen
  prepared 7 bytes: 1111111
  prepared 5 bytes: 22222
  read 6 bytes: 22222
  read end of stream
  -----
  -----
  read 6 bytes: 22222
  read end of stream
  $ sudo rmmod mmopen
```

Здесь мы наблюдаем нормальную работу драйвера устройства при тестировании его (последовательными) утилитами POSIX (echo и cat) — это уже важный элемент контроля корректности, и с этих проверок всегда следует начинать. Но в контексте множественного доступа происходит полная ерунда: две операции записи пишут в один статический буфер устройства, а два последующих чтения, естественно, оба читают идентичные значения, записанные более поздней операцией записи. Очевидно, это совсем не то, что мы хотели бы получить от устройства!

²⁸ Мы используем для записи форму команды: echo ... | sudo tee ... - потому что устройство (по флагам доступа) требует привилегий root, но простое перенаправление echo ... > в данном случае здесь не сработает. Того же можно добиться, выполняя это тестирование в терминале открытом от имени root. Или вручную изменить флаги доступа к устройству командой chmod.

Следующий вариант: устройство допускает только единичные операции доступа, и до тех пор, пока использующий процесс его не освободит, все последующие попытки использования устройства будут безуспешные:

```
$ sudo insmod ./mmopen.ko debug=1 mode=1
$ sudo cat /dev/mopen
static: not initialized!
$ echo 777777777 | sudo tee /dev/mopen
77777777
$ sudo cat /dev/mopen
77777777
$ sudo ./pmopen
prepared 7 bytes: 1111111
open device error: Device or resource busy
write device error: Bad file descriptor
read 8 bytes: 1111111
read end of stream
-----
-----
read device error: Bad file descriptor
-----
$ sudo rmmod mmopen
```

Хорошо видно, как при второй попытке открытия устройства возникла ошибка «устройство занято» (и это хороший знак). В более реалистичном случае, ошибка занятости устройства могла бы или блокировать запрос open() до освобождения устройства (в коде модуля), либо приводить к повторению операции с тайм-аутом, как это обычно делается при неблокирующих операциях ввода-вывода.

Следующий вариант: устройство допускающее параллельный доступ, и работающее в каждой копии **со своим экземпляром** данных. Повторяем для сравнимости всё те же манипуляции:

```
$ sudo insmod ./mmopen.ko debug=1 mode=2
$ cat /dev/mopen
dynamic: not initialized!
$ echo 777777777 > /dev/mopen
$ cat /dev/mopen
dynamic: not initialized!
```

Стоп! ... Очень странный результат. Понять то, что происходит, нам поможет отладочный режим загрузки модуля (для этого и добавлен параметр запуска debug, без этого параметра модуль ничего не пишет в системный журнал, чтобы не засорять его) и содержимое системного журнала (показанный вывод в точности соответствует показанной выше последовательности команд):

```
[52669.029792] ! put bytes : 10
```

Тестовые операции echo и cat, каждая, открывают свой экземпляр устройства, выполняют требуемую операцию и закрывают устройство. Следующая выполняемая команда работает с совершенно другим экземпляром устройства и, соответственно, с другой копией данных! Поэтому именно то, для чего мы готовили драйвер, множественное открытие дескрипторов устройства — срабатывает отменно:

```
$ sudo ./pmopen
prepared 7 bytes: 1111111
prepared 5 bytes: 22222
______
read 8 bytes: 1111111
read end of stream
read 6 bytes: 22222
read end of stream
------
$ dmesg | tail -n15
[52953.484737] ! open - node: 00000000a0d09f6b, file: 00000000e3632089, refcount: 1
[52953.484748] ! write - file: 00000000e3632089, write to 00000000cf2a1986 bytes 7; refcount: 1
[52953.484750] ! put bytes : 7
[52953.484930] ! open - node: 00000000a0d09f6b, file: 00000000af8dd9cb, refcount: 2
[52953.484936] ! write - file: 00000000af8dd9cb, write to 000000009e6cd3eb bytes 5; refcount: 2
[52953.484937] ! put bytes : 5
[52953.484950] ! read - file: 00000000e3632089, read from 00000000cf2a1986 bytes 256; refcount: 2
[52953.484952] ! return bytes : 8
[52953.484961] ! read - file: 00000000083632089, read from 00000000cf2a1986 bytes 256; refcount: 2
[52953.484962] ! return : EOF
[52953.484992] ! read - file: 00000000af8dd9cb, read from 000000009e6cd3eb bytes 256; refcount: 2
[52953.484993] ! return bytes : 6
[52953.485005] ! read - file: 00000000af8dd9cb, read from 000000009e6cd3eb bytes 256; refcount: 2
[52953.485005] ! return : EOF
[52953.485018] ! close - node: 00000000a0d09f6b, file: 00000000e3632089, refcount: 2
```

Как итог этого рассмотрения, вопрос: всегда ли последний вариант (mode=2) лучше других (mode=0 или mode=1)? Это не так, и этого категорично утверждать нельзя! Очень часто устройство физического доступа (аппаратная реализация) по своей природе требует только монопольного его использования, и тогда схема множественного параллельного доступа становится неуместной. Опять же, схема множественного доступа (в такой или иной реализации) должна предусматривать динамическое управление памятью, что принято считать более опасным в системах критической надёжности и живучести (но и само это мнение тоже может вызывать сомнения). В любом случае, способ открытия устройства может реализоваться по самым различным алгоритмам, и должен соответствовать логике решаемой задачи, накладывает требования на реализацию всех прочих операций на устройстве, и, в итоге, заслуживает самой пристальной проработки при начале нового проекта.

Счётчик ссылок использования модуля

О счётчике ссылок использования модуля, и о том, что это один из важнейших элементов контроля безопасности загрузки модулей и целостности ядра системы — уже было сказано ранее. Вернёмся ещё раз к вопросу счётчика ссылок использования модуля, и, на примере только что спроектированного модуля, внесём для себя окончательную ясность в вопрос. Для этого изготовим ещё одну элементарную тестовую программу (пользовательский процесс):

```
<u>simple.c :</u>
```

```
#include <fcntl.h>
#include <stdio.h>
```

```
#include <stdlib.h>
#include <string.h>
#include "mopen.h"
int main(int argc, char *argv[]) {
   char dev[ 80 ] = "/dev/";
   strcat(dev, DEVNAM);
   int df;
   if((df = open(dev, O_RDWR)) < 0)
      printf("open device error: %m"), exit(EXIT_FAILURE);
   char msg[ 160 ];
   fprintf(stdout, "> ");
   fflush(stdout);
   gets(msg); // gets() - опасная функция!
   int res, len = strlen(msg);
   if((res = write(df, msg, len)) != len)
      printf("write device error: %m");
   char *p = msg;
   do {
      if((res = read(df, p, sizeof(msg))) > 0) {
         *(p + res) = '\0';
         printf("read %d bytes: %s", res, p);
         p += res;
      }
      else if(res < 0)
         printf("read device error: %m");
   } while (res > 0);
   fprintf(stdout, "%s", msg);
  close(df);
   return EXIT_SUCCESS;
};
```

Смысл теста, на этот раз, в том, что мы можем в отдельных терминалах запустить сколь угодно много копий такого процесса, каждая из который будет ожидать ввода с терминала. Загружен модуль, и его параметры загрузки:

```
$ lsmod | head -n2

Module Size Used by
mmopen 16384 0

$ ls /sys/module/mmopen/parameters
debug mode
$ cat /sys/module/mmopen/parameters/*
1
2

Запустим 3 копии тестового процесса:
$ sudo ./simple
>
$ sudo ./simple
```

То, что показано, выполняется на 4-х независимых терминалах, и его достаточно сложно объяснять в линейном протоколе, но, будем считать, что мы оставили 3 тестовых процесса заблокированными на ожидании ввода строки (символ приглашения '>'). Выполним в этом месте:

```
$ lsmod | grep mmopen
mmopen 16384 3
```

Примечание: Интересно: 1smod показывает число ссылок на модуль, но не знает (не показывает) имён

ссылающихся модулей; из консольных команд (запуска модулей) имитировать (и увидеть) такой результат не получится.

Хорошо видно, как счётчик ссылок использования пробежал диапазон от 0 до 3. После этого введём строки (разной длины) на 2-х копиях тестового процесс, а последний завершим по Ctrl+C (SIGINT), чтобы знать, как счётчик использования отреагирует на завершение (аварийное) клиента по сигналу.

```
$ sudo ./simple
> 1234
read 5 bytes: 1234
1234
$
$ sudo ./simple
> 5678
read 5 bytes: 5678
5678
$
$ sudo ./simple
> ^C
$
```

И вот что мы примерно будем видеть в системном журнале как протокол всех этих манипуляций — уменьшение числа ссылок по ходу завершения приложений запрашивающих доступ к модулю:

```
$ dmesg | tail -n14

[54789.287543] ! write - file: 00000000424e3044, write to 000000008e1b4d52 bytes 5; refcount: 3

[54789.287546] ! put bytes : 5

[54789.287550] ! read - file: 00000000424e3044, read from 000000008e1b4d52 bytes 160; refcount: 3

[54789.287552] ! return bytes : 5

[54789.287600] ! read - file: 00000000424e3044, read from 000000008e1b4d52 bytes 160; refcount: 3

[54789.287601] ! return : EOF

[54789.287610] ! close - node: 000000000409f6b, file: 00000000424e3044, refcount: 3

[54795.351883] ! write - file: 00000000049c2c7d7, write to 000000000f2c7d547 bytes 5; refcount: 2

[54795.351908] ! read - file: 0000000049c2c7d7, read from 00000000f2c7d547 bytes 160; refcount: 2

[54795.351909] ! return bytes : 5

[54795.351943] ! read - file: 0000000049c2c7d7, read from 00000000f2c7d547 bytes 160; refcount: 2

[54795.351943] ! return : EOF

[54795.351943] ! return : EOF
```

И в конечном итоге (после завершения всех запущенных в разных терминалах экземпляров Simple):

```
$ lsmod | head -n2

Module
Size Used by

mmopen
16384 0
```

Примечание: На всём протяжении выполнения функции, реализующей операцию release() устройства, счётчик использования ещё не декрементирован: так как сессия файлового открытия ещё не завершена!

Что ещё нужно подчеркнуть, что следует из протокола системного журнала, так это то, что после выполнения open() все другие операции из той же таблицы файловых операций (read(), write(), ...) сами уже никоим образом не влияют на значение счётчика ссылок.

Всё это говорит о том, что отслеживание ссылок использования при выполнении open() и close() (именно они отслеживают число файловых операций выполняющихся на устройстве) на сегодня корректно выполняется ядром самостоятельно (что мне не совсем понятно каким путём, поскольку мы полностью подменяем реализующие операции для open() и close(), не оставляя места ни для каких умалчиваемых

функций). И ещё о том, что неоднократно рекомендуемая в публикациях необходимость корректировки числа ссылок из кода при выполнении обработчиков для open() и close() — на сегодня отпала.

Режимы выполнения операций ввода-вывода

Всё, что рассмотрено ранее относительно операций по read() и write(), неявно предполагало выполнение этих операций в блокирующем режиме: если данные ещё недоступны, не поступили (при чтении), или не могут быть пока записаны из-за отсутствия буферов (при записи) — операция блокируется, а запрашивавший операцию пользовательский процесс переводится в блокированное состояние. Это основной, простейший и исторически самый старый режим операций над файловым дескриптором (в пользовательском пространстве). Любой другой режим (например неблокирующего ввода-вывода) устанавливается явным выполнением управляющего вызова fcntl() над файловым дескриптором. Но в любом случае, любые другие возможные режимы и операции (такие, например, как select()) с устройством возможны только в том случае, когда для устройства реализована поддержка со стороны драйвера,

Примечание: Простейшей иллюстрацией для блокирующего и неблокирующего режима ввода может служить UNIX операции ввода с терминала: в каноническом режиме терминала (блокирующем) операция gets() будет бесконечно ожидать ввода с клавиатуры и его завершения по <Enter>, а в неканоническом режиме операция getchar() будет или считывать введенный символ (если он есть), либо просто «пробегать» операцию ввода (разве что отмечая для себя признак отсутствия ввода).

Наилучшую (наилучшую из известных автору) классификаций **режимов** и **способов** выполнения операций ввода-вывода дал У. Р. Стивенс [18], он выделяет 5 категорий, которые принципиально различаются:

- блокируемый ввод-вывод;
- не блокируемый ввод-вывод;
- мультиплексирование ввода-вывода (функции select() и poll());
- ввод-вывод, управляемый сигналом (сигнал SIGIO);
- асинхронный ввод-вывод (функции POSIX.1 aio_*()).

Примеры использования их обстоятельнейшим образом описаны в книге того же автора [19], на формулировки которого мы будем, без излишних объяснений, опираться в дальнейших примерах.

Неблокирующий ввод-вывод и мультиплексирование²⁹

Здесь имеются в виду реализация поддержки (в модуле, драйвере) операций мультиплексированного ожидания возможности выполнения операций ввода-вывода: select() и poll(). Примеры этого раздела будут много объёмнее и сложнее, чем все предыдущие, в примерах будут использованы механизмы ядра, которые мы ещё не затрагивали, и которые будут рассмотрены далее... Но сложность эта обусловлена тем, что здесь мы начинаем вторгаться в обширную и сложную область: неблокирующие и асинхронные операции ввода-вывода. При первом прочтении этот раздел можно пропустить — на него никак не опирается всё последующее изложение.

Сложность описания подобных механизмов и написания демонстрирующих их примеров состоит в том, чтобы придумать модель-задачу, которая: а). достаточно адекватно использует рассматриваемый механизм и б). была бы до примитивного простой, чтобы её код был не громоздким, легко анализировался и мог использоваться для дальнейшего развития. В данном разделе мы реализуем драйвер (архив poll.tgz) устройства (и тестовое окружение к нему), которое функционирует следующим образом:

 устройство допускает неблокирующие операции записи (в буфер) — в любом количестве, последовательности и в любое время; операция записи обновляет содержимое буфера устройства и устанавливает указатель чтения в начало нового содержимого;

²⁹ Показанная здесь реализация сопровождалась автором (редактировалась под изменение версий ядра) только до ядра 3.14. Реставрировать её под ядра 5.X оставлено на самостоятельную проработку, что не должно вызвать больших трудностей.

- операция чтения может запрашивать любое число байт в последовательных операциях (от 1 до 32767), последовательные чтения приводят к ситуации EOF (буфер вычитан до конца), после чего следующие операции read() или poll() будут блокироваться до обновления данных операцией write();
- может выполняться операция read() в неблокирующем режиме, при исчерпании данных буфера она будет возвращать признак «данные не готовы».

К модулю мы изготовим тесты записи (pecho — подобие echo) и чтения (pcat — подобие cat), но позволяющие варьировать режимы ввода-вывода... И, конечно, с этим модулем должны работать и объяснимо себя вести наши неизменные POSIX-тесты echo и cat. Для согласованного поведения всех составляющих эксперимента, общие их части вынесены в два файла *.h:

poll.h :

```
#define DEVNAME "poll"
#define LEN_MSG 160
#ifndef __KERNEL__
                           // only user space applications
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <string.h>
#include <unistd.h>
#include <fcntl.h>
#include <poll.h>
#include <errno.h>
#include "user.h"
#else
                           // for kernel space module
#include <linux/module.h>
#include <linux/miscdevice.h>
#include <linux/poll.h>
#include <linux/sched.h>
#endif
```

Второй файл (user.h) используют только тесты пространства пользователя, мы их посмотрим позже, а пока — сам модуль устройства:

poll.c :

```
#include "poll.h"
MODULE_LICENSE("GPL");
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej@front.ru>");
MODULE_VERSION("5.2");
static int pause = 100;
                              // задержка на операции poll, мсек.
module_param(pause, int, S_IRUGO);
static struct private {
                              // блок данных устройства
  atomic_t roff;
                              // смещение для чтения
  char buf[ LEN_MSG + 2 ]; // буфер данных
} devblock = { // статическая инициализация того, что динамически делается в open()
   .roff = ATOMIC_INIT(0),
   .buf = "not initialized yet!\n",
};
static struct private *dev = &devblock;
static DECLARE_WAIT_QUEUE_HEAD(qwait);
static ssize_t read(struct file *file, char *buf, size_t count, loff_t *ppos) {
```

```
int len = 0;
   int off = atomic_read(&dev->roff);
   if(off > strlen(dev->buf)) {
                                         // нет доступных данных
      if(file->f_flags & O_NONBLOCK)
         return -EAGAIN;
      else interruptible_sleep_on(&qwait);
   }
   off = atomic_read(&dev->roff);
                                          // повторное обновление
   if(off == strlen(dev->buf)) {
      atomic_set(&dev->roff, off + 1);
      return 0;
                                             // E0F
   }
   len = strlen(dev->buf) - off;
                                          // данные есть (появились?)
   len = count < len ? count : len;</pre>
   if(copy_to_user(buf, dev->buf + off, len))
      return -EFAULT;
   atomic_set(&dev->roff, off + len);
   return len;
}
static ssize_t write(struct file *file, const char *buf, size_t count, loff_t *ppos) {
   int res, len = count < LEN_MSG ? count : LEN_MSG;</pre>
   res = copy_from_user(dev->buf, (void*)buf, len);
   dev->buf[len] = '\0';
                                             // восстановить завершение строки
   if('\n' != dev->buf[ len - 1 ]) strcat(dev->buf, "\n");
   atomic_set(&dev->roff, 0);
                                          // разрешить следующее чтение
   wake_up_interruptible(&qwait);
   return len;
}
unsigned int poll(struct file *file, struct poll_table_struct *poll) {
   int flag = POLLOUT | POLLWRNORM;
   poll_wait(file, &qwait, poll);
   sleep_on_timeout(&qwait, pause);
   if(atomic_read(&dev->roff) <= strlen(dev->buf))
      flag |= (POLLIN | POLLRDNORM);
   return flag;
};
static const struct file_operations fops = {
   .owner = THIS_MODULE,
   .read = read,
   .write = write,
   .poll = poll,
};
static struct miscdevice pool_dev = {
   MISC_DYNAMIC_MINOR, DEVNAME, &fops
}:
static int __init init(void) {
   int ret = misc_register(&pool_dev);
   if(ret) printk(KERN_ERR "unable to register device\n");
   return ret;
}
module_init(init);
static void __exit exit(void) {
   misc_deregister(&pool_dev);
```

```
}
module_exit(exit);
```

По большей части здесь использованы элементы уже рассмотренных ранее примеров, принципиально новые вещи относятся к реализации операции poll() и блокирования:

- Операции poll() вызывает (всегда) poll_wait() для одной (в нашем случае это qwait), или нескольких очередей ожидания (часто одна очередь для чтения и одна для записи);
- Далее производится анализ доступности условий для выполнения операций записи и чтения, и на основе этого анализа и возвращается флаг результата (биты тех операций, которые могут быть выполнены вослед без блокирования);
- B операции read() может быть указан неблокирующий режим операции: бит O_NONBLOCK в поле f_flags переданной параметром struct file ...
- Если же затребована блокирующая операция чтения, а данные для её выполнения недоступны, вызывающий процесс блокируется;
- Разблокирован читающий процесс будет при выполнении более поздней операции записи (в условиях теста — с другого терминала).

Теперь относительно процессов пространства пользователя. Вот обещанный общий включаемый файл:

user.h :

```
#define ERR(...) fprintf(stderr, "\7" __VA_ARGS__), exit(EXIT_FAILURE)
struct parm {
   int blk, vis, mlt;
struct parm parms(int argc, char *argv[], int par) {
   struct parm p = \{ 0, 0, 0 \};
   while((c = getopt(argc, argv, "bvm")) != EOF)
      switch(c) {
         case 'b': p.blk = 1; break;
         case 'm': p.mlt = 1; break;
         case 'v': p.vis++; break;
         default: goto err;
   }
   // par > 0 - pecho; par < 0 - pcat
   if((par != 0 && (argc - optind) != abs(par))) goto err;
   if(par < 0 && atoi(argv[ optind ]) <= 0) goto err;</pre>
   return p;
err:
   ERR("usage: %s [-b][-m][-v] %s\n", argv[ 0 ], par < 0 ?
        "<read block size>" : "<write string>");
}
int opendev(void) {
   char name[] = "/dev/"DEVNAME;
   int dfd;
                                          // дескриптор устройства
   if((dfd = open(name, O_RDWR)) < 0)
      ERR("open device error: %m\n");
   return dfd;
}
void nonblock(int dfd) {
                                        // операции в режиме O_NONBLOCK
   int cur_flg = fcntl(dfd, F_GETFL);
   if(-1 == fcntl(dfd, F_SETFL, cur_flg | O_NONBLOCK))
      ERR("fcntl device error: %m\n");
}
```

```
const char *interval(struct timeval b, struct timeval a) {
     static char res[ 40 ];
     long msec = (a.tv_sec - b.tv_sec) * 1000 + (a.tv_usec - b.tv_usec) / 1000;
     if((a.tv_usec - b.tv_usec) % 1000 >= 500) msec++;
     sprintf(res, "%02d:%03d", msec / 1000, msec % 1000);
     return res;
  };
      Тест записи
  pecho.c :
  #include "poll.h"
  int main(int argc, char *argv[]) {
     struct parm p = parms(argc, argv, 1);
     const char *sout = argv[ optind ];
     if(p.vis > 0)
        fprintf(stdout, "nonblocked: %s, multiplexed: %s, string for output: %s\n",
           (0 == p.blk ? "yes" : "no"),
           (0 == p.mlt ? "yes" : "no"),
           argv[ optind ]);
     int dfd = opendev();
                                                 // дескриптор устройства
     if(0 == p.blk) nonblock(dfd);
     struct pollfd client[ 1 ] = {
        { .fd = dfd, }
          .events = POLLOUT | POLLWRNORM,
        }
     };
     struct timeval t1, t2;
     gettimeofday(&t1, NULL);
     int res;
     if(0 == p.mlt) res = poll(client, 1, -1);
     res = write(dfd, sout, strlen(sout)); // запись
     gettimeofday(&t2, NULL);
     fprintf(stdout, "interval %s write %d bytes: ", interval(t1, t2), res);
     if(res < 0) ERR("write error: %m\n");</pre>
     else if(0 == res) {
        if(errno == EAGAIN)
           fprintf(stdout, "device NOT READY!\n");
     }
     else fprintf(stdout, "%s\n", sout);
     close(dfd);
     return EXIT_SUCCESS;
  };
      Формат запуска этой программы (но если вы ошибётесь с опциями и параметрами, то оба из тестов
выругаются и подскажут правильный синтаксис):
  $ ./pecho
  usage: ./pecho [-b][-m][-v] <write string>
где:
       -b — установить блокирующий режим операции (по умолчанию неблокирующий);
       -m — не использовать ожидание на poll() (по умолчанию используется);
        -v — увеличить степень детализации вывода (для отладки);
```

Параметром задана строка, которая будет записана в устройство /dev/poll, если строка содержит пробелы или другие спецсимволы, то она, естественно, должна быть заключена в кавычки. Расширенные

(варьируемые опциями) возможности тестовой программы записи, в отличие от следующего теста чтения, не используются и не нужны в полной мере с испытуемым вариантом драйвера. Это сделано чтобы излишне не усложнять изложение. В более реалистичном виде драйвер по записи должен был бы блокироваться при не пустом (не вычитанном) буфере устройства. И вот тогда все возможности теста окажутся востребованными.

Тест чтения (главное действующее лицо всего эксперимента, из-за чего всё делалось):

pcat.c :

```
#include "poll.h"
int main(int argc, char *argv[]) {
   struct parm p = parms(argc, argv, -1);
   int blk = LEN_MSG;
   if(optind < argc && atoi(argv[ optind ]) > 0)
      blk = atoi(argv[ optind ]);
   if(p.vis > 0)
      fprintf(stdout, "nonblocked: %s, multiplexed: %s, read block size: %s bytes\n",
         (0 == p.blk ? "yes" : "no"),
         (0 == p.mlt ? "yes" : "no"),
         argv[ optind ]);
   int dfd = opendev();
                                        // дескриптор устройства
  if(0 == p.blk) nonblock(dfd);
   struct pollfd client[ 1 ] = {
      \{ .fd = dfd,
        .events = POLLIN | POLLRDNORM,
      }
  };
  while(1) {
      char buf[ LEN_MSG + 2 ];
                                      // буфер данных
      struct timeval t1, t2;
      int res;
      gettimeofday(&t1, NULL);
      if(0 == p.mlt) res = poll(client, 1, -1);
      res = read(dfd, buf, blk);
                                     // чтение
      gettimeofday(&t2, NULL);
      fprintf(stdout, "interval %s read %d bytes: ", interval(t1, t2), res);
      fflush(stdout);
      if(res < 0) {
         if(errno == EAGAIN) {
            fprintf(stdout, "device NOT READY\n");
            if(p.mlt != 0) sleep(3);
         }
         else
            ERR("read error: %m\n");
      }
      else if(0 == res) {
         fprintf(stdout, "read EOF\n");
         break;
      }
      else {
         buf[ res ] = '\0';
         fprintf(stdout, "%s\n", buf);
      }
  }
   close(dfd);
   return EXIT_SUCCESS;
};
```

Для теста чтения опции гораздо важнее и жёстче контролируются, чем для предыдущего:

```
$ ./pcat -v
```

```
usage: ./pcat [-b][-m][-v] <read block size>
```

Отличие здесь в параметре, который должен быть численным, и определяет размер блока (в байтах), который вычитывается за единичную операцию чтения (в цикле).

Примечание: У этого набора тестов множество степеней свободы (набором опций), позволяющих наблюдать самые различные операции: блокирующие и нет, с ожиданием на poll() и нет, и др. Ниже показывается только самый характерный набор результатов.

И окончательно наблюдаем как это всё работает...

```
$ sudo insmod poll.ko
$ ls -l /dev/po*

crw-rw---- 1 root root 10, 54 Июн 30 11:57 /dev/poll

crw-r---- 1 root kmem 1, 4 Июн 30 09:52 /dev/port

Запись производим сколько угодно раз последовательно:

$ echo qwerqr > /dev/poll

$ echo qwerqr > /dev/poll

A вот чтение можем произвести только один раз:

$ cat /dev/poll

qwerqr

При повторной операции чтения:

$ cat /dev/poll

....

12346456
```

Здесь операция блокируется и ожидает (там, где нарисованы: . . .), до тех пор, пока с другого терминала на произведена операция:

```
$ echo 12346456 > /dev/poll
```

И, как легко можно видеть, заблокированная операция cat после разблокирования выводит уже новое, обновлённое значение буфера устройства (а не то, которое было в момент запуска cat).

Теперь посмотрим что говорят наши, более детализированные тесты... Вот итог повторного (блокирующегося) чтения, в режиме блокировки на pool() и циклическим чтением по 3 байта:

```
$ ./pcat -v 3
nonblocked: yes, multiplexed: yes, read block size: 3 bytes
interval 43:271 read 3 bytes: xxx
interval 00:100 read 3 bytes: xx
interval 00:100 read 3 bytes: yyy
interval 00:100 read 3 bytes: yzy
interval 00:100 read 3 bytes: zz
interval 00:100 read 3 bytes: zzz
interval 00:100 read 3 bytes: tt
interval 00:100 read 1 bytes:
interval 00:100 read 0 bytes: read EOF
```

Выполнение команды блокировалось (на этот раз на pool()) до выполнения (>43 секунд) в другом терминале:

```
$ ./pecho 'xxxxx yyyyyy zzzzz tt'
interval 00:099 write 21 bytes: xxxxx yyyyyy zzzzz tt
```

Так выглядело выполнение **мультиплексной** функции poll() (в реализацию операции poll() в драйвере искусственно введена задержка срабатывания 100ms — параметр pause установки модуля, чтобы было гарантировано видно, что срабатывает именно она). Для сравнения вот как выглядит то же исполнение,

когда вместо poll() блокирование происходит на блокирующем read() (также, как у команды cat):

```
$ ./pcat -v -m -b 3
nonblocked: no, multiplexed: no, read block size: 3 bytes
interval 04:812 read 3 bytes: 12.
interval 00:000 read 3 bytes: 34.
interval 00:000 read 3 bytes: 56.
interval 00:000 read 3 bytes: 78.
interval 00:000 read 1 bytes:
interval 00:000 read 0 bytes: read EOF
$ ./pecho -v '12.34.56.78.'
nonblocked: yes, multiplexed: yes, string for output: 12.34.56.78.
interval 00:100 write 12 bytes: 12.34.56.78.
```

A вот как выглядит **неблокирующая** операция чтения не ожидающая на pool() (несколько первых строк с интервалом 3 сек. показывают неготовность до обновления данных):

```
$ ./pcat -v 3 -m
nonblocked: yes, multiplexed: no, read block size: 3 bytes
interval 00:000 read -1 bytes: device NOT READY
interval 00:000 read 3 bytes: 123
interval 00:000 read 3 bytes: 45
interval 00:000 read 3 bytes: 678
interval 00:000 read 3 bytes: 90
interval 00:000 read 0 bytes: read EOF
```

Опять же, делающая доступными данные операция с другого терминала:

```
$ ./pecho '12345 67890' interval 00:099 write 11 bytes: 12345 67890
```

Здесь нулевые задержки на неблокирующих указывают не время между операциями, которые разрежены по времени, чтобы не засорять листинг и его можно было наблюдать, в **время выполнения самой операции** read(), что соответствует действительности.

Блочные устройства

Прежде всего — некоторые терминологические детали... Блочные устройства в UNIX (и в Linux в частности) — это устройства хранения, устройства с **произвольным доступом**. Для дальнейшего использования над такими устройствами **надстраиваются** файловые системы. Само непосредственное использование блочных устройств (в «сыром» виде) бывает, но крайней редко, например, их **копированием** создаём **дубликаты** дисковых устройств вместе с их содержимым.

Принципиальное отличие этих устройств от рассмотренных выше символьных устройств, они же известны как устройства с **последовательным доступом**, состоит в том, что первые позволяют считывать данные только последовательно байт за байтом, и нет возможности вернуться к ранее считанным байтам. В противовес, устройства с произвольным доступом позволяют в произвольном порядке считывать любые байты в пределах всего диапазона, называемого ёмкостью устройства.

Необходимость в разработке драйвера блочных устройств требуется куда реже, чем для символьных устройств. Более того, в последние годы получило очень широкое распространение простое в использовании решение — это файловая система FUSE (проект файловых систем в пространстве пользователя, который будет рассмотрен позже). В связи со всем этим, сопровождение примеров кода этой главы (блочные устройства) велось только до версии ядра 3.13. Тем не менее, вся эта глава проясняет построение и использование блочных устройств идеологически, что не меняется от версии к версии, и сохранена для полноты понимания вопроса.

Все блочные устройства одной природы поддерживаются единым модулем ядра, такие устройства в /dev будут представляться именами с одинаковыми префиксами: например, все дисковые устройства на интерфейсах

IDE и EIDE будут представлены именами hda, hdb, hdc, ... (с единым **префиксом** имени). Так же точно, все дисковые устройства, представленные в одной **логической** модели (независимо от из аппаратной реализации), поддерживаются единым драйвером, например, все диски на интерфейсе SATA, флэш-диски на интерфейсе USB и внешние дисковые накопители на интерфейсе USB — будут представлены в одной модели SCSI интерфейса, и именоваться в /dev как sda, sdb, ... А близкие флэш накопители, выполненные в различных конструктивах SD-карт, будут поддерживаться другим модулем блочного устройства, и иметь префиксы имени mmcblk. Кроме того, над структурой физического блочного устройства (диска) может быть **надстроена** логическая структура, разбиение на разделы (рartition), каждый из которых будет рассматриваться системой как отдельное блочное устройство. Каждый раздел получит свой индивидуальный **суффикс**, и уже именно на нём (а не на базовом блочном устройстве) будет создаваться файловая система. Например:

\$ ls -l /dev/sd*

```
brw-rw---- 1 root disk 8, 0 anp 26 14:06 /dev/sda
brw-rw---- 1 root disk 8, 1 anp 26 14:06 /dev/sda1
brw-rw---- 1 root disk 8, 2 anp 26 14:06 /dev/sda2
brw-rw---- 1 root disk 8, 3 anp 26 14:06 /dev/sda3
brw-rw---- 1 root disk 8, 16 anp 26 14:51 /dev/sdb
brw-rw---- 1 root disk 8, 17 anp 26 14:51 /dev/sdb
brw-rw---- 1 root disk 8, 32 anp 26 14:51 /dev/sdc
brw-rw---- 1 root disk 8, 33 anp 26 14:51 /dev/sdc1
brw-rw---- 1 root disk 8, 34 anp 26 14:51 /dev/sdc2
```

Здесь присутствуют 3 достаточно разнородных блочных устройства: sda — встроенный HDD накопитель ноутбука на SATA, sdb — съёмный флэш-диск на USB, а sdc — внешний HDD накопитель Transcend на USB, на каждом из физических устройств созданы логические разделы. А на следующем примере показано представление SD-карты:

\$ ls -l /dev/mmc*

```
brw-rw---- 1 root disk 179, 0 anp 26 14:06 /dev/mmcblk0
brw-rw---- 1 root disk 179, 1 anp 26 14:06 /dev/mmcblk0p1
brw-rw---- 1 root disk 179, 2 anp 26 14:06 /dev/mmcblk0p2
```

Здесь интересно то, что:

- префикс имени устройства (определяемый модулем ядра) вовсе не обязательно 2-х символьный (как чаще всего бывает), для SD-карты это mmcblk;
- суффиксы **порядка** представления устройств не всегда литерно-алфавитные (hda, hdb, ...), для SD-карт это число;
- суффиксы разделов (partition) в разбиении устройства не всегда числовые (hda1, hda2, ...), для SD-карт это p1, p2, ...;

Из показанного можно сделать догадку, что все префиксы и суффиксы именования блочных устройств определяются кодом поддерживающего модуля, и очень скоро мы убедимся, что это именно так.

Блочное устройство (как и явствует из самого его названия) обеспечивает обмен блоками данных. **Блок** блок единицу данных фиксированного размера, которыми осуществляется обмен в системе. Размер блока данных определяется ядром (версией, аппаратной платформой), чаще всего размер блока совпадает с размером страницы аппаратной архитектуры, и для 32-битной архитектуры х86 составляет 4096 байт. Оборудование же хранит данные на физическом носителе разбитые в таких единицах как **сектор**. Исторически сложилось так, что несколько десятилетий аппаратное обеспечение создавалось для работы с размером сектора 512 байт. В последние годы существует тенденция в новых устройствах оперировать с большими секторами (4096 байт).

Вообще то, любое блочное устройство в UNIX, и в Linux в частности, представляется как последовательность байт (raw, сырое представление), например, /dev/sda. Именно такое представление и должен обеспечить модуль-драйвер блочного устройства. Именно поэтому мы можем легко, как с символьного устройства, считать загрузочный сектор диска в файл:

```
$ sudo dd if=/dev/sda of=MBR bs=512 count=1
1+0 записей считано
1+0 записей написано
скопировано 512 байт (512 В), 0,0295399 с, 17,3 kB/с
$ hexdump -C MBR
00000000 eb 63 90 33 2e 30 fa fc be 00 7c bf 00 06 8c c8 |.c.3.0....|....|
```

```
8e d0 89 f4 8e c0 8e d8 51 b9 00 01 f3 a5 59 e9
                                                        |......Q.....Y.|
00000010
                                                         |....a|
00000020
         00 8a fb b4 02 cd 16 24
                                 03 3c 03 75 05 c6 06 61
00000030
         07 01 bb be 07 b9 04 00
                                 80 3f 80 74 0e 83 03 02
                                                         |........?.t....|
                                                         |....|
00000040
         ff 00 00 20 01 00 00 00
                                 00 02 fa 90 90 f6 c2 80
00000050 75 02 b2 80 ea 59 7c 00
                                 00 31 00 80 01 00 00 00
                                                         |\mathsf{u}\ldots\mathsf{Y}|\ldots\mathsf{1}\ldots\ldots|
00000060 00 00 00 00 ff fa 90 90
                                 f6 c2 80 74 05 f6 c2 70
                                                         |....t...p|
00000070 74 02 b2 80 ea 79 7c 00
                                 00 31 c0 8e d8 8e d0 bc
                                                         |t....y|..1.....|
00000080 00 20 fb a0 64 7c 3c ff
                                 74 02 88 c2 52 be 80 7d
                                                         |. ..d|<.t...R..}|
                                                         |.....|.A..U..ZRr|
000000090 e8 17 01 be 05 7c b4 41 bb aa 55 cd 13 5a 52 72
000000a0
         3d 81 fb 55 aa 75 37 83
                                 e1 01 74 32 31 c0 89 44
                                                         |=..U.u7...t21..D|
000000b0
         04 40 88 44 ff 89 44 02
                                 c7 04 10 00 66 8b 1e 5c
                                                         |.@.D..D....f..\|
000000c0 7c 66 89 5c 08 66 8b 1e
                                 60 7c 66 89 5c 0c c7 44
                                                         ||f.\.f..`|f.\..D|
000000d0 06 00 70 b4 42 cd 13 72 05 bb 00 70 eb 76 b4 08
                                                         |..p.B..r...p.v..|
000000e0 cd 13 73 0d f6 c2 80 0f 84 d8 00 be 8b 7d e9 82
                                                         |..s....}..
000000f0 00 66 0f b6 c6 88 64 ff
                                 40 66 89 44 04 0f b6 d1
                                                         |.f....d.@f.D....|
00000100 c1 e2 02 88 e8 88 f4 40
                                 89 44 08 0f b6 c2 c0 e8
                                                         |.......@.D......
00000110 02 66 89 04 66 a1 60 7c
                                 66 09 c0 75 4e 66 a1 5c
                                                         |.f..f.`|f..uNf.\|
                                 d1 31 d2 66 f7 74 04 3b
                                                         ||f1.f.4..1.f.t.;|
00000120 7c 66 31 d2 66 f7 34 88
00000130 44 08 7d 37 fe c1 88 c5
                                 30 c0 c1 e8 02 08 c1 88
                                                         |D.}7....0.....|
00000140 d0 5a 88 c6 bb 00 70 8e
                                 c3 31 db b8 01 02 cd 13
                                                         |.Z....p...1.....|
00000150 72 1e 8c c3 60 1e b9 00
                                 01 8e db 31 f6 bf 00 80
                                                         |r....`.....1.....|
00000160 8e c6 fc f3 a5 1f 61 ff 26 5a 7c be 86 7d eb 03 |....a.&z|..}..|
00000170 be 95 7d e8 34 00 be 9a 7d e8 2e 00 cd 18 eb fe |..}.4...}
00000180 47 52 55 42 20 00 47 65 6f 6d 00 48 61 72 64 20 |GRUB .Geom.Hard |
00000190 44 69 73 6b 00 52 65 61 64 00 20 45 72 72 6f 72 |Disk.Read. Error|
000001a0 0d 0a 00 bb 01 00 b4 0e
                                 cd 10 ac 3c 00 75 f4 c3
                                                         |....<.u..|
000001b0 00 00 00 00 00 00 00 00
                                 61 d9 61 d9 00 00 00 20
                                                         |.....a.a....|
000001c0 21 00 83 fe ff ff 00 08
                                 00 00 00 00 5f 05 00 fe
                                                         1!......
000001d0 ff ff 82 fe ff ff 00 08
                                 5f 05 00 c0 5d 00 80 fe
                                                         |....]
000001e0 ff ff 83 fe ff ff 00 c8
                                 bc 05 00 00 40 01 00 00
                                                        000001f0 00 00 00 00 00 00 00 00
                                 00 00 00 00 00 00 55 aa
                                                        [....U.]
00000200
```

Или можем полностью переносить (структуру и содержимое) одного физического носителя на другой простым копированием блочного устройства как байтового потока:

```
$ sudo cp /dev/sda /dev/sdf
```

Позже на последовательность байт, созданную драйвером блочного устройства, может быть **наложена** структура разделов (partition) в формате MBR (Master Boot Record — программой fdisk) или в новом, идущем на смену, формате GPT (GUID Pertition Table — программами parted, gparted, gdisk). Далее, на сам диск, или любой его раздел может быть **наложена** структура любой из **многих** файловых систем, поддерживаемых Linux, что делается программами:

/sbin/mkfs.ntfs

```
$ ls -w80 /sbin/mkfs*
/sbin/mkfs /sbin/mkfs.ext3 /sbin/mkfs.gfs2
```

```
/sbin/mkfs.btrfs /sbin/mkfs.ext4 /sbin/mkfs.hfsplus /sbin/mkfs.reiserfs
/sbin/mkfs.cramfs /sbin/mkfs.ext4dev /sbin/mkfs.minix /sbin/mkfs.vfat
/sbin/mkfs.ext2 /sbin/mkfs.fat /sbin/mkfs.msdos /sbin/mkfs.xfs
```

Здесь обратим внимание на то, что все многочисленные перечисленные программы (*disk, mkfs* и др.) являются процессами пользовательского адресного пространства, и никакого отношения к ядру (и модулям яда) уже не имеют. Задача модуля блочного устройства состоит только в создании сырого устройства /dev/xxx, позволяющего выполнять на нём блочные операции. В этом состоит ещё одно отличие блочных устройств: после загрузки модуля поддержки устройства, нужно ещё выполнить достаточно много манипуляций пользовательскими программами, чтобы выполнить подготовку файловой структуры устройства, и сделать его пригодным для использования.

Так как работа блочного устройства в значительной мере завязана на его последующее структурирование уже в пользовательском пространстве, а отдельные характеристики для возможностей такого структурирования вообще ограничиваются кодом модуля, то рассмотрение техники написания модулей блочных устройств будет

перемежаться со связанными вопросами структурирования и использования таких блочных устройств.

В принципе, модуль блочного устройства мог бы во многом наследовать технику символьных устройств, детально рассматриваемых на примерах ранее, и для некоторых операций это так и происходит. Но сами операции, осуществляющие поддержку обмена данными (ввода-вывода) строятся по-другому. Начнём с рассмотрения именно аналогий между символьными и блочными устройствами, и только затем перейдём к специфике.

Особенности драйвера блочного устройства

Из различий использования и происходят отличия модулей блочных устройств от рассматриваемых выше символьных. Основных факторов, порождающими эти отличия, есть следующие:

- 1. Для блочных устройств первостепенным вопросом является вопрос производительности (скорости). Для символьных устройств производительность может быть не основным фактором, многие символьные устройства могут работать ниже своей максимальной скорости и производительность системы в целом от этого не страдает. Но для блочных вопрос производительности это вопрос вообще конкурентных преимуществ операционной системы на рынке. Поэтому большая часть разработки модуля блочного уровня будет сосредоточена на обеспечении производительности.
- 2. Запросы на ввод вывод символьные устройства получают из процессов пространства пользователя, явно выполняющих операции read() или write(). Блочные устройства могут получать запросы ввода-вывода как из процессов пространства пользователя, так и из кода ядра (модулей ядра), например, при монтировании дисковых устройств, или виртуализации страниц оперативной памяти на диск. Исходя из этого, запросы ввода-вывода должны прежде попадать в блочную подсистему вводавывода ядра, и только затем передаваться нею непосредственно драйверу, осуществляющему обмен с устройством.
- 3. Блочное устройство, как будет рассмотрено вскоре, не выполняет непосредственно запросы read() и write(), как это делает символьное устройство. Напротив, запросы на обработку драйверу поступают через очередь запросов на обслуживание, которую поддерживает ядро. И ядро формирует вызовом метода request() характер, последовательность и объём операций, выполняемых драйвером. Это (обработка очереди ядра) основной, наиболее частый механизм работы блочного драйвера, но могут быть и более редкие в использовании варианты, которые тоже будут рассмотрены далее.
- 4. Блочное устройство, представленное модулем как имя в /dev, ещё далеко не пригодно непосредственно для дальнейшего использования. Над ним ещё необходимо выполнить целый ряд подготовительных манипуляций пространства пользователя, прежде чем устройство можно использовать (создание структуры разделов, форматирование файловых систем на разделах).

Обзор примеров реализации

Техника блочных устройств гораздо более громоздкая, чем устройств символьных. Архив кода примеров для блочных устройств представляет несколько совершенно различных реализаций, а поэтому требует кратких комментариев:

```
$ ls -l | grep ^d

drwxrwxr-x 2 Olej Olej 4096 anp 24 13:00 block_mod.ELDD_14

drwxr-xr-x 2 Olej Olej 4096 anp 24 13:00 block_mod.LDD3

drwxr-xr-x 2 Olej Olej 4096 anp 24 13:00 block_mod.LDD_35

drwxr-xr-x 2 Olej Olej 4096 anp 24 13:00 dubfl
```

Первые 3 реализации в перечислении — это реализации RAM-дисков (структура блочного устройства в памяти). Такая организация наиболее гибкая для отработки и экспериментов, а потом может быть перенесена на реальный физический носитель. Эти 3 реализации отталкивались в начале развития от примеров, более или менее полно писанных в 3-х книгах (все детально названы в библиографии), откуда за ними и остались такие имена тестовых каталогов:

- ELDD_14 — Sreekrishnan Venkateswaran, «Essential Linux Device Drivers» (гл.14), имя этого модуля

```
block_mod_e.ko;
```

- LDD3 Jonathan Corbet, Alessandro Rubini, and Greg Kroah-Hartman, «Linux Device Drivers», имя этого модуля block_mod_s.ko;
- LDD_35 Jerry Cooperstein, «Writing Linux Device Drivers» в 2-х томах (гл.35), имя этого модуля block_mod_c.ko

Именно под такими именами эти модули и будут показываться в примерах их использования без дальнейших разъяснений. Все 3 реализации, в исходном своём виде (такой вид вложен в подкаталоги в каталог blkdev архива), даже не компилируются в ядре уже даже начиная с 2.6.32 (из-за большой волатильности API новых ядер), поэтому они радикально трансформированы, а потом уже дальше развивались в нужном мне направлении.

Последний вариант (dubfl) использует в качестве физического носителя предварительно создаваемый файл (командой dd или любым другим образом) в файловой системе Linux (конечно, достаточно большого для этих целей размера). Информация на таком «устройстве» хранится перманентно (между выключениями питания компьютера), поэтому такой вариант гораздо удобней для определённых групп экспериментов.

Регистрация устройства

Регистрация блочного устройства во многом напоминает регистрацию символьного устройства, с коррекцией на присущую им специфику.

Подготовка к регистрации

Начинается регистрация (и, соответственно, завершается регистрация по окончанию работы) устройства с вызовов API:

```
int register_blkdev(unsigned major, const char* name);
void unregister_blkdev(unsigned major, const char* name);
```

Точно так же, как это было для символьных устройств, в качестве major в вызов register_blkdev() может быть: нулевое значение, что позволит системе присвоить major первое свободное значение.

В любом случае, вызов register_blkdev() возвратит текущее значение major, или сигнализирующее об ошибке отрицательное значение (как это всегда принято в ядре), обычно это бывает когда в вызове для major задаётся принудительное значение, уже занятое ранее другим устройством в системе.

В качестве name в этот вызов передаётся родовое имя устройств, например, для SCSI устройств это было бы "sd", а для блочных устройств, создаваемых в примерах далее (xda, xdb, ...) — это будет "xd". Регистрация имени устройства создаёт соответствующую запись в файле /proc/devices, но не создаёт ещё самого устройства в /dev:

```
$ cat /proc/devices | grep xd
252 xd
```

В ядре 2.6 и старше, как пишут, в принципе, регистрацию с помощью register_blkdev() можно и не проводить, но обычно это делается, и это больше дань традиции.

Здесь же (cpasy перед register_blkdev(), или после), **для каждого** устройства (привода) драйвера, проделывают инициализацию **очереди обслуживания**, связанной с устройством (об этом мы мы будем говорить вскоре, когда перейдём к рассмотрению операций чтения и записи). Делается это кодом подобным следующему:

```
spinlock_t xda_lock;
struct request_queue* xda_request_queue;
...
spin_lock_init(&xda_lock);
if(!(xda_request_queue = blk_init_queue(&xda_request_func, &xda_lock))) {
```

```
// ошибка и завершение
}
```

Показанный фрагмент:

- a). создаёт очередь обслуживания запросов xda_request_queue в ядре,
- б). увязывает её с примитивом синхронизации xda_lock, который будет использоваться для монополизации выполняемых операций с этой очередью;
- в). определяет для очереди xda_request_queue функцию обработки запросов, которая будет вызываться **ядром** при каждом требовании на обработку запроса чтения или записи, функция должна иметь прототип вида: static void xda_request_func(struct request_queue *q) { ... }

Забегая вперёд, отметим, что обработка запросов обслуживания с помощью очереди ядра является не единственным способом обеспечения операций чтения и записи. Но такой способ используют 95% драйверов. Остающиеся 5% реализуют прямое выполнение запросов по мере их поступления, и такой способ также будет рассмотрен далее.

Но все эти подготовительные операции пока не приблизили нас к созданию отображения блочного устройства в каталог /dev. Для реального создания отображения каждого диска в /dev нужно a). создать для этого устройства структуру struct gendisk, б). заполнить эту структуру, в). зарегистрировать структуру в ядре. Структура struct gendisk, (описана в linux/genhd.h>) является описанием каждого диска в ядре.

Примечание: Экземпляром точно такой же структуры в ядре будет описываться **каждый раздел** (partition) диска, создаваемый с помощью fdisk или parted. Но разработчику не нужно беспокоится об этих экземплярах — их позже нормально создаст ядро при работе всё тех же утилит, производящих разбивку диска.

Структуру struct gendisk, нельзя создать просто так, как мы создаём другие структуры (размещая память kmalloc() или подобными вызовами), она представляет собой динамически создаваемую структуру, которая сильно завязана в ядре, и требует специальных манипуляций со стороны ядра для инициализации. Поэтому создаём её (а в конце работы уничтожаем) вызовами:

```
struct gendisk* alloc_disk(int minors);
void del_gendisk(struct gendisk*);
```

Диски с разметкой MBR и GPT

Параметр minors в вызове alloc_disk() должен быть числом младших номеров, **резервируемых** для отображения в /dev этого диска и **всех его разделов** в будущем.

Примечание: Не следует рассчитывать, что позже можно будет просто изменить соответствующее поле minors в структуре struct gendisk, которое и заполняется вызовом alloc_disk(), и ожидать, что всё будет нормально работать: там инициализация существенно сложнее, похоже, что под размер выделяется minors соответствующее число слотов (дочерних структур struct gendisk).

Параметр minors в вызове alloc_disk() заслуживает отдельного рассмотрения... Если вы зададите для minors значение 4, то вы получите возможность с помощью fdisk создавать до 4-х **первичных** (primary) разделов в MBR этого диска (/dev/xda1 . . . /dev/xda4). Но вы не сможете в этом случае создать **ни единого расширенного** (extended) раздела, потому, что первый же созданный логический (logical) раздел внутри расширенного получит номер 5:

```
# fdisk -l /dev/xda
```

```
Устр-во Загр
                Начало
                            Конец
                                        Блоки
                                               Id Система
/dev/xda1
                      1
                               4000
                                           2000
                                                 83 Linux
/dev/xda2
                    4001
                               8191
                                           2095+
                                                  5 Расширенный
/dev/xda5
                    4002
                               8191
                                           2095
                                                83 Linux
# ls -l /dev/xda*
```

brw-rw---- 1 root disk 252, 0 нояб. 12 10:44 /dev/xda

```
brw-rw---- 1 root disk 252, 1 нояб. 12 10:44 /dev/xda1
brw-rw---- 1 root disk 252, 2 нояб. 12 10:44 /dev/xda2
brw-rw---- 1 root disk 252, 5 нояб. 12 10:46 /dev/xda5
```

Обычно в качестве minors указывают значение 16. Некоторые драйверы указывают это значение как 64.

Примечание: В обсуждениях пользователи часто изумляются почему никакими сторонними средствами разбивки диска не удаётся получить больше 16 разделов на диске (хоть сам fdisk и не умеет этого делать, но по определению цепочка вложенных extended разделов может быть безграничной, и сторонние средства разбивки позволяют создавать такие вложенные структуры расширенных разделов). Как мы здесь видим, невозможно не **создать** большее число разделов на физическом диске, а невозможно **отобразить** эти созданные разделы драйвером, поддерживающим этот диск.

Всё сказанное выше относится к способу разбивки диска в стандарте разметки MBR (Master Boot Record), который привычен и использовался, как минимум, на протяжении последних 35 лет. Но в настоящее время происходит массированный переход к разметке диска в стандарте GPT (GUID Partition Table), который давно уже назрел. Основные отличительные стороны GPT в контексте нашего рассмотрения модулей блочных устройств (GPT в целом — слишком обширная тема) следующие:

- используются только первичные разделы;
- число таких разделов может быть до 128;
- полностью изменены идентификаторы типов разделов и они теперь 32-бит (например, для Linux файловых систем — 8300 вместо прежних 83);

Утилита fdisk используется для работы с форматом MBR, она не умеет понимать GPT формат диска, и будет сообщать:

```
$ sudo fdisk -l /dev/sdc
WARNING: GPT (GUID Partition Table) detected on '/dev/sdc'! The util fdisk doesn't support GPT.
Use GNU Parted.
...
```

Для работы с дисками GPT используем утилиты parted (gparted), или ставшую уже популярной утилиту gdisk. Вот как видит parted один из GPT дисков:

```
$ sudo parted /dev/sdb
GNU Parted 3.0
Используется /dev/sdb
(parted) print
Модель: Ut163 USB2FlashStorage (scsi)
Диск /dev/sdb: 1011MB
Размер сектора (логич./физич.): 512В/512В
Таблица разделов: gpt
Disk Flags:.
Номер Начало
                      Размер
                              Файловая система Имя
              Конец
              53,5MB
                      52,4MB
                                                                      загрузочный, legacy_boot
      1049kB
                              ext2
                                                EFI System
                                                Microsoft basic data
10
      53.5MB
               578MR
                       524MB
      578MB
              1011MB
                                                Linux filesystem
20
                       433MB
```

Утилитами для работы с дисками GPT можно создать до 128 разделов (или любое число дисков с номерами разделов из диапазона 1...128). Вот как утилитой gdisk созданы 18 разделов на диске и нею отображаются:

```
$ sudo gdisk -l /dev/sdf
GPT fdisk (gdisk) version 0.8.4

Partition table scan:
   MBR: protective
   BSD: not present
   APM: not present
   GPT: present

Found valid GPT with protective MBR; using GPT.
Disk /dev/sdf: 7827456 sectors, 3.7 GiB
```

```
Logical sector size: 512 bytes
Disk identifier (GUID): C9533CB0-A119-429D-84D8-2B5C1DEA7E30
Partition table holds up to 128 entries
First usable sector is 34, last usable sector is 7827422
Partitions will be aligned on 2048-sector boundaries
Total free space is 5984189 sectors (2.9 GiB)
```

Number	Start (sector)	End (sector	r) Size	Code	Name
21	2048	104447	50.0 MiB	8300	Linux filesystem
22	104448	206847	50.0 MiB	8300	Linux filesystem
23	206848	309247	50.0 MiB	8300	Linux filesystem
24	309248	411647	50.0 MiB	8300	Linux filesystem
25	411648	514047	50.0 MiB	8300	Linux filesystem
26	514048	616447	50.0 MiB	8300	Linux filesystem
27	616448	718847	50.0 MiB	8300	Linux filesystem
28	718848	821247	50.0 MiB	8300	Linux filesystem
29	821248	923647	50.0 MiB	8300	Linux filesystem
101	1128448	1230847	50.0 MiB	8300	Linux filesystem
102	1230848	1333247	50.0 MiB	8300	Linux filesystem
103	1333248	1435647	50.0 MiB	8300	Linux filesystem
104	1435648	1538047	50.0 MiB	8300	Linux filesystem
105	1538048	1640447	50.0 MiB	8300	Linux filesystem
106	1640448	1742847	50.0 MiB	8300	Linux filesystem
107	1742848	1845247	50.0 MiB	8300	Linux filesystem
108	1845248	1947647	50.0 MiB	8300	Linux filesystem
109	1947648	2050047	50.0 MiB	8300	Linux filesystem

И вот как такая структура GPT диска отображается в Linux хорошо написанным (Fedora 17, ядро 3.5) модулем поддержки:

\$ ls /dev/sdf*

```
/dev/sdf /dev/sdf103 /dev/sdf106 /dev/sdf109 /dev/sdf23 /dev/sdf26 /dev/sdf29 /dev/sdf101 /dev/sdf104 /dev/sdf107 /dev/sdf21 /dev/sdf24 /dev/sdf27 /dev/sdf102 /dev/sdf105 /dev/sdf108 /dev/sdf22 /dev/sdf25 /dev/sdf28
```

Из показанного очевидно, что грядут большие перемены. И это должно быть учтено при создании модулей ядра блочных устройств. В частности, параметр minors в вызове alloc_disk(), наверное, должен указываться как 128.

Заполнение структуры

Мы остановились на **создании** структуры struct gendisk, после чего самое время перейти к **заполнению** её полей. Это весьма большая структура (описана в linux/genhd.h>), отметим только те поля, которые нужно заполнить под свой драйвер (есть ещё несколько полей, которые требуют «технического» заполнения, их можно видеть в примере далее):

Здесь для нас важны:

- major уже встречавшийся нам старший номер для устройств такого класса (поддерживаемых этим модулем ядра), мы его ранее присвоили устройству принудительно, или получили в результате вызова register_blkdev(0, ...);
- minors максимальное число разделов, обслуживаемое на диске, это значение обсуждалось выше это поле заполнено вызовом alloc_disk(), оно, главным образом, для чтения;

• first_minor — номер minor, представляющий сам диск в /dev (например /dev/xda), последующие разделы диска (в пределах их максимального числа minors) получат соответствующие младшие номера, например, для /dev/xda5 будет использован номер first_minor + 5:

ls -l /dev/xda*

```
brw-rw---- 1 root disk 252, 0 нояб. 12 10:44 /dev/xda
brw-rw---- 1 root disk 252, 1 нояб. 12 10:44 /dev/xda1
brw-rw---- 1 root disk 252, 2 нояб. 12 10:44 /dev/xda2
brw-rw---- 1 root disk 252, 5 нояб. 12 10:46 /dev/xda5
```

• disk_name — имя диска, с которым он будет отображаться в /dev, родовое имя устройств "xd" (шаблон имени, **префикс** — драйвер может обслуживать более одного привода устройства) мы уже указывали в вызове типа:

```
register_blkdev(major, MY_DEVICE_NAME);
```

Теперь здесь мы можем персонифицировать имя для конкретного привода (если создаётся несколько устройств "xd", как в примере), нечто по типу:

```
snprintf(disk_name, DISK_NAME_LEN - 1, "xd%c", 'a' + i);
```

Это те имена (xda, xdb, xdc, ...), которые появятся в:

\$ cat /proc/partitions

major	minor	#	blocks	nar	ne
8		0	586157	04	sda
8		1	450560	000	sda1
8		2	30720	000	sda2
8		3	104857	60	sda3
11		0	10485	75	sr0
179		0	77742	208	mmcblk0
179		1	5220	81	mmcblk0p1
179		2	13221	.11	mmcblk0p2
252		0	40	96	xda
252		1	20	000	xda1
252		2		1	xda2
252		5	20	95	xda5
252	1	L6	40	96	xdb
252	3	32	40	96	xdc
252	2	18	40	96	xdd

 fops — адрес таблицы операций устройства, во многом аналогичной такой же для символьного устройства, которую мы детально обсудим вскоре;

Кроме непосредственно заполнения полей структуры struct gendisk примерно в этом месте делается занесение (в ту же структуру) полной ёмкости устройства, выраженной в **секторах** по 512 байт:

```
inline void set_capacity(struct gendisk*, sector_t size);
```

Завершение регистрации

Теперь структура struct gendisk выделена и заполнена, но это ещё не делает блочное устройство доступным для использования системе. Чтобы завершить все наши подготовительные операции, мы должны вызвать:

```
void add_disk(struct gendisk* gd);
```

Здесь gd и есть структура, которую мы так тщательно готовили накануне.

Вызов add_disk() достаточно **опасный**: как только происходит вызов, диск становится активным и его методы могут быть вызваны, независимо от нашего участия, асинхронно, в любое время. На самом же деле, первые такие вызовы происходят немедленно, даже ещё до того, как произойдёт возврат из самого вызова add_disk() (это можно наблюдать в системном журнале командой dmesg). Этим ранним вызовам мы обязаны

попыткам ядра вычитать начальные сектора диска в поисках таблицы разделов (MBR или GPT, см. ранее). Если к моменту вызова add_disk() драйвер ещё не полностью или некорректно инициализирован, то, с большой вероятностью, вызов приведёт к ошибке драйвера и, через некоторое, обычно короткое, время — к полному краху системы.

На этом регистрация устройства завершена, устройство создано в системе, и мы можем перейти к детальному рассмотрению теперь уже работы такого устройства.

Таблица операций устройства

Выше мы заполнили в структуре описания диска struct gendisk поле адреса fops — таблицу операций блочного устройства. Таблица функций struct block_device_operations (ищите её в <linux/blkdev.h>) по смыслу выполняет для блочного устройства ту же роль, что и таблица файловых операций символьного устройства struct file_operations, которая детально изучалась ранее (вид таблицы показан из ядра 3.5):

```
struct block_device_operations {
        int (*open) (struct block_device *, fmode_t);
        int (*release) (struct gendisk *, fmode_t);
        int (*ioctl) (struct block_device *, fmode_t, unsigned, unsigned long);
        int (*compat_ioctl) (struct block_device *, fmode_t, unsigned, unsigned long);
        int (*direct_access) (struct block_device *, sector_t,
                              void **, unsigned long *);
        unsigned int (*check_events) (struct gendisk *disk,
                                      unsigned int clearing);
        /* ->media_changed() is DEPRECATED, use ->check_events() instead */
        int (*media_changed) (struct gendisk *);
        void (*unlock_native_capacity) (struct gendisk *);
        int (*revalidate_disk) (struct gendisk *);
        int (*getgeo)(struct block_device *, struct hd_geometry *);
        /* this callback is with swap_lock and sometimes page table lock held */
        void (*swap_slot_free_notify) (struct block_device *, unsigned long);
        struct module *owner;
};
```

Примечание: Ещё до версии ядра 3.10 (3.9 и ниже, все 2.6.X) прототип метода release должен был возвращать значение int, но после этого (3.10 и старше) он имеет возвращаемое значение void (см. <linux/blkdev.h>) Поэтому мы должны здесь использовать условную компиляцию, что уже неоднократно показывалось.

Здесь всё относительно интуитивно понятно, и во многом напоминает то, что мы видим для символьных устройств. Операции open() и release() — это функции, вызываемые при открытии и закрытии устройства, весьма часто они вызываются **неявно**, и их не приходится описывать. Неявный их вызов означает, что они вызываются **ядром** в нескольких случаях, например: при загрузке драйвера после вызова add_disk() ядро пытается прочитать в своих интересах таблицу разделов (partititon) диска (MBR или GPT). Вызовы open() и release() всегда следуют за монтированием и размонтированием, соответственно, блочного устройства командами пользователя. Это можно наблюдать из кода и результатов испытаний модуля dubfl.ko (каталог примера dubfl):

```
# insmod dubfl.ko file=XXX
$ ls -l /dev/dbf
brw-rw---- 1 root disk 252, 1 май 20 18:57 /dev/dbf
# mount -t vfat /dev/dbf /mnt/xdb
# umount /dev/dbf
$ dmesg | tail -n2
[20961.008908] + open device /dev/dbf
[21129.476313] + close device /dev/dbf
```

В качестве образцов того, как используются некоторые простейшие функции из таблицы файловых операций, можно посмотреть то, как реализуются операции getgeo() (возвратить геометрию блочного устройства) и ioctl() из таблицы fops в архиве примеров:

```
common.c:
```

```
static struct block_device_operations mybdrv_fops = {
   .owner = THIS_MODULE,
   .ioctl = my_ioctl,
   .getgeo = my_getgeo
};
ioctl.c :
/* #include <linux/hdreg.h>
struct hd_geometry {
   unsigned char heads;
  unsigned char sectors;
  unsigned short cylinders;
  unsigned long start;
}; */
static int my_getgeo(struct block_device *bdev, struct hd_geometry *geo) {
   unsigned long sectors = (diskmb * 1024) * 2;
   DBG(KERN_INFO "getgeo\n");
   geo->heads = 4;
   geo->sectors = 16;
   geo->cylinders = sectors / geo->heads / geo->sectors;
   geo->start = geo->sectors;
   return 0;
};
static int my_ioctl(struct block_device *bdev, fmode_t mode,
                     unsigned int cmd, unsigned long arg) {
   DBG("ioctl cmd=%d\n", cmd);
   switch(cmd) {
      case HDIO_GETGEO: {
         struct hd_geometry geo;
         LOG("ioctk HDIO_GETGEO\n");
         my_getgeo(bdev, &geo);
         if(copy_to_user((void __user *)arg, &geo, sizeof(geo)))
            return -EFAULT;
         return 0;
      }
      default:
         DBG("ioctl unknown command\n");
         return -ENOTTY;
  }
}
```

Примечание: Используемые в этом архиве макросы ERR(), LOG(), DBG() определены в примерах только для компактности кода, не должны смущать, и скрывают под собой всего лишь printk():

```
#define ERR(...) printk(KERN_ERR "! "__VA_ARGS__)
#define LOG(...) printk(KERN_INFO "+ "__VA_ARGS__)
#define DBG(...) if(debug > 0) printk(KERN_DEBUG "# "__VA_ARGS__)
```

Современное ядро никак не связано с **геометрией** блочного устройства, устройство рассматривается как линейный массив **секторов** (в наших примерах это массив секторов последовательно размещённых в памяти).

Для работы операционной системы с блочным устройством не принципиально разбиение его пространства в терминах цилиндров, головок и числа секторов на дорожку. Но достаточно многие утилиты GNU для работы с дисковыми устройствами (fdisk, hdparm, ...) предполагают получение информации о геометрии диска. Чтобы не создавать неожиданностей при работе с этими утилитами, целесообразно реализовать показанные выше операции (без них может оказаться, что вы не сможете создать разделы на поддерживаемом вашим модулем устройстве). Посмотрим, что получилось в нашей реализации:

```
# insmod block_mod_s.ko
# hdparm -g /dev/xdd
/dev/xdd:
geometry = 128/4/16, sectors = 8192, start = 16
```

Примечание: Убедиться в том, что для работы Linux геометрия диска не имеет значения, можно на реальном флэш-диске записав с помощью той же утилиты hdparm произвольные значения Т/S (число секторов в одной дорожке), Н (число головок) и С (число цилиндров), но так, чтобы их произведение сохранило корректный общий размер диска, выраженный в секторах. При этом диск может выглядеть как имеющий совершенно разные геометрии, но при этом сохраняющий нормальную работоспособность. Геометрия диска, очевидно, имеет существенное значение для механических устройств, особенно для пересчёта линейного номера сектора в соответствующий номер цилиндра и перемещение головки. Это может использоваться в оптимизирующем механизме доступа к очереди запросов в ядре, но разработчик модуля не имеет доступа для влияния на этот механизм.

В таблице операций struct block_device_operations, конечно, находит некоторое отражение тот факт, что это операции именно блочного устройства. Например, если вы разрабатываете устройство со сменными носителями, то для проверки несменяемости носителя при каждом новом открытии устройства в open() нужно вызвать функцию API ядра check_disk_change(struct block_device*):

```
int open(struct block_device* dev, fmode_t mode) {
...
   check_disk_change(dev);
...
}
```

Но для проверки фактической смены носителя функция check_disk_change() осуществит обратным порядком вызов метода из вашей же таблицы операций:

```
int (*media_changed)(struct gendisk*);
```

Если носитель сменился, media_changed() возвращает ненулевое значение. Если будет возвращён признак смены носителя (ненулевое значение), ядро тут же вызовет ещё один метод из таблицы операций:

```
int (*revalidate_disk)(struct gendisk*);
```

Этот, реализованный вами, метод должен сделать всё необходимое, чтобы подготовить драйвера для операций **с новым** носителем (если устройство это RAM диск, как в примерах, то вызов должен, например, обнулить область памяти устройства). После осуществления вызова revalidate_disk(), ядро тут же предпримет попытку перечитать **таблицу разделов** устройства. Так обрабатываются сменные носители в блочных устройствах.

Примечание: Нужно различать устройство со сменным носителем, и сменное устройство. Например, устройства со сменным носителем — это: DVD/RW, Iomega ZIP и подобные устройства. А сменные устройства — это: hotplug жёсткие диски, USB флеш диски, или USB внешние дисковые накопители. Реинициализация драйвера в том и в другом случае происходит совершенно разными способами.

И последние замечания относительно таблицы операций:

- 1. Обновления и изменения (временами достаточно радикальные) в struct block_device_operations происходят довольно часто при изменении версии ядра: например, показанный выше вызов swap_slot_free_notify() в таблице (относящейся к версии 3.5) появился только начиная с ядра 2.6.35 (см. http://lxr.free-electrons.com/source/include/linux/blkdev.h?v=2.6.34);
- 2. При изменениях уже существующие и описанные в публикациях методы объявляются устаревшими (deprecated, они могут быть изъяты в последующем), так объявлен (с версии 2.6.38) обсуждавшийся ранее метод media_changed() и вместо него предложен метод check_events(), о чём и напоминает

```
комментарий:
```

Обмен данными

Всё, что было до сих пор — должно быть просто и понятно. Но, при внимательном рассмотрении, изумляет одна вещь: а где же сами операции чтения и записи данных устройства? А вот сами операции чтения и записи в таблице операций блочного устройства и **отсутствуют**! Они выполняются по-другому:

- получив запрос на чтение или запись ядро помещает запрос обслуживания в очередь, связанную с драйвером (которую мы инициализировали ранее);
- запросы в очереди ядро **пересортирует** так, чтобы оптимизировать выполнение последовательности запросов (например, минимизировать перемещения головок жёсткого диска, объединить два или более соседних запроса в один более протяжённый, ...);
- очередной (текущий крайний) запрос из очереди передаётся на обработку функции драйвера, которую мы определили для обработки запросов;
- направление (ввод или вывод) и параметры запроса (начальные сектора, число секторов и др.) определены в самом теле запроса.

Единичный запрос к блочному драйверу (struct request), в общем случае, представляется набором (вектором) из нескольких операций (struct bio, буфер памяти) одного типа (чтение или запись). Сектора для этих операций могут быть разбросаны по диску (не последовательны) в зависимости от характера файловой системы. Адреса получателей в памяти этих операций могут тоже быть разбросаны (вектор вводавывода, IOV). Вот обслуживание таких запросов и является задачей драйвера блочного устройства. Вот, в целом, и основная схема работы драйвера блочного устройства, хотя и очень огрублённо.

Но к этому времени мы рассмотрели все детали, необходимые для того, чтобы рассмотреть и понимать код работающего примера модуля блочного устройства (в архиве blkdev.tgz несколько альтернативных примеров, которые рассматриваются для сравнения). Первый обсуждаемый пример block_mod_s.c реализует собой блочное устройство в оперативной памяти (самый наглядный и простой для понимания случай).

Этот модуль реализован в файле block_mod_s.c с некоторым небольшими включениями, общими для всех приведенных вариантов блочных устройств, которые почти все были обсуждены выше, и вот последнее из таких включений:

common.h:

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/vmalloc.h>
#include <linux/blkdev.h>
#include <linux/genhd.h>
#include <linux/errno.h>
#include <linux/hdreg.h>
#include <linux/version.h>
#define KERNEL_SECTOR_SIZE 512

#if LINUX_VERSION_CODE > KERNEL_VERSION(2,6,35)
#define blk_fs_request(rq) ((rq)->cmd_type == REQ_TYPE_FS)
#endif

static int diskmb = 4;
module_param_named(size, diskmb, int, 0); // размер диска в Мb, по умолчанию - 4Mb
```

```
static int debug = 0;
module_param(debug, int, 0); // уровень отладочных сообщений

#define ERR(...) printk(KERN_ERR "! "__VA_ARGS__)

#define LOG(...) printk(KERN_INFO "+ "__VA_ARGS__)

#define DBG(...) if(debug > 0) printk(KERN_DEBUG "# "__VA_ARGS__)
```

Здесь, в частности, описан полезный в экспериментах параметр загрузки модуля diskmb — это объём создаваемого блочного устройства в мегабайтах.

Код модуля block_mod_s.c предполагает реализацию **трёх** альтернативных стратегий реализации обмена данными. Выбор осуществляется при загрузке модуля параметром mode. Значение параметра mode определяет какая функция обработки будет использоваться. Поэтому (для облегчения понимания), сначала мы рассмотрим полный код модуля, но исключим из него реализации самих обработчиков обмена, а позже по порядку рассмотрим как реализуются обработчики в каждой стратегии:

block_mod_s.c :

```
#include "../common.h"
static int major = 0;
module_param(major, int, 0);
static int hardsect_size = KERNEL_SECTOR_SIZE;
module_param(hardsect_size, int, 0);
static int ndevices = 4;
module_param(ndevices, int, 0);
// The different "request modes" we can use:
enum { RM\_SIMPLE = 0, // The extra-simple request function
       RM_FULL = 1,  // The full-blown version
RM_NOQUEUE = 2,  // Use make_request
    };
static int mode = RM_SIMPLE;
module_param(mode, int, 0);
static int nsectors;
struct disk_dev {
                              // The internal representation of our device.
                               // Device size in sectors
  int size;
  u8 *data;
                               // The data array
  spinlock_t lock;
                               // For mutual exclusion */
   struct request_queue *queue; // The device request queue */
   struct gendisk *gd;
                               // The gendisk structure */
};
static struct disk_dev *Devices = NULL;
static void simple_request(struct request_queue *q) { // Простой запрос с обработкой очереди
. . .
static void full_request(struct request_queue *q) { // Запрос с обработкой вектора ВІО
}
static void make_request(struct request_queue *q,
                         struct bio *bio) { // Прямое выполнение запроса без очереди
. . .
}
#include "../ioctl.c"
```

```
#include "../common.c"
#define MY DEVICE NAME "xd"
#define DEV MINORS
static void setup_device(struct disk_dev *dev, int which) { // Set up our internal device.
  memset(dev, 0, sizeof(struct disk_dev));
  dev->size = diskmb * 1024 * 1024;
   dev->data = vmalloc(dev->size);
   if(dev->data == NULL) {
      ERR("vmalloc failure.\n");
      return;
  }
   spin_lock_init(&dev->lock);
   switch(mode) { // The I/O queue mode
      case RM_NOQUEUE:
         dev->queue = blk_alloc_queue(GFP_KERNEL);
         if(dev->queue == NULL) goto out_vfree;
         blk_queue_make_request(dev->queue, make_request);
         break;
      case RM_FULL:
         dev->queue = blk_init_queue(full_request, &dev->lock);
         if(dev->queue == NULL) goto out_vfree;
         break;
      default:
         LOG("bad request mode %d, using simple\n", mode);
         /* fall into.. */
      case RM_SIMPLE:
         dev->queue = blk_init_queue(simple_request, &dev->lock);
         if(dev->queue == NULL) goto out_vfree;
   blk_queue_logical_block_size(dev->queue, hardsect_size); // Set the hardware sector size
   dev->queue->queuedata = dev;
   dev->gd = alloc_disk(DEV_MINORS);
                                                              // Число разделов при разбиении
   if(! dev->gd) {
      ERR("alloc_disk failure\n");
      goto out_vfree;
  }
   dev->gd->major = major;
   dev->gd->minors = DEV_MINORS;
   dev->gd->first_minor = which * DEV_MINORS;
   dev->gd->fops = &mybdrv_fops;
   dev->gd->queue = dev->queue;
   dev->gd->private_data = dev;
   snprintf(dev->gd->disk_name, 32, MY_DEVICE_NAME"%c", which + 'a');
   set_capacity(dev->gd, nsectors * (hardsect_size / KERNEL_SECTOR_SIZE));
   add_disk(dev->gd);
  return;
out vfree:
   if(dev->data) vfree(dev->data);
static int __init blk_init(void) {
  int i;
  nsectors = diskmb * 1024 * 1024 / hardsect_size;
  major = register_blkdev(major, MY_DEVICE_NAME);
   if(major <= 0) {
      ERR("unable to get major number\n");
```

```
return -EBUSY;
   }
   // Allocate the device array
  Devices = kmalloc(ndevices * sizeof(struct disk_dev), GFP_KERNEL);
   if(Devices == NULL) goto out_unregister;
   for(i = 0; i < ndevices; i++) // Initialize each device</pre>
      setup_device(Devices + i, i);
  return 0;
out_unregister:
  unregister_blkdev(major, MY_DEVICE_NAME);
   return -ENOMEM;
}
static void blk_exit(void) {
   for(i = 0; i < ndevices; i++) {
      struct disk_dev *dev = Devices + i;
      if(dev->gd) {
         del_gendisk(dev->gd);
         put_disk(dev->gd);
      }
      if(dev->queue) {
         if(mode == RM_NOQUEUE)
            blk_put_queue(dev->queue);
         else
            blk_cleanup_queue(dev->queue);
      if(dev->data) vfree(dev->data);
  }
   unregister_blkdev(major, MY_DEVICE_NAME);
   kfree(Devices);
}
MODULE_AUTHOR("Jonathan Corbet");
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej@front.ru>");
MODULE_LICENSE("GPL v2");
MODULE_VERSION("1.5");
```

Здесь собрано воедино всё то, что мы разрозненно обсуждали ранее. Нам осталось рассмотреть стратегии обработки, и как это реализуется.

Примечание: Для простоты, начать рассмотрение можно с примеров модулей block_mod_c.c и block_mod_e.c которые также реализуют равноценные блочные RAM-диски, но делают это только классическим, наиболее часто используемым способом, обслуживанием очереди управляемой ядром.

Классика: очередь и обслуживание ядром

Первый способ (mode=0), как уже упоминалось ранее, это почти классика написания модулей блочных устройств (90-95% драйверов, особенно механических дисковых устройств, используют эту стратегию). Обработка осуществляется двумя функциями:

```
<u>block_mod_s.c :</u>
```

```
... static int transfer(struct disk_dev *dev, unsigned long sector, unsigned long nsect, char *buffer, int write) { // Собственно обмен unsigned long offset = sector * KERNEL_SECTOR_SIZE;
```

```
unsigned long nbytes = nsect * KERNEL_SECTOR_SIZE;
  if((offset + nbytes) > dev->size) {
      ERR("beyond-end write (%ld %ld)\n", offset, nbytes);
      return -EIO:
  }
  if(write)
     memcpy(dev->data + offset, buffer, nbytes);
     memcpy(buffer, dev->data + offset, nbytes);
  return 0;
}
static void simple_request(struct request_queue *q) { // Простой запрос с обработкой очереди
  struct request *req;
  unsigned nr_sectors, sector;
  DBG("entering simple request routine\n");
  req = blk_fetch_request(q);
  while(req) {
      int ret = 0;
     struct disk_dev *dev = req->rq_disk->private_data;
     if(!blk_fs_request(req)) {
                                    // не валидный запрос
        ERR("skip non-fs request\n");
         __blk_end_request_all(req, -EIO);
        req = blk_fetch_request(q);
        continue;
     }
     nr_sectors = blk_rq_cur_sectors(req); // валидный запрос - обработка
      sector = blk_rq_pos(req);
     ret = transfer(dev, sector, nr_sectors, req->buffer, rq_data_dir(req));
     if(!__blk_end_request_cur(req, ret))
         req = blk_fetch_request(q);
  }
}
```

Ещё не обработанные (или не завершённые ранее) запросы выбираются из очереди ядра (request_queue) вызовом:

```
struct request* req blk_fetch_request(struct request_queue*);
```

Запрос может требовать выполнения специальных (управляющих) операций, не являющихся чтением или записью, и переданными «не тому» устройству — такие запросы отфильтровываются вызовом bool blk_fs_request(struct request*);

Если же запрос признан валидным, то из него извлекаются начальный сектор для обмена (blk_rq_pos(struct request*)), число секторов подлежащих обмену (blk_rq_cur_sectors(struct request*)), буфер ((struct request*)->buffer — в пространстве ядра!) и направление требуемого обмена (rq_data_dir(struct request*) — запись или чтение). Далее управление передаётся функции драйвера transfer(). Эта наша функция, проверив предварительно, что данные запрошены не за пределами протяжённости пространства устройства (это была бы грубая ошибка), осуществляет копирование данных в или из буфера ядра. Всё дальнейшее «разбрасывание» полученных данных получателю запроса делает ядро.

Независимо от того, успешно или по ошибке завершился очередной запрос, ядру нужно сообщить о его завершении и переходе к следующему запросу из очереди. Уведомление ядра выполняют вызовы:

```
__blk_end_request_all(struct request*, int errno);
__blk_end_request_cur(struct request*, int errno);
```

Здесь в errno сообщается результат операции: 0 в случае успеха, отрицательный код (как принято везде в ядре) в случае ошибки. После этих вызовов текущий запрос считается обработанным и удаляется из очереди.

Примечание: В API блочных операций практически всем вызовам «с подчёркиванием» существуют парные

вызовы «без подчёркивания», например, ___blk_end_request_all() соответствует blk_end_request_all(). Разница в том, что первые (с ___) сами захватывают блокировку монопольного использования очереди (помните, мы инициализировали её в самом начале, вместе с очередью?). А для вторых это должен обеспечить программист функции, они должны выполняться с уже захваченной блокировкой, но это предоставляет дополнительную гибкость разработчику. Но если вы механически замените в коде форму «с подчёркиванием» на «без подчёркивания» без соответствующих изменений в коде — то это прямой путь тут же «подвесить» операционную систему в целом.

Вот, собственно, и вся «классическая» стратегия. Она описана специально очень поверхностно, потому, что детальный разбор того, что происходит с очередью и запросом — это очень увлекательное исследование, но оно не нужно для того, чтобы писать драйвер: показанный код (с минимальными вариациями) является **шаблоном** для написания обработчиков.

Очередь и обработка запроса в драйвере

Следующий вариант (mode=1) оказывается сложнее по смыслу происходящего, но столь же прост в реализации.

Каждая структура struct request (единичный блочный запрос в очереди) представляет собой один запрос ввода/вывода, хотя этот запрос может быть образован как результат слияния нескольких самостоятельных запросов, проделанного планирующими механизмами ядра (оптимизацией запросов). Секторы, являющиеся адресатом любого конкретного запроса, могут быть распределены по всей оперативной памяти получателя (представлять вектор ввода/вывода), хотя они всегда соответствуют на блочном устройстве набору последовательных секторов. Запрос (struct request) представлен в виде вектора сегментов, каждый из которых соответствует одному буферу в памяти (struct bio). Ядра может объединить в один запрос несколько элементов вектора, связанных со смежными секторами на диске. Структура struct bio является низкоуровневым описанием элемента запроса блочного ввода/вывода (struct request) — такого уровня детализации нам уже достаточно, чтобы продолжить писать драйвер.

В этой стратегии функциями самого драйвера будет производится последовательная обработка всей последовательности struct bio, переданных в составе единичного struct request:

block_mod_s.c :

```
static int xfer_bio(struct disk_dev *dev, struct bio *bio) { // Передача одиночного ВІО.
  int i, ret;
   struct bio_vec *bvec;
   sector_t sector = bio->bi_sector;
   DBG("entering xfer_bio routine\n");
  bio_for_each_segment(bvec, bio, i) { // Работаем с каждым сегментом независимо.
      char *buffer;
      sector_t nr_sectors;
#if LINUX_VERSION_CODE < KERNEL_VERSION(3,11,0)</pre>
      buffer = __bio_kmap_atomic(bio, i, KM_USER0);
#else
      buffer = __bio_kmap_atomic(bio, i);
#endif
      nr_sectors = bio_sectors(bio);
      ret = transfer(dev, sector, nr_sectors, buffer, bio_data_dir(bio) == WRITE);
      if(ret != 0) return ret;
      sector += nr_sectors;
#if LINUX_VERSION_CODE < KERNEL_VERSION(3,11,0)</pre>
      __bio_kunmap_atomic(bio, KM_USER0);
       _bio_kunmap_atomic(bio);
#endif
```

```
}
   return 0;
}
static int xfer_request(struct disk_dev *dev, struct request *req) { // Передача всего запроса.
   struct bio *bio;
   int nsect = 0;
  DBG("entering xfer_request routine\n");
   __rq_for_each_bio(bio, req) {
      xfer_bio(dev, bio);
      nsect += bio->bi_size / KERNEL_SECTOR_SIZE;
  }
   return nsect;
}
static void full_request(struct request_queue *q) { // запрос с обработкой вектора ВІО
   struct request *req;
   int sectors_xferred;
   DBG("entering full request routine\n");
   req = blk_fetch_request(q);
  while(req) {
      struct disk_dev *dev = req->rq_disk->private_data;
      if(!blk_fs_request(req)) {
                                                  // невалидный запрос
         ERR("skip non-fs request\n");
          _blk_end_request_all(req, -EIO);
         req = blk_fetch_request(q);
         continue;
      }
      sectors_xferred = xfer_request(dev, req);
                                                  // валидный запрос - обработка
      if(!__blk_end_request_cur(req, 0))
         req = blk_fetch_request(q);
  }
}
```

Koд обработчика full_request() чрезвычайно похож на предыдущий случай simple_request() (а как могло быть иначе? — их даже можно было бы объединить в единый код), только вместо передачи transfer() вызывается xfer_request(), которая, последовательно пробегая для каждой struct bio в запросе, вызывает для каждого элемента вектора xfer_bio(). Эта функция извлекает параметры, и осуществляет обмен данными для единичного сегмента, используя уже знакомую нам функцию transfer().

Отказ от очереди

Очереди запросов в ядре реализуют интерфейс подключения модулей, которые представляют собой различные планировщики ввода/вывода (транспортёр, elevator). Работой планировщика ввода/вывода является переупорядочение очереди так, чтобы предоставлять запросы ввода/вывода драйверу в такой последовательности, которая максимизировала бы производительность. Планировщик ввода/вывода также отвечает за объединение прилегающих запросов: когда в планировщик ввода/вывода получает новый запрос, он ищет в очереди запросы, относящиеся к прилегающим секторам, если таковые нашлись, он объединяет такие запросы (если результирующий запрос в не будет нарушать некоторые условия, например, не будет слишком большим). В некоторых случаях, когда производительность не зависит от расположения секторов и последовательности обращений (RAM-диски, флеш память, ...) можно отказаться от планировщика, предоставив для очереди свой планировщик, который будет немедленно получать запрос по его поступлений.

Это третья (mode=2) из рассматриваемых нами стратегий (отказ от очереди). В этом случае мы совершенно по другому создаём и инициализируем очередь в ядре для устройства:

```
case RM_NOQUEUE:
    dev->queue = blk_alloc_queue(GFP_KERNEL);
```

```
if(dev->queue == NULL) goto out_vfree;
blk_queue_make_request(dev->queue, make_request);
break;
```

Мы устанавливаем для такой очереди свой обработчик всех единичных сегментов (struct bio), требующих обслуживания (без оптимизации, слияний и т.п.):

```
#if LINUX_VERSION_CODE <= KERNEL_VERSION(3,1,0)
static int make_request(struct request_queue *q, struct bio *bio) {
#else
static void make_request(struct request_queue *q, struct bio *bio) {
#endif
    struct disk_dev *dev = q->queuedata; // прямое выполнение запроса без очереди
    int status = xfer_bio(dev, bio);
    bio_endio(bio, status);
#if LINUX_VERSION_CODE <= KERNEL_VERSION(3,1,0)
    return 0;
#endif
}</pre>
```

Функцию xfer_bio() мы уже видели ранее, в предыдущем варианте.

Вот на этом и исчерпываются наши варианты организации обработки потока данных в модуле блочного устройства.

Пример перманентных данных

Ещё одним примеров, представленным в архиве, является модуль блочного устройства dubfl.c — здесь носитель данных изменён из оперативной памяти на реальный дисковый файл (предварительно созданный). Таким образом наш RAM-диск превращается в перманентный, сохраняющим своё содержимое между последовательными включениями и выключениями питания компьютера. Это позволяет производительнее экспериментировать с кодом модуля. Кроме того, код модуль демонстрирует некоторые любопытные детали работы с файловыми системами из модуля ядра, ... но это выходит за рамки нашего рассмотрения.

Важной отличительной особенностью этой реализации есть то, что она позволяет продемонстрировать и изучить технику **сменных носителей**: данные из внешнего файла загружаются при монтировании (открытии) устройства, и сохраняются в файл с произведенными в сеансе изменениями, когда устройство закрывается.

Некоторые важные АРІ

Неприятностью является то, что API блочных устройств достаточно быстро изменяется, то, что было работоспособно ещё в ядре, скажем, 2.6.29 — уже даже не компилируется в ядре 3.0. Некоторую (но недостаточно полную) справку по API блочных устройств в ядре можно найти по ссылке: http://www.hep.by/gnu/kernel/kernel-api/blkdev.html

Результаты тестирования

Теперь мы можем закончить рассмотрение созданных модулей блочных устройств объёмным тестированием того, что получено:

```
# insmod block_mod_s.ko

# ls -l /dev/x*

brw-rw---- 1 root disk 252, 0 HOSG. 13 02:01 /dev/xda

brw-rw---- 1 root disk 252, 16 HOSG. 13 02:01 /dev/xdb

brw-rw---- 1 root disk 252, 32 HOSG. 13 02:01 /dev/xdc

brw-rw---- 1 root disk 252, 48 HOSG. 13 02:01 /dev/xdd

# hdparm -g /dev/xdd
```

```
/dev/xdd:
    geometry = 128/4/16, sectors = 8192, start = 16
# mkfs.vfat /dev/xdd
mkfs.vfat 3.0.12 (29 Oct 2011)
```

Создадим некоторую структуру разделов с помощью fdisk (детали процесса не показаны из экономии — всё делается тривиальным способом), после чего:

```
# fdisk -l /dev/xda
Диск /dev/xda: 4 МБ, 4194304 байт
4 heads, 16 sectors/track, 128 cylinders, всего 8192 секторов
Units = sectors of 1 * 512 = 512 bytes
Sector size (logical/physical): 512 bytes / 512 bytes
I/O size (minimum/optimal): 512 bytes / 512 bytes
Disk identifier: 0x2fb10b5b
```

Устр-во Загр	Начало	Конец	Блоки	Id	Система
/dev/xda1	1	2000	1000	83	Linux
/dev/xda2	2001	5000	1500	5	Расширенный
/dev/xda3	5001	8191	1595+	83	Linux
/dev/xda5	2002	3500	749+	83	Linux
/dev/xda6	3502	5000	749+	83	Linux
# ls -l /dev/x*					

```
# ls -l /dev/x*
```

```
brw-rw---- 1 root disk 252, 0 нояб. 13 02:11 /dev/xda
brw-rw---- 1 root disk 252, 1 нояб. 13 02:11 /dev/xda1
brw-rw---- 1 root disk 252, 2 нояб. 13 02:11 /dev/xda2
brw-rw---- 1 root disk 252, 3 нояб. 13 02:11 /dev/xda3
brw-rw---- 1 root disk 252, 5 нояб. 13 02:11 /dev/xda5
brw-rw---- 1 root disk 252, 6 нояб. 13 02:11 /dev/xda6
brw-rw---- 1 root disk 252, 16 нояб. 13 02:01 /dev/xdb
brw-rw---- 1 root disk 252, 32 нояб. 13 02:01 /dev/xdc
brw-rw---- 1 root disk 252, 48 нояб. 13 02:06 /dev/xdd
```

Отформатируем пару разделов на /dev/xda (диск /dev/xdd я уже отформатировал ранее в FAT-32 без разметки на разделы, как дискету):

```
# mkfs.ext2 /dev/xda1
mke2fs 1.42.3 (14-May-2012)
. . .
# fsck /dev/xda1
fsck из util-linux 2.21.2
e2fsck 1.42.3 (14-May-2012)
/dev/xda1: clean, 11/128 files, 38/1000 blocks
# mkfs.ext2 /dev/xda5
mke2fs 1.42.3 (14-May-2012)
# fsck /dev/xda5
fsck из util-linux 2.21.2
e2fsck 1.42.3 (14-May-2012)
# fsck /dev/xdd
fsck из util-linux 2.21.2
dosfsck 3.0.12, 29 Oct 2011, FAT32, LFN
/dev/xdd: 0 files, 0/2036 clusters
```

Теперь мы можем смонтировать диски (из числа отформатированных) в заранее созданные каталоги:

```
# ls /mnt
dska dskb dskc dskd dske efi iso
# mount -tvfat /dev/xdd /mnt/dskd
# mount -text2 /dev/xda1 /mnt/dska
# mount -text2 /dev/xda5 /mnt/dskb
# mount | grep /xd
/dev/xdd on /mnt/dskd type vfat (rw,relatime,fmask=0022,dmask=0022,codepage=cp437,
```

```
iocharset=ascii, shortname=mixed, errors=remount-ro)
/dev/xda1 on /mnt/dska type ext2 (rw,relatime)
/dev/xda5 on /mnt/dskb type ext2 (rw,relatime)
# df | grep /xd
/dev/xdd
                      4072
                                       0
                                             4072
                                                             0% /mnt/dskd
/dev/xda1
                       979
                                      17
                                              912
                                                              2% /mnt/dska
/dev/xda5
                       731
                                              678
                                                              3% /mnt/dskb
                                     16
```

И проверим файловые операции копирования на этих файловых системах (я уже не один раз повторял, что нет лучше POSIX тестов, чем стандартные GNU утилиты):

```
# echo ++++++++++++++++++++++++++++++++ > /mnt/dska/f1
# cp /mnt/dska/f1 /mnt/dskb/f2
# cp /mnt/dskb/f2 /mnt/dskd/f3
# cat /mnt/dskd/f3
++++++++++++++++++++
# tree /mnt/dsk*
/mnt/dska
|-- f1
`-- lost+found
/mnt/dskb
I-- f2
`-- lost+found
/mnt/dskc
/mnt/dskd
`-- f3
/mnt/dske
2 directories, 3 files
```

В итоге мы должны получить дисковые устройства, с точки зрения **любых** утилит Linux ничем не отличающиеся от существующих дисковых устройств, например, выполнение операций группового копирования:

1% /mnt/xda1

1% /mnt/xda2

2% /mnt/xdb

```
$ sudo cp block_mod.ELDD_14 /mnt/xda1 -R
$ sudo cp block_mod.ELDD_14 /mnt/xda2 -R
$ sudo cp block_mod.ELDD_14 /mnt/xdb -R
$ df | grep xd
/dev/xda1
                      2028
                                     18
                                            2010
/dev/xda2
                      2028
                                    18
                                            2010
/dev/xdb
                      3963
                                            3716
                                    43
$ tree /mnt
/mnt
 — sysimage
    └─ home
  - xda1
    └─ block_mod.ELDD_14
        ├─ block_mod_e.c
         — block_mod_e.fc15.hist
         — block_mod_orig.tgz

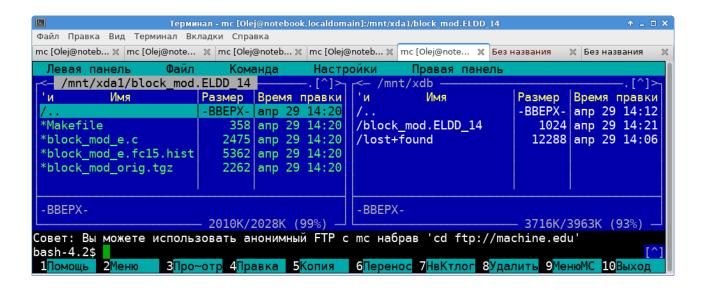
    Makefile

   xda2
    └─ block_mod.ELDD_14
        block_mod_e.c
        block_mod_e.fc15.hist
         block_mod_orig.tgz

    Makefile

  - xdb
    ├─ block_mod.ELDD_14
        ├─ block_mod_e.c
         — block_mod_e.fc15.hist
         — block_mod_orig.tgz
```

9 directories, 12 files



И ещё полезный пример, подтверждающий то, что реализация операций open() и release() для блочного устройства вовсе не являются критически необходимой (за исключением случаев, когда они обеспечивают специальные цели, такие, например, как подсчёт пользователей, работающих с устройством):

```
# lsmod | head -n4

Module Size Used by

vfat 17208 1

fat 54611 1 vfat

block_mod_s 13210 4

# rmmod block_mod_s

Error: Module block_mod_s is in use
```

Число счётчика ссылок на модуль не нулевое! ... естественно, до тех пор, пока мы не размонтируем все используемые диски этого модуля:

```
# umount /mnt/dska
# umount /mnt/dskb
# umount /mnt/dskd
# lsmod | grep ^block
block_mod_s 13210 0
# rmmod block_mod_s
# ls /dev/xd*
ls: невозможно получить доступ к /dev/xd*: Нет такого файла или каталога
```

А вот что показывает **сравнительное** тестирование скорости созданных дисковых устройств, выполненное типовой GNU утилитой, для разных выбранных стратегий обработки запросов ввода/вывода:

```
# hdparm -t /dev/xda
/dev/xda:
Timing buffered disk reads: 4 MB in 0.01 seconds = 371.92 MB/sec
```

Видны весьма значительные различия в производительности ... , но это уже предмет для совсем другого рассмотрения.

И ещё несколько примеров с перманентным сохранением данных:

```
$ time dd if=/dev/zero of=./XXX bs=512 count=10000
10000+0 записей считано
10000+0 записей написано
скопировано 5120000 байт (5,1 MB), 0,0414243 c, 124 MB/c
real 0m0.086s
user 0m0.007s
sys 0m0.049s
$ ls -l XXX
-rw-rw-r--. 1 olej olej 5120000 anp. 26 16:18 XXX
```

Здесь мы создали «сырой» файл размером 5Mb, который и будет образом носителя для нашего будущего блочного устройства.

Загружаем модуль блочного устройства, который загружает и выгружает свои данные в этот файл между сеансами своего использования:

```
$ sudo insmod dubfl.ko file=XXX
$ ls -l /dev/db*
brw-rw----. 1 root disk 252, 1 anp. 26 16:20 /dev/dbf
$ sudo hdparm -t /dev/dbf
/dev/dbf:
Timing buffered disk reads: 4 MB in 0.01 seconds = 393.04 MB/sec
$ sudo mkfs.vfat /dev/dbf
mkfs.vfat 3.0.12 (29 Oct 2011)
$ ls /mnt
common
$ sudo mount -t vfat /dev/dbf /mnt/common/
$ df | grep dbf
                     4974
                                           4974
                                                           0% /mnt/common
/dev/dbf
$ sudo cp -R block_mod.ELDD_14 /mnt/common
$ tree /mnt/common/
/mnt/common/
└─ block_mod.ELDD_14
    block_mod_e.c
    block_mod_e.fc15.hist
    block_mod_e.ko
    block_mod_orig.tgz
    └─ Makefile
1 directory, 5 files
$ lsmod | head -n5
Module
                       Size Used by
vfat
                      17209 1
                      54645 1 vfat
fat
dubfl
                      13074 1
tcp_lp
                      12584 0
$ sudo umount /mnt/common
$ lsmod | head -n5
Module
                       Size Used by
vfat
                      17209 0
                      54645 1 vfat
fat
                      13074 0
dubfl
                      12584 0
tcp_lp
$ sudo rmmod dubfl
```

Здесь мы выгрузили модуль из памяти, но мы можем, для достоверности, вообще перезагрузить компьютер, а затем возобновить работу со своими данными:

```
$ sudo reboot
...
$ sudo insmod dubfl.ko file=XXX
$ sudo mount -t vfat /dev/dbf /mnt/common/
$ ls -R /mnt/common
/mnt/common:
block_mod.ELDD_14
/mnt/common/block_mod.ELDD_14:
block_mod_e.c block_mod_e.fc15.hist block_mod_e.ko block_mod_orig.tgz Makefile
$ df | grep dbf
/dev/dbf 4974 176 4798 4% /mnt/common
```

Файловая система FUSE

Задача создания драйвера блочных устройств, во-первых, и весьма сложна, не очевидна, и меняется от версии к версии, а, во-вторых, не так часто возникает перед прикладным разработчиком. Именно поэтому мы не стали выше адаптировать рабочие примеры под следующие версии ядра, где они рабочими быть перестали... Но основные идеи, канва, там понятны, и они остаются неизменными от версии к версии.

Но есть и совершенно другой путь создания драйверов блочных устройств, ставший в последнее десятилетие массово применяемым в разнообразных проектах, и это — FUSE (Filesystem in Userspace). Сложность и трудоёмкость работы, при использовании этой технологии, снижается в разы, и она подъёмна для среднего начинающего но упрямого студента...

Файловая система FUSE — это активно развивающийся, до сих пор, проект, позволяющий вам строить свои самые разнообразные файловые системы, вообще не прибегая к программированию в ядре. Начиная с ядра 2.6.14, файловая система FUSE включена как стандартный компонент дерева исходных кодов ядра Linux. Огромным преимуществом FUSE является то, что для монтирования файловых систем FUSE не требуются привилегии суперпользователя root.

Идея FUSE состоит в том, чтобы сформировать в своём **приложении** (в адресном пространстве пользователя) таблицу **файловых операций** (во многом подобно тому, как мы это делаем в драйверах устройств ядра) но несколько другого определения (<fuse.h>):

```
struct fuse_operations {
        int (*getattr) (const char *, struct stat *);
        int (*readlink) (const char *, char *, size_t);
        /* Deprecated, use readdir() instead */
        int (*getdir) (const char *, fuse_dirh_t, fuse_dirfil_t);
        int (*mknod) (const char *, mode_t, dev_t);
        int (*mkdir) (const char *, mode t);
        int (*unlink) (const char *);
        int (*rmdir) (const char *);
        int (*symlink) (const char *, const char *);
        int (*rename) (const char *, const char *);
        int (*link) (const char *, const char *);
        int (*chmod) (const char *, mode_t);
        int (*chown) (const char *, uid_t, gid_t);
        int (*truncate) (const char *, off_t);
        /* Deprecated, use utimens() instead. */
        int (*utime) (const char *, struct utimbuf *);
        int (*open) (const char *, struct fuse_file_info *);
        int (*read) (const char *, char *, size_t, off_t, struct fuse_file_info *);
        int (*write) (const char *, const char *, size_t, off_t, struct fuse_file_info *);
        int (*statfs) (const char *, struct statvfs *);
        int (*flush) (const char *, struct fuse_file_info *);
```

```
int (*release) (const char *, struct fuse_file_info *);
        int (*fsync) (const char *, int, struct fuse_file_info *);
        int (*setxattr) (const char *, const char *, const char *, size_t, int);
        int (*getxattr) (const char *, const char *, char *, size_t);
        int (*listxattr) (const char *, char *, size_t);
        int (*removexattr) (const char *, const char *);
        int (*opendir) (const char *, struct fuse_file_info *);
        int (*readdir) (const char *, void *, fuse_fill_dir_t, off_t, struct fuse_file_info *);
        int (*releasedir) (const char *, struct fuse_file_info *);
        int (*fsyncdir) (const char *, int, struct fuse_file_info *);
        void *(*init) (struct fuse_conn_info *conn);
        void (*destroy) (void *);
        int (*access) (const char *, int);
        int (*create) (const char *, mode_t, struct fuse_file_info *);
        int (*ftruncate) (const char *, off_t, struct fuse_file_info *);
        int (*fgetattr) (const char *, struct stat *, struct fuse_file_info *);
        int (*lock) (const char *, struct fuse_file_info *, int cmd, struct flock *);
        int (*utimens) (const char *, const struct timespec tv[2]);
        int (*bmap) (const char *, size_t blocksize, uint64_t *idx);
        unsigned int flag_nullpath_ok:1;
        unsigned int flag_nopath:1;
        unsigned int flag_utime_omit_ok:1;
        unsigned int flag_reserved:29;
        int (*ioctl) (const char *, int cmd, void *arg, struct fuse_file_info *,
                      unsigned int flags, void *data);
        int (*poll) (const char *, struct fuse_file_info *, struct fuse_pollhandle *ph,
                     unsigned *reventsp);
        int (*write_buf) (const char *, struct fuse_bufvec *buf, off_t off,
                          struct fuse_file_info *);
        int (*read_buf) (const char *, struct fuse_bufvec **bufp, size_t size, off_t off,
                         struct fuse_file_info *);
        int (*flock) (const char *, struct fuse_file_info *, int op);
        int (*fallocate) (const char *, int, off_t, off_t, struct fuse_file_info *);
};
```

Остроумная идея FUSE состоит в том, что, получив из **любого** пользовательского приложения запрос на выполнение файлового системного вызова к этой системе, ядро не выполняет этот запрос самостоятельно, а «перепасовывает» его на выполнение обратно в пользовательское пространство (демону FUSE) согласно этой определённой вами таблице.

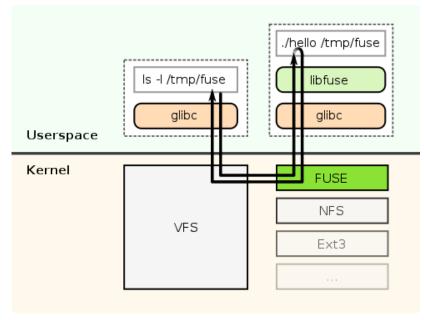


Рисунок: Взаимодействие компонент FUSE при работе пользовательской файловой системы (рисунок из документации проекта).

Не ужасайтесь общим размером показанной выше таблицы операций — из них всех вам нужно определить в своём приложении только самый минимум конкретно необходимых операций, все остальные либо принимают разумные реализации по умолчанию, либо ошибкой сообщают о нереализованности при их исполнении:

```
int main(int argc, char *argv[]) {
    fuse_operations own_oper = {
                                                // таблица операций
        .getattr = own_getattr,
                                                // атрибуты файла
        .mknod = own_mknod,
        .mkdir = own_mkdir,
        .unlink = own_unlink,
                                                 // удалить файл
        .rmdir = own_rmdir,
                                                 // удалить каталог
        .rename = own_rename,
        .open = own_open,
        .read = own_read,
                                                 // чтение открытого файла
        .write = own_write,
                                                 // запись в открытый файл
        .readdir = own_readdir,
   }
    return fuse_main(argc, argv, &my_oper, NULL); // передаём данные ядру ОС (модулю FUSE)
}
```

И всё! Вот как выглядит общая схема **любой** реализации пользовательской файловой системы FUSE — после запуска приложение завершается, а новая файловая система остаётся смонтированной к указанному в argv[1] пути (как будет показано вскоре).

Сама подсистема FUSE, скорее всего, уже установлена в вашем дистрибутиве по умолчанию, в виду её применения в многих десятках проектах, особенно в области мобильных гаджетов: цифровых фотоаппаратов, видеокамер, диктофонов...

```
$ aptitude search fuse | grep ^i
```

```
i exfat-fuse - драйвер чтения и записи exFAT для FUSE
```

- i fuse файловая система в пользовательском окружении
- i gvfs-fuse userspace virtual filesystem fuse server
- i ifuse FUSE-модуль для устройств iPhone и iPod Touch
- i libfuse2 Filesystem in Userspace (library)

Но вот средства разработки к ней (заголовочные файлы, библиотеки) вам придётся устанавливать дополнительно, что проверяем так:

```
$ pkg-config fuse --cflags --libs
```

```
Package fuse was not found in the pkg-config search path.
Perhaps you should add the directory containing `fuse.pc'
to the PKG_CONFIG_PATH environment variable
No package 'fuse' found
```

Но этому легко помочь:

\$ sudo apt install libfuse-dev

```
Чтение списков пакетов... Готово
Построение дерева зависимостей
Чтение информации о состоянии... Готово
Следующие НОВЫЕ пакеты будут установлены:
libfuse-dev
```

Обновлено 0 пакетов, установлено 1 новых пакетов, для удаления отмечено 0 пакетов, и 0 пакетов не обновлено.

Необходимо скачать 105 kB архивов.

После данной операции объём занятого дискового пространства возрастёт на 596 kB.

Пол:1 http://ubuntu.volia.net/ubuntu-archive focal/main amd64 libfuse-dev amd64 2.9.9-3 [105 kB] Получено 105 kB за 0c (752 kB/s)

```
Выбор ранее не выбранного пакета libfuse-dev.

(Чтение базы данных ... на данный момент установлено 477514 файлов и каталогов.)

Подготовка к распаковке .../libfuse-dev_2.9.9-3_amd64.deb ...

Распаковывается libfuse-dev (2.9.9-3) ...

Настраивается пакет libfuse-dev (2.9.9-3) ...

$ pkg-config fuse --cflags --libs

-D_FILE_OFFSET_BITS=64 -I/usr/include/fuse -lfuse -pthread
```

Реализация функциональности FUSE в ядре обеспечивается модулем, если сборщики конфигурировали его как модуль (показан дистрибутив LMDE5):

Но подсистема настолько популярна, что некоторые её просто вкомпилируют в ядро (Mint 20.3), и модуля fuse вы здесь просто не увидите:

```
$ grep FUSE /lib/modules/`uname -r`/build/.config
CONFIG_FUSE_FS=y
# CONFIG_AUFS_BR_FUSE is not set
```

А в пространстве пользователя поддержка обеспечивается обеспечивается библиотеками, которые мы и установили выше:

```
$ ls -lL /usr/lib/x86_64-linux-gnu/*fuse*
-rw-r--r-- 1 root root 373720 map 7 2020 /usr/lib/x86_64-linux-gnu/libfuse.a
-rw-r--r-- 1 root root 252184 map 7 2020 /usr/lib/x86_64-linux-gnu/libfuse.so
-rw-r--r-- 1 root root 252184 map 7 2020 /usr/lib/x86_64-linux-gnu/libfuse.so.2
-rw-r--r-- 1 root root 252184 map 7 2020 /usr/lib/x86_64-linux-gnu/libfuse.so.2.9.9
```

Примечание: У FUSE есть такая странная особенность, что в коде реализации приложения **обязательно** должна быть явно указана версия используемой ветки FUSE, которые отличаются (без этого сборка завершится ошибкой). Например так:

```
#define FUSE_USE_VERSION 26
```

Детальный разбор кода файловых систем FUSE выходит за рамки нашей тематики, но несколько болееменее работоспособных примеров (для экспериментирования) собраны в каталоге FUSE. И выглядит это, в общем виде, как-то так (показана ущербная, схематичная реализация, но достаточная для того чтобы наметить способ реализации):

```
$ ./fuse ./root
$ mount | grep fuse.fuse
/home/olej/2022/own.BOOKs/BHV.kernel/examples.inWORK/FUSE/fuse.c/fuse on
/home/olej/2022/own.BOOKs/BHV.kernel/examples.inWORK/FUSE/fuse.c/root
type fuse.fuse (rw,nosuid,nodev,relatime,user_id=1000,group_id=1000)
```

Приложение завершилось, но файловая система примонтирована к указанной точке и готова к использованию (обратите внимание, что всё это сделано от лица ординарного пользователя).

```
$ ls -l root

итого 0

$ mkdir root/d1

$ mkdir root/d1/d2

$ tree root

root

d1

d2

2 directories, 0 files

$ touch root/d1/f1

touch: установка временных отметок 'root/d1/f1': Функция не реализована
$ touch root/d1/d2/f2
```

```
touch: установка временных отметок 'root/d1/d2/f2': Функция не реализована
$ tree root
root
└─ d1
    ├-- d2
       └─ f2
2 directories, 2 files
$ ls -lR root
root:
итого 0
drw-rw-rw- 2 root root 0 янв 1 1970 d1
root/d1:
итого 0
drw-rw-rw- 2 root root 0 янв 1 1970 d2
-rw-rw-rw- 1 root root 0 янв 1 1970 f1
root/d1/d2:
итого 0
-rw-rw-rw- 1 root root 0 янв 1 1970 f2
$ umount ./root
$ tree root
root
0 directories, 0 files
```

Возникает закономерный вопрос: если собранное приложение FUSE после запуска завершается, а код выполняется в форме демона, то как отлаживать код реализующих функций в таблице операций?:

Для этого есть вариант запуска приложения (который не легко обнаружить по документации) с отладочной опцией - d, когда ваше приложение будет выполняться без демонизации, и с выводом как собственных отладочных сообщений, так и ваших собственных из кода функций:

```
$ ./fuse ./r1 -d
FUSE library version: 2.9.9
nullpath_ok: 0
nopath: 0
utime_omit_ok: 0
unique: 2, opcode: INIT (26), nodeid: 0, insize: 56, pid: 0
INIT: 7.31
flags=0x03fffffb
max_readahead=0x00020000
...
```

Такой отладочный режим будет диагностировать пошаговую реакцию на каждое ваше действие со стандартными утилитами над файловой системой: rmmod, ls, cat, echo...

Главная же цель показанного состоит в том, что для тестирования и использования такой файловой системы, созданной из пользовательского приложения, мы не используем никаких возможностей и команд, сверх всего набора утилит POSIX/Linux.

Из показанного уже понятно, и это огромное достоинство FUSE, что разработку новых файловых систем (потому что это пользовательское пространство) можно вести не только на языке C, но на любом из множества языков программирования высокого уровня, представленных в Linux: C++, Python, Java, Go ... И множество инструментов-интерфейсов с различных языков программирования, от сторонних разработчиков, не заставили себя ждать! Например, для Python вам для этого нужно установить:

```
$ sudo pip install fusepy
```

```
Collecting fusepy
Downloading fusepy-3.0.1.tar.gz (11 kB)
Preparing metadata (setup.py) ... done
Building wheels for collected packages: fusepy
Building wheel for fusepy (setup.py) ... done
Created wheel for fusepy: filename=fusepy-3.0.1-py3-none-any.whl size=10503
sha256=4149080183205ba5bcd1a46fe6700d493437338caad15491a84b6ad038037156
Stored in directory:
/root/.cache/pip/wheels/7f/41/10/f70b83a1164fdb95e7bc37bace13114a024227e56c2fee02bb
Successfully built fusepy
Installing collected packages: fusepy
Successfully installed fusepy-3.0.1
```

Интерфейс /proc

Интерфейс к файловым именам /proc (procfs) и более поздний (по времени создания) интерфейс к именам /sys (sysfs) рассматривается как канал передачи диагностической (из) и управляющей (в) информации для модуля. Такой способ взаимодействия с модулем может полностью заменить средства вызова ioctl() для устройств, который устаревший и считается опасным (из-за отсутствия контроля типизации в ioctl()).

Любое изменение в состояниях подсистемы ввода-вывода: загрузка нового модуля ядра, горячее подключение-отключение реального устройства и многие другие события будут порождать многочисленные автоматические изменения в иерархии файловых структур /proc и /sys, и изменения содержимого их псевдофайлов. Но эти изменения происходят автоматически, независимо от выполнения кода пользователя (средствами sysfs, сокета netlink и подсистемы udev, которые уже упоминались). Нас же в этой части рассмотрения будут интересовать возможности ручного создания путевых имён в /proc и /sys (или древовидной иерархии имён). Эти имена должны создаваться сверх действий sysfs, из кода загружаемого пользовательского модуля. Такие именованные псевдофайлы и должны служить шлюзами из пользовательского пространства к значениям переменных внутри кода модуля.

В настоящее время сложилась тенденция некоторые управляющие функции переносить из /proc в /sys, отображения путевых имён модулем в эти две подсистемы по своему назначению и возможностям являются очень подобными. Содержимое имён-псевдофайлов в обоих системах является только **текстовым** отображением некоторых внутренних данных ядра. Но нужно иметь в виду и ряд отличий между ними:

- Файловая система /proc является общей, «родовой» принадлежностью всех UNIX систем (Free/Open/Net BSD, Solaris, QNX, MINIX 3, ...), её наличие и общие принципы использования оговариваются стандартом POSIX 2; а файловая система /sys является сугубо Linux «изобретением» и используется только этой системой.
- Так сложилось по традиции, что немногочисленные диагностические файлы в /proc содержат зачастую большие таблицы текстовой информации, в то время, как в /sys создаётся много больше по числу имён, но каждое из них даёт только информацию об единичном значении (в символьном представлении!), часто соответствующем одной элементарной переменной языка C: int, long, ...

Сравним:

\$ cat /proc/cpuinfo

processor : 0

vendor_id : GenuineIntel

cpu family : 6
model : 62

model name : Intel(R) Xeon(R) CPU E5-2470 v2 @ 2.40GHz

 stepping
 : 4

 microcode
 : 0x42e

 cpu MHz
 : 1828.550

```
cache size : 25600 KB
...
$ wc -l /proc/cpuinfo
1080 /proc/cpuinfo
```

Это здоровенная таблица — описание 40 ядер/процессоров X86_64 сервера промышленного уровня DELL PowerEdge R420. А вот то же самое, но у миниатюрного одноплатного ARM «наладонника» Orange Pi One:

```
$ cat /proc/cpuinfo
processor : 0
model name : ARMv7 Processor rev 5 (v7l)
BogoMIPS : 48.00
Features : half thumb fastmult vfp edsp neon vfpv3 tls vfpv4 idiva idivt vfpd32 lpae evtstrm
CPU implementer : 0x41
CPU architecture: 7
CPU variant : 0x0
CPU part : 0xc07
CPU revision : 5
...
$ wc -l /proc/cpuinfo
```

А теперь, для сравнения, некоторые образцы информации (выбранной достаточно наугад) системы /sys:

Значения в /sys представляются зачастую в виде довольно развесистого поддерева, в каждой терминальной ветви (листе) которого содержится единичное значение: символ, строка, число...

Различия в форматном представлении информации, часто используемой в той или иной файловой системе, породили заблуждение (мне приходилось не раз это слышать), что интерфейс в /proc создаётся только для чтения, а интерфейс /sys для чтения и записи. Это совершенно неверно, оба интерфейса допускают и чтение и запись.

И там и здесь, интересующие нас значения (для чтения, а часто и для записи) находятся в терминальных узлах (листьях) дерева каждой из файловых систем.

Терминальные значения в /proc и /sys

Ещё одна из особенностей, которая вообще присуща философии UNIX, но особенно явно проявляется при работе с именами в /proc и, особенно, в /sys: все считываемые и записываемые значения представляются только в символьном, не бинарном, формате³⁰. И здесь, при преобразовании символьных строк в числовые значения в коде ядра, возникает определённое замешательство: в API ядра нет многочисленных вызовов, подобных POSIX API atol() и других подобных. Но здесь на помощь приходят функции,

³⁰ Здесь нет реестров, ульев, пчёл ... и всяких других прелестей систем Windows!

```
определенные в linux/kernel.h>:
```

```
extern unsigned long simple_strtoul(const char *cp, char **endp, unsigned int base); extern long simple_strtol(const char *cp, char **endp, unsigned int base); extern unsigned long long simple_strtoull(const char *cp, char **endp, unsigned int base); extern long long simple_strtoll(const char *cp, char **endp, unsigned int base);
```

Здесь везде:

ср — указатель преобразовываемой символьной строки;

endp — возвращаемый указатель на позицию, где завершилось преобразование (символ, который не мог быть преобразован) — может быть и NULL, если не требуется;

base — система счисления (нулевое значение в этой позиции эквивалентно 10);

Возвращают все эти вызовы преобразованные целочисленные значения. Примеры их возможного использования:

```
long j = simple_strtol("-1000", NULL, 16);
long j = simple_strtol("-1000 значение", pchr, 0);
```

Для более сложных (но и более склонных к ошибкам) преобразований там же определены функции, подобные эквивалентам в POSIX:

```
extern int sscanf(const char *cp, const char *format, ...) ;
extern int vsscanf(const char *cp, const char *format, va_list ap);
```

Функции возвращают количество успешно преобразованных и назначенных полей. Примеры:

```
char str[ 80 ];
int d, y, n;
...
n = sscanf("January 01 2000", "%s%d%d", str, &d, &y);
...
sscanf("24\tLewis Carroll", "%d\t%s", &d, str);
```

Параметры, как легко видеть из примеров, должны поступать в вызов sscanf() по ссылке (а контроль соответствия типов, из-за переменного числа параметров, отсутствует, что и служит источником ошибок, и, поэтому требует повышенной тщательности).

Обратные преобразования (численные значения в строку) производятся, как мы уже неоднократно видели, вызовом sprintf().

Аналогичные преобразования форматов представлений, естественно, возникают не только при работе с файловыми системами /proc и /sys, та же необходимость возникает, временами, при работе с устройствами /dev и с сетевой подсистемой... Но при работе с именами в /proc и, как уже было отмечено, особенно, в /sys: эта потребность возникает повсеместно. Поэтому сделать акцент на форматные преобразования показалось уместным именно здесь.

Использование /proc

Описываемая далее программная техника организации интерфейса в /proc использует API и структуры данных, используемые в ядре до версии 3.9 (включительно). Все описания для этого сосредоточены в заголовочном файле linux/proc_fs.h>. После версии ядра 3.10 API и структуры активно изменяются (описание ключевой структуры вообще вынесено из <include> и находится в linux/fs/proc/internal.h>). Но, поскольку даже в комментариях исходного кода записано, что это пока черновая (draft) реализация идеи, мы её пока не станем рассматривать.

По аналогии с тем, как все операции в /dev обеспечивались через таблицу файловых операций (struct file_operations), все операции над именами в /proc увязываются (определения в <linux/proc_fs.h>) через специфическую для этих целей, довольно обширную структуру (показаны только поля, интересные для последующего рассмотрения):

```
struct proc_dir_entry {
```

```
. . .
        unsigned short namelen;
        const char *name;
        mode_t mode;
        uid_t uid;
        gid_t gid;
        loff_t size;
         * NULL ->proc_fops means "PDE is going away RSN" or
         * "PDE is just created". In either case, e.g. ->read_proc won't be
         * called because it's too late or too early, respectively.
         * If you're allocating ->proc_fops dynamically, save a pointer
         * somewhere.
         */
        const struct file_operations *proc_fops;
. . .
        read_proc_t *read_proc;
        write_proc_t *write_proc;
. . .
};
```

Но что отличает эту структуру, так это то, что она из числа очень старых образований Linux, с ней происходили многочисленные изменения (и накладки), на неё наложились требования совместимости снизу-вверх с предыдущими реализациями.

Наличие в структуре **одновременно** полей read_proc и write_proc, а одновременно с ними уже известной нам таблицы файловых операций proc_fops может быть подсказкой, и так оно оказывается на самом деле — для описания операций ввода-вывода над /proc существуют два **альтернативных** (на выбор) способов их определения:

```
1. Используя специфический для имён в /proc программный интерфейс интерфейс в виде функций: typedef int (read_proc_t)(char *page, char **start, off_t off, int count, int *eof, void *data); typedef int (write_proc_t)(struct file *file, const char __user *buffer, unsigned long count, void *data);
```

2. Используя **общий** механизм доступа к именами файловой системы, а именно таблицу файловых операций proc_fops в составе структуры;

Теперь, когда мы кратно пробежались на качественном уровне по свойствам интерфейсов, можно перейти к примерам кода модулей, реализующих обсуждаемые механизмы. (Интерфейс /proc рассматривается на примерах из каталога proc.tqz.

Специфический механизм procfs

Первое, что явно бросается в глаза, это радикальной различие прототипов функций read_proc_t и write_proc_t (начиная с того, что, как будет показано далее, первая из них вообще не оперирует с адресами пользовательского пространствами, а вторая делает именно это). Это связано и с тем, что функция записи типа write_proc_t появилась в API ядра значительно позже, чем функция чтения read_proc_t, и по своей семантике значительно проще последней. Пока мы сосредоточимся на функции чтения, а позже вернёмся в два слова и к записи.

Мы будем собирать целую линейку однотипных модулей, поэтому общую часть определений снесём в отдельный файл:

common.h :

```
#define NAME_DIR "mod_dir"
#define NAME_NODE "mod_node"
#define LEN_MSG 160
#define LOG(...) printk(KERN_INFO "! "__VA_ARGS__)
#define ERR(...) printk(KERN_ERR "! "__VA_ARGS__)
mod_proc.h :
#include <linux/module.h>
#include <linux/version.h>
#include <linux/init.h>
#include <linux/proc_fs.h>
#include <linux/stat.h>
#include <linux/uaccess.h>
#include "common.h"
MODULE_LICENSE("GPL");
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej.tsil@gmail.com>");
static int __init proc_init(void);
static void __exit proc_exit(void);
module_init(proc_init);
                         // предварительные определения
module_exit(proc_exit);
```

Сценарий (файл Makefile) сборки многочисленных модулей этого проекта — традиционный (каталог архива procfs), поэтому не будем на нём останавливаться.

Основную работу по созданию и уничтожению имени в /proc выполняет пара вызовов (<linux/proc_fs.h>):

Эти операции, что будет показано далее, оперируют в равной мере как с новыми каталогами в /proc (создание иерархии имён), так и с конечными терминальными именами, являющимися источниками данных, то есть, имя структуры proc_dir_entry не должно вводить в заблуждение. Обеспечивается такая универсальность вторым параметром (mode) вызова create_proc_entry(). В результате такого вызова и создаётся структура описания имени, которую мы уже видели ранее:

Первый пример показывает создание интерфейса к модулю в /proc доступного только для чтения из пользовательских программ (наиболее частый на практике случай):

mod_procr.c :

```
#include "mod_proc.h"
#include "proc_node_read.c"

static int __init proc_init(void) {
   int ret;
   struct proc_dir_entry *own_proc_node;
   own_proc_node = create_proc_entry(NAME_NODE, S_IFREG | S_IRUGO | S_IWUGO, NULL);
```

```
if(NULL == own_proc_node) {
      ret = -ENOENT;
      ERR("can't create /proc/%s", NAME NODE);
      goto err_node;
  }
   own_proc_node->uid = own_proc_node->gid = 0;
   own_proc_node->read_proc = proc_node_read;
   LOG("/proc/%s installed", NAME_NODE);
   return 0;
err_node:
   return ret;
}
static void __exit proc_exit(void) {
   remove_proc_entry(NAME_NODE, NULL);
   LOG("/proc/%s removed", NAME_NODE);
}
```

Здесь и далее, флаги прав доступа к файлу вида S_I* (известные и из пользовательского API) — ищите и заимствуйте в linux/stat.h>. Напомним только, что название результирующей структуры struct proc_dir_entry, создаваемой при регистрации имени функцией create_proc_entry() (и такого же типа 3-й параметр вызова в этой функции), не должно вводить в заблуждение: это не обязательно каталог, будет ли это каталог, или терминальное файловое имя — определяется значением флагов (параметр mode). Относительно 3-го параметра вызова parent отметим, что это, как прямо следует из имени, ранее созданный родительский каталог в /proc, внутри которого создаётся имя, если он равен NULL, то имя создаётся непосредственно в /proc. Эта техника позволяет создавать произвольной сложности иерархии имён в /proc. Всё это хорошо видно в кодах примеров.

Сама реализация функции чтения (типа read_proc_t) будет использована в различных модулях, и вынесена в файл proc_node_read.c:

proc_node_read.c :

Для этой реализация оказывается **достаточно** фактически единственную операцию strcpy(), независимо от размера запрашиваемых данных, всё это требует некоторых более детальных пояснений:

- интерфейс read_proc_t развивается давно, и приобрёл за это время довольно причудливую семантику, отражаемую множеством используемых параметров;
- в функции read_proc_t не осуществляется обмен между пространствами ядра и пользователя, она только передаёт данные на некоторый промежуточный слой ядра, который обеспечивает позиционирование данных, их дробление в соответствии с запрошенным размером, и обмен данными с пространством пользователя;
- функция ориентирована на одно-страничный обмен памятью, почему её прототип записывается так (первый параметр):

но при соблюдении условий что: а). объём передаваемых данных укладывается в одну страницу (ЗКЬ

данных при 4Кb гранулярности страниц памяти операционной системы), что и требуется в подавляющем большинстве случаев, и б). считываемые из /proc данные **не изменяются** при последовательных чтениях до достижения конца файла — вполне достаточно такой **простейшей** реализации, как показана выше (практически ничто из параметров кроме адреса выходных данных не использовано);

- более детально (но тоже достаточно невнятно и путано) о семантике read_proc_t, назначении её параметров, и использовании в редких случаях работы с большими объёмами данных, можно найти в [2];
- для любознательных, мы вернёмся ещё коротко к вариантам реализации read_proc_t далее...
- в литературе иногда утверждается, что для /proc нет API для записи, аналогично API для чтения, но с некоторых пор (позже, чем для чтения) в linux/proc_fs.h> появилось и такое описание типа (аналогичного типу read_proc_t):

 как легко видеть, это определение и по прототипу и логике (обмен с пространством пользователя) заметно отличается от read_proc_t;

Наконец, последним шагом нашей подготовительной работы, мы создадим приложение (тестовое, пользовательского пространства), подобное утилите Cat, но которое позволит параметром запуска (число) указать размер объёма данных, запрашиваемых к считыванию за один раз, в процессе последовательного циклического чтения (утилита Cat, например, всегда запрашивает максимум — 32767 байт за одно чтение read()):

<u>mcat.c :</u>

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <fcntl.h>
#include "common.h"
static int get_proc(void) {
   char dev[ 80 ];
   int df;
   sprintf(dev, "/proc/%s", NAME_NODE);
   if((df = open(dev, O_RDONLY)) < 0) {
      sprintf(dev, "/proc/%s/%s", NAME_DIR, NAME_NODE);
      if((df = open(dev, O_RDONLY)) < 0)
         printf("open device error: %m\n"), exit(EXIT_FAILURE);
  }
   return df;
}
int main(int argc, char *argv[]) {
   int df = get_proc(),
       len = (argc > 1 \&\& atoi(argv[1]) > 0)?
             atoi(argv[ 1 ]) : LEN_MSG;
   char msg[ LEN_MSG + 1 ] = "";
  char *p = msg;
   int res;
   do {
      if((res = read(df, p, len)) >= 0) {
         *(p += res) = '\0';
         printf("read + %02d bytes, input buffer: %s", res, msg);
         if(*(p - 1) != '\n') printf("\n");
      }
      else printf("read device error: %m\n");
   } while (res > 0);
   close(df);
```

```
return EXIT_SUCCESS;
};
```

Теперь всё готово к испытаниям первого из полученных модулей — но всё показанное относительно модулей этой главы работает с ядром 3.9 или более ранним:

```
$ make
$ sudo insmod mod_procr.ko
$ dmesg | tail -n50 | grep -v ^audit
! /proc/mod_node installed
$ cat /proc/mod_node
$ cat /proc/mod_node
$ cat /proc/mod_node
$ dmesg | tail -n20 | grep -v ^audit
! /proc/mod_node installed
! read: 3072 (buffer=f1f7e000, off=0)
! return bytes: 61
! read: 3072 (buffer=f1f7e000, off=61)
! return bytes: 61
! read: 3072 (buffer=f1f7e000, off=61)
! return bytes: 61
```

Хорошо видно откуда возникла цифра 3Kb - 3072. Детально природу того, что происходит «под крышкой», просмотрим созданным тестовым приложением, изменяя размер запрашиваемых данных:

```
$ ./mcat 10
read + 10 bytes, input buffer: .....1
read + 10 bytes, input buffer: ......2
read + 10 bytes, input buffer: .........1......2.............3
read + 10 bytes, input buffer: ......1.....2.....3.......4
read + 10 bytes, input buffer: ......1.....2.....3......4.......5
read + 10 bytes, input buffer: ......1.....2......3......4.......5......6
read + 01 bytes, input buffer: ......1.....2......3......4.......5......6
read + 00 bytes, input buffer: ......1.....2......3......4.......5......6
$ dmesg | tail -n50 | grep -v ^audit
! /proc/mod_node installed
! read: 10 (buffer=f32b1000, off=0)
! return bytes: 61
! read: 10 (buffer=f32b1000, off=10)
! return bytes: 61
! read: 10 (buffer=f32b1000, off=20)
! return bytes: 61
! read: 10 (buffer=f32b1000, off=30)
! return bytes: 61
! read: 10 (buffer=f32b1000, off=40)
! return bytes: 61
! read: 10 (buffer=f32b1000, off=50)
! return bytes: 61
! read: 10 (buffer=f32b1000, off=60)
! return bytes: 61
! read: 9 (buffer=f32b1000, off=61)
! return bytes: 61
! read: 10 (buffer=f32b1000, off=61)
! return bytes: 61
$ ./mcat 70
read + 61 bytes, input buffer: ......1.....2......3......4.......5......6
read + 00 bytes, input buffer: ......1.....2......3......4.......5......6
```

```
$ dmesg | tail -n6 | grep -v ^audit
! read: 70 (buffer=f1dfd000, off=0)
! return bytes: 61
! read: 9 (buffer=f1dfd000, off=61)
! return bytes: 61
! read: 70 (buffer=f1dfd000, off=61)
! return bytes: 61

Завершение работы модуля:
$ sudo rmmod mod_procr
$ ls -l /proc/mod_*
ls: невозможно получить доступ к /proc/mod_*: Нет такого файла или каталога
```

Следующий пример делает регистрацию имени в /proc (в точности то же самое, в предыдущем примере), но более простым и более описанным в литературе способом, вызывая create_proc_read_entry() (но этот способ просто скрывает суть происходящего):

mod_procr2.c :

```
#include "mod_proc.h"
#include "proc_node_read.c"

static int __init proc_init(void) {
    if(create_proc_read_entry(NAME_NODE, 0, NULL, proc_node_read, NULL) == 0) {
        ERR("can't create /proc/%s", NAME_NODE);
        return -ENOENT;
    }
    LOG("/proc/%s installed", NAME_NODE);
    return 0;
}

static void __exit proc_exit(void) {
    remove_proc_entry(NAME_NODE, NULL);
    LOG("/proc/%s removed", NAME_NODE);
}
```

Вот и всё, что нужно вашему модулю для того, чтобы начать отображать себя в /proc!

Примечание (важно!): create_proc_read_entry() пример того, что API ядра, доступный программисту, намного шире, чем список экспортируемых имён в /boot/System.map-*, и включает ряд вызовов, которые вы не найдёте в /proc/kallsyms (как и в случае create_proc_read_entry()). Это происходит за счёт достаточно широкого использования inline определений (синтаксическое расширение GCC):

```
$ cat /proc/kallsyms | grep create_proc_
c0522237 T create_proc_entry
c0793101 T create_proc_profile
$ cat /proc/kallsyms | grep create_proc_read_entry
$

Смотрим файл определений linux/proc_fs.h>:
static inline struct proc_dir_entry *create_proc_read_entry(
    const char *name, mode_t mode, struct proc_dir_entry *base,
    read_proc_t *read_proc, void * data) {
    ...
}

Возвращаемся к испытаниям второго полученного нами минимального модуля:
$ sudo insmod mod_procr2.ko
$ echo $?
0
```

```
$ cat /proc/mod_node
......1.....2......3.....4......5.....6

И можем повторить всё множество испытаний, показанных ранее для mod_procr.ko.
В ядре старше 3.9.получаем:
$ sudo insmod mod_procr.ko
insmod: ERROR: could not insert module mod_procr.ko: Operation canceled
$ dmesg | tail -n1
```

Варианты реализации чтения³¹

[10526.036311] ! it's work only for kernel LE 3.9

Уже было отмечено, что функция чтения read_proc_t претерпела в процессе своей эволюции множество изменений, и на сегодня предполагает большое разнообразие её использования. В подтверждение такого многообразия сошлёмся на комментарий в коде **реализации** read_proc_t в ядре:

```
Prototype:
 int f(char *buffer, char **start, off_t offset,
* int count, int *peof, void *dat)
 Assume that the buffer is "count" bytes in size.
* If you know you have supplied all the data you
* have, set *peof.
* You have three ways to return data:
* 0) Leave *start = NULL. (This is the default.)
* Put the data of the requested offset at that
* offset within the buffer. Return the number (n)
 of bytes there are from the beginning of the
 buffer up to the last byte of data. If the
 number of supplied bytes (= n - offset) is
 greater than zero and you didn't signal eof
 and the reader is prepared to take more data
 you will be called again with the requested
 offset advanced by the number of bytes
 absorbed. This interface is useful for files
 no larger than the buffer.
 1) Set *start = an unsigned long value less than
 the buffer address but greater than zero.
 Put the data of the requested offset at the
* beginning of the buffer. Return the number of
 bytes of data placed there. If this number is greater than zero and you didn't signal eof
 and the reader is prepared to take more data
 you will be called again with the requested
 offset advanced by *start. This interface is
 useful when you have a large file consisting
* of a series of blocks which you want to count
 and return as wholes.
 (Hack by Paul.Russell@rustcorp.com.au)
 2) Set *start = an address within the buffer.
* Put the data of the requested offset at *start.
* Return the number of bytes of data placed there.
* If this number is greater than zero and you
 didn't signal eof and the reader is prepared to
* take more data you will be called again with the
* requested offset advanced by the number of bytes
 absorbed.
```

Даже в самом комментарии отмечается, что реализация выполнена уже на грани хакинга, она перегружена возможностями, и в литературе многократно отмечается её неадекватное поведение при чтении данных, превышающих объёмом 3072 байт (вариант 1 и 2 комментария). Поэтому рассмотрим только вариант (0 в комментарии) чтения только данных, не превышающих страницу памяти. Здесь тоже могут быть различные реализации (они показаны как варианты в дополнительном архиве variants.tgz), далее показаны варианты исполнения. Для каждого сравнительного варианта реализации создаётся свой модуль (вида mod_proc_*), который создаёт в /proc индивидуальное имя (вида /proc/mod_node_*):

\$./insm

³¹ Далее идёт детализация, поэтому этот раздел можно пропустить без ущерба для остального содержания.

```
Module Size Used by

mod_proc_3 1662 0

mod_proc_2 1638 0

mod_proc_1 1642 0

mod_proc_0 1610 0

vfat 6740 1

/proc/mod_node_0 /proc/mod_node_1 /proc/mod_node_2 /proc/mod_node_3
```

Ниже мы сравним варианты реализации, показаны будут варианты исполнения кода и кратко протокол выполнения (число вызовов и объёмы копируемых данных на каждом вызове), запрос чтения (в цикле по 20 байт) во всех случаях одинаков, осуществляется программой mcat, вызов программы показан в листинге для первого варианта:

1. Копирование полного объёма на любой вызов, как обсуждалось ранее (6 операций, 6 копирований по 61 байт на каждой операции):

```
static ssize_t proc_node_read(char *buffer, char **start, off_t off,
                               int count, int *eof, void *data) {
   unsigned long len = 0;
   LOG("read: %d (buffer=%p, off=%ld, start=%p)", count, buffer, off, *start);
  // тупо копируем весь буфер, пока return не станет <= off
  memcpy(buffer, buf_msg, length);
  LOG("copy bytes: %ld", length);
   len = length;
  LOG("return bytes: %ld%s", len, *eof != 0 ? " ... EOF" : "");
   return len;
};
$ ./mcat 20 /proc/mod_node_0
$ dmesg | tail -n30 | grep !
! read: 20 (buffer=f30ab000, off=0, start=(null))
! copy bytes: 61
! return bytes: 61
! read: 20 (buffer=f30ab000, off=20, start=(null))
! copy bytes: 61
! return bytes: 61
! read: 20 (buffer=f30ab000, off=40, start=(null))
! copy bytes: 61
! return bytes: 61
! read: 20 (buffer=f30ab000, off=60, start=(null))
! copy bytes: 61
! return bytes: 61
! read: 19 (buffer=f30ab000, off=61, start=(null))
! copy bytes: 61
! return bytes: 61
! read: 20 (buffer=f30ab000, off=61, start=(null))
! copy bytes: 61
! return bytes: 61
```

2. То же самое, но принудительно устанавливается признак конца файла (исчерпания данных), запросов данных становится на единицу меньше (5 операций, 4 копирования по 61 байт на каждой операции):

```
static ssize_t proc_node_read(char *buffer, char **start, off_t off, int count, int *eof, void *data) {
  unsigned long len = 0;
  LOG("read: %d (buffer=%p, off=%ld, start=%p)", count, buffer, off, *start);
  // ... на 1 шаг раньше (return == off) установлен eof
  if(off < length) {
    memcpy(buffer, buf_msg, length);
    LOG("copy bytes: %d", length);
```

```
len = length;
   }
   *eof = off + count >= length ? 1 : 0;
   LOG("return bytes: %ld%s", len, *eof != 0 ? " ... EOF" : "");
   return len;
};
$ dmesg | tail -n14 | grep !
! read: 20 (buffer=f67e8000, off=0, start=(null))
! copy bytes: 61
! return bytes: 61
! read: 20 (buffer=f67e8000, off=20, start=(null))
! copy bytes: 61
! return bytes: 61
! read: 20 (buffer=f67e8000, off=40, start=(null))
! copy bytes: 61
! return bytes: 61
! read: 20 (buffer=f67e8000, off=60, start=(null))
! copy bytes: 61
! return bytes: 61 ... EOF
! read: 20 (buffer=f67e8000, off=61, start=(null))
! return bytes: 0 ... EOF
```

3. Но можно осуществлять только одно полное копирование на самом первом вызове, при всех последующих вызовах будет использоваться промежуточный буфер ядра (5 операций, 1 копирование 61 байт на первой операции). Предполагается, что между вызовами read() данные пространства ядра остаются неизменными, но это неявно предполагается и во всех прочих вариантах:

```
static ssize_t proc_node_read(char *buffer, char **start, off_t off,
                               int count, int *eof, void *data) {
   unsigned long len = 0;
   LOG("read: %d (buffer=%p, off=%ld, start=%p)", count, buffer, off, *start);
   // 1-но копирование всего буфера на 1-м запросе
   len = length;
   if(0 == off) {
      memcpy(buffer, buf_msg, length);
      LOG("copy bytes: %d", length);
   *eof = off + count >= length ? 1 : 0;
   LOG("return bytes: %ld%s", len, *eof != 0 ? " ... EOF" : "");
   return len;
};
$ dmesg | tail -n11 | grep !
! read: 20 (buffer=c4775000, off=0, start=(null))
! copy bytes: 61
! return bytes: 61
! read: 20 (buffer=c4775000, off=20, start=(null))
! return bytes: 61
! read: 20 (buffer=c4775000, off=40, start=(null))
! return bytes: 61
! read: 20 (buffer=c4775000, off=60, start=(null))
! return bytes: 61 ... EOF
! read: 20 (buffer=c4775000, off=61, start=(null))
! return bytes: 61 ... EOF
```

4. Копирование ровно запрошенной длины при каждом вызове (5 операций, 4 копирования по 20 байт на каждой операции):

```
LOG("read: %d (buffer=%p, off=%ld, start=%p)", count, buffer, off, *start);
   // копирование только count байт на каждом запросе - аккуратно меняем return!
   if(off >= length) {
      *eof = 1;
   }
   else {
      int cp;
      len = length - off;
      cp = min(count, len);
      memcpy(buffer + off, buf_msg + off, cp);
      LOG("copy bytes: %d", cp);
      len = off + cp;
      *eof = off + cp >= length ? 1 : 0;
  }
   LOG("return bytes: %ld%s", len, *eof != 0 ? " ... EOF" : "");
   return len;
};
$ dmesg | tail -n14 | grep !
! read: 20 (buffer=e5633000, off=0, start=(null))
! copy bytes: 20
! return bytes: 20
! read: 20 (buffer=e5633000, off=20, start=(null))
! copy bytes: 20
! return bytes: 40
! read: 20 (buffer=e5633000, off=40, start=(null))
! copy bytes: 20
! return bytes: 60
! read: 20 (buffer=e5633000, off=60, start=(null))
! copy bytes: 1
! return bytes: 61 ... EOF
! read: 20 (buffer=e5633000, off=61, start=(null))
! return bytes: 0 ... EOF
```

Как видно, даже для таких простейших целей у реализатора имеется обширный простор для выбора. Но все варианты отличаются только по показателям производительности. Учитывая, что через имена /proc обычно читаются весьма ограниченные объёмы данных, главным образом диагностических, варианты становятся эквивалентными, и предпочтение, возможно, следует отдавать из соображений простоты (простое копирование).

Запись данных

С записью данных всё гораздо проще. Операция записи не имеет возможности позиционирования, и осуществляется по принципу «всё за раз» копированием из пространства пользователя в пространство ядра (тот же дополнительный архив variants.tgz):

proc_node_write.c :

```
static int parameter = 999;

static ssize_t proc_node_write(struct file *file, const char __user *buffer, unsigned long count, void *data) {
  unsigned long len = min(count, size);
  LOG("write: %ld (buffer=%p)", count, buffer);
  memset(buf_msg, NULL_CHAR, length); // обнуление прежнего содержимого length = len;
  if(copy_from_user(buf_msg, buffer, len))
    return -EFAULT;
  sscanf(buf_msg, "%d", &parameter);
  LOG("parameter set to %d", parameter);
```

```
return count;
}
```

Общий механизм файловых операций

Те же операции (чтение, запись) можно осуществлять с именами в /proc, используя традиционный механизм работы со всеми именами файловой системы. Следующий пример показывает модуль, который создаёт имя в /proc, это имя может и читаться и писаться, в этом случае используется структура указателей файловых операций в таблице операций (аналогично тому, как это делалось в драйверах интерфейса /dev):

mod_proc.c :

```
#include "mod_proc.h"
#include "fops_rw.c"
                             // чтение-запись для /proc/mod_node
static const struct file_operations node_fops = {
   .owner = THIS_MODULE,
   .read = node_read,
   .write = node_write
};
static int __init proc_init(void) {
  int ret:
   struct proc_dir_entry *own_proc_node;
  own_proc_node = create_proc_entry(NAME_NODE, S_IFREG | S_IRUGO | S_IWUGO, NULL);
   if(NULL == own_proc_node) {
      ret = -ENOENT;
      ERR("can't create /proc/%s", NAME_NODE);
      goto err_node;
  }
   own_proc_node->uid = own_proc_node->gid = 0;
   own_proc_node->proc_fops = &node_fops;
  LOG("/proc/%s installed", NAME_NODE);
  return 0;
err_node:
   return ret;
}
```

Здесь всё знакомо, и напоминает предыдущие примеры, за исключением заполнения таблицы файловых операций node_fops. Реализующие функции, как и ранее, вынесены в отдельный файл (они используются не один раз):

fops_rw.c :

```
static char *get_rw_buf(void) {
  static char buf_msg[ LEN_MSG + 1 ] =
         "........4.......5\n";
  return buf_msg;
}
// чтение из /proc/mod_proc :
static ssize_t node_read(struct file *file, char *buf,
                        size_t count, loff_t *ppos) {
  char *buf_msg = get_rw_buf();
  int res;
  LOG("read: %d bytes (ppos=%lld)", count, *ppos);
  if(*ppos >= strlen(buf_msg)) {
     *ppos = 0;
     LOG("EOF");
     return 0;
  }
```

```
if(count > strlen(buf_msg) - *ppos)
      count = strlen(buf_msg) - *ppos; // это копия
   res = copy_to_user((void*)buf, buf_msg + *ppos, count);
   *ppos += count;
  LOG("return %d bytes", count);
   return count;
}
// запись в /proc/mod_proc :
static ssize_t node_write(struct file *file, const char *buf,
                           size_t count, loff_t *ppos) {
   char *buf_msg = get_rw_buf();
   int res, len = count < LEN_MSG ? count : LEN_MSG;</pre>
  LOG("write: %d bytes", count);
   res = copy_from_user(buf_msg, (void*)buf, len);
  buf_msg[ len ] = '\0';
  LOG("put %d bytes", len);
   return len;
}
```

В отличие от упрощенных реализаций, с которыми мы работали с /dev, здесь показана более «зрелая» реализация операции чтения, отслеживающая позиционирование указателя чтения, и допускающая произвольную длину данных в запросе read(). Обращаем внимание на то, что функция чтения node_read() в этом примере принципиально отличается от функции аналогичного назначения proc_node_read() в предыдущих примерах: не только своей реализацией, но и прототипом вызова, тем, что она непосредственно работает (копирует) с данными пространства пользователя, и тем, как она возвращает свои результаты.

Повторяем испытательный цикл того, что у нас получилось:

```
$ sudo insmod mod_proc.ko
$ ls -l /proc/mod *
-rw-rw-rw- 1 root root 0 Июл 2 20:47 /proc/mod_node
$ cat /proc/mod_dir/mod_node
$ dmesg | tail -n30 | grep -v ^audit
! /proc/mod_node installed
! read: 32768 bytes (ppos=0)
! return 51 bytes
! read: 32768 bytes (ppos=51)
$ echo new string > /proc/mod_dir/mod_node
$ cat /proc/mod_dir/mod_node
new string
$ ./mcat 3
read + 03 bytes, input buffer: new
read + 03 bytes, input buffer: new st
read + 03 bytes, input buffer: new strin
read + 02 bytes, input buffer: new string
read + 00 bytes, input buffer: new string
$ sudo rmmod mod_proc
$ cat /proc/mod_node
cat: /proc/mod_node: Нет такого файла или каталога
```

Начальное содержимое буфера модуля сделано отличающимся от предыдущих случаев как по содержанию, так и по длине (51 байт вместо 61), чтобы визуально легко различать какой из методов работает. Хорошо видно, как изменилась длина запрашиваемых данных утилитой cat (32767). Детальный анализ происходящего:

```
$ ./mcat 20
read + 20 bytes, input buffer: ......1.....2
read + 20 bytes, input buffer: .....1....2....3.....4
read + 11 bytes, input buffer: ....1...2...3....4....5
read + 00 bytes, input buffer: ....1...2...3....4....5
```

```
$ dmesg | tail -n30 | grep -v ^audit
! /proc/mod_node installed
! read: 20 bytes (ppos=0)
! return 20 bytes
! read: 20 bytes (ppos=20)
! return 20 bytes
! read: 20 bytes (ppos=40)
! return 11 bytes
! read: 20 bytes (ppos=51)
! E0F
$ ./mcat 80
read + 51 bytes, input buffer: ......1.....2.....3......4.......5
read + 00 bytes, input buffer: ......1.....2.....3......4.......5
$ dmesg | tail -n5 | grep -v ^audit
! read: 80 bytes (ppos=0)
! return 51 bytes
! read: 80 bytes (ppos=51)
! E0F
$ ./mcat 5
read + 05 bytes, input buffer: .....
read + 05 bytes, input buffer: .....1
read + 05 bytes, input buffer: .....1.....
read + 05 bytes, input buffer: .......2
read + 05 bytes, input buffer: ......1.....2.....
read + 05 bytes, input buffer: .........1......2.............3
read + 05 bytes, input buffer: ......1.....2......3.....
read + 05 bytes, input buffer: ......1.....2...........3..........4
read + 05 bytes, input buffer: ......1.....2.....3......4.....
read + 05 bytes, input buffer: ......1.....2.....3......4.......5
read + 01 bytes, input buffer: ......1.....2.....3......4.......5
read + 00 bytes, input buffer: ......1.....2.....3......4........5
```

Теперь мы получили возможность не только считывать диагностику со своего модуля, но и передавать ему управляющие воздействия, записывая в модуль новые значения. Ещё раз обратите внимание на размер блока запроса на чтение (в системном журнале), и сравните с предыдущими случаями.

Hy а если нам захочется создать в /proc не отдельное имя, а собственную развитую иерархию имён? Как мы наблюдаем это, например, для любого системного каталога:

\$ tree /proc/driver /proc/driver

```
├─ nvram
├─ rtc
└─ snd-page-alloc
0 directories, 3 files
```

Пожалуйста! Для этого придётся только слегка расширить функцию инициализации предыдущего модуля (ну, и привести ему в соответствие функцию выгрузки). Таким образом, по образу и подобию, вы можете создавать иерархию произвольной сложности и любой глубины вложенности:

mod_proct.c :

```
#include "mod_proc.h"
#include "fops_rw.c" // чтение-запись для /proc/mod_dir/mod_node

static const struct file_operations node_fops = {
    .owner = THIS_MODULE,
    .read = node_read,
    .write = node_write
};
```

```
static struct proc_dir_entry *own_proc_dir;
static int __init proc_init(void) {
  int ret;
  struct proc_dir_entry *own_proc_node;
   own_proc_dir = create_proc_entry(NAME_DIR, S_IFDIR | S_IRWXUGO, NULL);
   if(NULL == own_proc_dir) {
      ret = -ENOENT;
      ERR("can't create directory /proc/%s", NAME_DIR);
      goto err_dir;
  }
  own_proc_dir->uid = own_proc_dir->gid = 0;
   own_proc_node = create_proc_entry(NAME_NODE, S_IFREG | S_IRUGO | S_IWUGO, own_proc_dir);
   if(NULL == own_proc_node) {
      ret = -ENOENT;
      ERR("can't create node /proc/%s\n", NAME_NODE);
      goto err_node;
  }
   own_proc_node->uid = own_proc_node->gid = 0;
   own_proc_node->proc_fops = &node_fops;
  LOG("/proc/%s installed", NAME_NODE);
  return 0;
err_node:
  remove_proc_entry(NAME_DIR, NULL);
err_dir:
   return ret;
}
static void __exit proc_exit(void) {
  remove_proc_entry(NAME_NODE, own_proc_dir);
   remove_proc_entry(NAME_DIR, NULL);
}
```

Примечание: Здесь любопытно обратить внимание на то, с какой лёгкостью имя в /proc создаётся то как каталог, то как терминальное имя (файл), в зависимости от выбора единственного бита в флагах создания: S_IFDIR или S_IFREG.

Эксперименты c mod_proct.ko аналогичны предыдущему, c отличающимся путевым именем, которое создаёт модуль в /proc:

```
$ sudo insmod ./mod_proct.ko
$ cat /proc/modules | grep mod_
mod_proct 1454 0 - Live 0xf8722000
$ ls -l /proc/mod*
-r--r--r- 1 root root 0 Июл 2 23:24 /proc/modules
/proc/mod_dir:
итого 0
-rw-rw-rw- 1 root root 0 Июл 2 23:24 mod_node
$ tree /proc/mod_dir
/proc/mod_dir
__ mod_node
0 directories, 1 file
```

Таким образом, показано, что создание структур имен из модулей даёт путь как получения диагностической информации из модуля, так и передачу управляющей информации в модуль. С момента получения таких возможностей модуль становится управляемым (и это зачастую замещает необходимость в операциях ioctl, которые очень плохо контролируемы с точки зрения возможных ошибок).

АРІ ядра предоставляет два альтернативных набора функций для реализации ввода вывода. Возникает последний и закономерный вопрос: какая функция из этих двух альтернатив будет отрабатываться, если определены обе? Кто из методов обладает приоритетом? Для ответа был сделан модуль mod_2.c (он является линейной комбинацией показанного, и не приводится, но включён в архив примеров к тексту). Вот что показывает его использование:

```
определена таблица файловых операций:
$ sudo insmod mod 2.ko mode=1
$ cat /proc/mod_node
$ dmesg | tail -n30 | grep -v ^audit
! /proc/mod_node installed
! read: 32768 bytes
! return 51 bytes
! read: 32768 bytes
$ sudo rmmod mod 2
    таблица файловых операций не определялась, чтение функцией чтения /proc (отличается строка
$ sudo insmod mod_2.ko mode=2
$ cat /proc/mod_node
$ dmesg | tail -n30 | grep -v ^audit
! /proc/mod_node installed
! read: 3072 (buffer=f1629000, off=0)
! return bytes: 61 ... EOF
! read: 3072 (buffer=f1629000, off=61)
! return bytes: 0 ... EOF
$ sudo rmmod mod_2
    определены одновременно и таблица файловых операций и функция чтения /proc, операция
    выполняется через таблицу файловых операций:
$ sudo insmod mod_2.ko mode=3
$ cat /proc/mod_node
$ dmesg | tail -n30 | grep -v ^audit
! /proc/mod_node installed
! read: 32768 bytes
! return 51 bytes
! read: 32768 bytes
! E0F
```

Интерфейс /sys

Одно из главных «приобретений» ядра, начинающееся от версий 2.6 — это появление единой унифицированной модели представления устройств в Linux. Главные составляющие, сделавшие возможным её существование, это файловая система Sysfs и дуальный к ней (поддерживаемый ею) пакет пользовательского пространства udev. Модель устройств— это единый механизм для представления устройств и описания их топологии в системе. Декларируется множество преимуществ, которые обусловлены созданием единого представления устройств:

- Уменьшается дублирование кода.
- Используется механизм для выполнения общих, часто встречающихся функций, таких как счетчики

использования.

- Возможность систематизации всех устройств в системе, возможность просмотра состояний устройств и определения, к какой шине то или другое устройство подключено.
- Обеспечивается возможность связывания устройств с их драйверами и наоборот.
- Появляется возможность разделения устройств на категории в соответствии с различными классификациями, таких как устройства ввода, без знания физической топологии устройств.
- Обеспечивается возможность просмотра иерархии устройств от листьев к корню и выключения питания устройств в правильном порядке.

Файловая система Sysfs возникла первоначально из нужды поддерживать последовательность действий в динамическом управлении электропитанием (иерархия устройств при включении-выключении) и для поддержки горячего подключения устройств (то есть в обеспечение последнего пункта перечисления). Но позже модель оказалась гораздо плодотворнее и используется заметно шире.

Уже описывалось ранее как при загрузке (выгрузке) любого модуля, горячем подключении (отключении) любого физического устройства и других значительных событиях — ядром рассылаются асинхронные уведомления через широковещательный дэйтаграммный сокет протокола netlink. Эти широковещательные уведомления могут получаться любым приложением пользовательского пространства, которое может осуществлять какую-то реакцию в файловой системе на такие динамические события. Выше показывалось как наблюдать содержимое таких уведомлений для их анализа и отладке реакций на них. Одной из таких подсистем (а их может быть одновременно много), осуществляющей реакции на асинхронные уведомления ядра, и реализует демон udevd, который отображает эти изменения в файловой системе sysfs:

```
$ ps -A | grep udev
735 ? 00:00:02 systemd-udevd
```

Реакцию udev на уведомления о событиях ядра определяется **правилами**, (текстовыми) файлами .rules, вот как примеры:

```
$ ls -w80 /lib/udev/rules.d/
```

```
39-usbmuxd.rules
                                      73-special-net-names.rules
40-usb-media-players.rules
                                      75-net-description.rules
40-usb_modeswitch.rules
                                      75-probe_mtd.rules
40-vm-hotadd.rules
                                      77-mm-broadmobi-port-types.rules
50-firmware.rules
                                      77-mm-cinterion-port-types.rules
70-touchpad.rules
                                      95-upower-hid.rules
70-u2f.rules
                                      95-upower-wup.rules
70-uaccess.rules
                                      96-e2scrub.rules
71-power-switch-proliant.rules
                                      97-dmraid.rules
71-seat.rules
                                      97-hid2hci.rules
71-u-d-c-gpu-detection.rules
                                      99-systemd.rules
73-seat-late.rules
$ ls -w100 /etc/ufw/*.rules
/etc/ufw/after6.rules /etc/ufw/before6.rules /etc/ufw/user6.rules
/etc/ufw/after.rules /etc/ufw/before.rules
                                             /etc/ufw/user.rules
```

В файлах описывается действия при возникновении конкретных событий: создание имён или иерархии имён в /dev или /sys, запуск каких-то утилит, приложений... Эти действия формулируются в специфическом, хорошо описанном синтаксисе, например:

```
$ cat 70-mouse.rules
# do not edit this file, it will be overwritten on update

ACTION=="remove", GOTO="mouse_end"

KERNEL!="event*", GOTO="mouse_end"

ENV{ID_INPUT_MOUSE}=="", GOTO="mouse_end"

# mouse:<subsystem>:v<vid>p<pid>:name:<name>:*
```

В этом **автоматизме** выполняемых реакций и состоит главное предназначение /sys. Тем не менее, в ряде проприетарных проектах возникает потребность в **ручном** создании (иерархии) имён, для диагностики состояний или управления и контроля ... подобно тому, как это делается в /proc.

Создание и использование имён в /sys

Сама по себе эта система является весьма сложной и объёмной, и о ней одной можно и нужно писать отдельную книгу. Но в контексте нашего рассмотрения нас интересует, кроме этого автоматизма, возможность создания интерфейса из модуля к файловым именам, в файловой системе /sys. Эта возможность весьма напоминает то, как модуль создаёт файловые имена в подсистеме /proc.

Базовым понятием модели представления устройств являются объекты struct kobject (определяется в файле linux/kobject.h>). Тип struct kobject по смыслу аналогичен абстрактному базовому классу Object в объектно-ориентированных языков программирования, таких как С# и Java. Этот тип определяет общую функциональность, такую как счетчик ссылок, имя, указатель на родительский объект, что позволяет создавать объектную иерархию.

Зачастую объекты struct kobject сами по себе не создаются и не используются, они встраиваются в другие структуры данных, после чего те приобретают свойства, присущие struct kobject, например, такие, как встраиваемость в иерархию объектов. Вот как это выражается в определении уже известной нам структуры представления символьного устройства:

```
struct cdev {
   struct kobject kobj;
   struct module *owner;
   struct file_operations *ops;
   ...
};
```

Во внешнем представлении в каталоге /sys, в интересующем нас смысле, каждому объекту struct kobject соответствует каталог, что видно и из самого определения структуры (показано для ядра 5.4):

Но это вовсе не означает, что каждый инициализированный объект struct kobject автоматически экспортируется в файловую систему /Sys. Для того, чтобы объект сделать видимым в /Sys, необходимо вызвать:

Но это не придётся делать явно нам в примерах ниже, просто по той простой причине, что используемые для регистрации имён в /sys высокоуровневые вызовы API (class_create()) делают это за нас.

Таким образом, объекты struct kobject естественным образом отображаются в каталоги пространства имён /sys, которые увязываются в иерархии. Файловая система sysfs это дерево каталогов без файлов. А как создать файлы в этих каталогах, в содержимое которых отображаются данные ядра? Каждый объект struct kobject (каталог) содержит (через свой компонент struct kobj_type) массив (указателей) структур struct attribute:

A вот каждая такая структура struct attribute (определена в linux/sysfs.h>) и является определением одного файлового имени, содержащегося в рассматриваемом каталоге:

Показанный там же (struct kobj_type) массив структур таблиц операций (struct sysfs_ops, определение также в linux/sysfs.h>) содержит два поля — определения функций show() и store(), соответственно, чтения и записи символьного поля данных ядра, отображаемых этим файлом:

```
struct sysfs_ops {
    ssize_t (*show)(struct kobject*, struct attribute*, char *buf);
    ssize_t (*store)(struct kobject*, struct attribute*, const char *buf, size_t count);
...
}
```

И сами эти функции и их использование показаны в примере ниже. Их прототипы весьма часто модифицируются от версии к версии ядра (показано для 3.10), поэтому следует обязательно справиться в их текущих определениях, это сэкономит много времени.

Примечание: Показанное поле sysfs_ops в составе struct kobj_type — это именно массив структур, хоть это и не очевидно из описаний. Таким образом, для каждого атрибута (файлового имени) может быть связан свой набор функций чтения и записи этого файлового имени извне.

Этих сведений о sysfs нам должно быть достаточно для создания интерфейса модуля в пространство имён /sys, но перед тем, как переходить к примеру, остановимся в два слова на аналогиях и различиях /proc и /sys в качестве интерфейса для отображения модулем подконтрольных ему данных ядра. Различия систем /proc и /sys — складываются главным образом на основе негласных соглашений и устоявшихся традиций:

- информация терминальных имён /proc комплексная, обычно содержит большие объёмы текстовой информации, иногда это таблицы, и даже с заголовками, проясняющими смысл столбцов таблицы;
- информацию терминальных имён /sys (атрибутов) рекомендуется оформлять в виде а). простых, б).
 символьных значений, в). представляющих значения, соответствующие скалярным типам данных языка С (int, long, char[]);

Сравним:

```
$ cat /proc/partitions | head -n5
major minor #blocks name
    33     0     10022040 hde
    33     1     3783276 hde1
    33     2           1 hde2
$ cat /sys/devices/audio/dev
14:4
$ cat /sys/bus/serio/devices/serio0/set
```

В первом случае это (потенциально) обширная таблица, с сформированным заголовком таблицы, разъясняющим смысл колонок, а во втором — представление целочисленных значений.

А теперь мы готовы перейти к рассмотрению возможного вида модуля (архив sys.tgz), читающего и пишущего из/в атрибута-имени, им созданного в /sys (большая часть происходящего в этом модуле, за исключения регистрации имён в /sys нам уже известно):

xxx.c:

```
#include <linux/fs.h>
#include <linux/cdev.h>
#include <linux/parport.h>
#include <asm/uaccess.h>
#include <linux/pci.h>
#include <linux/version.h>
#define LEN_MSG 160
static char buf_msg[ LEN_MSG + 1 ] = "Hello from module!\n";
/* <linux/device.h>
LINUX_VERSION_CODE > KERNEL_VERSION(2,6,32)
struct class_attribute {
  struct attribute attr;
  ssize_t (*show)(struct class *class, struct class_attribute *attr, char *buf);
  ssize_t (*store)(struct class *class, struct class_attribute *attr,
                    const char *buf, size_t count);
LINUX_VERSION_CODE <= KERNEL_VERSION(2,6,32)
struct class_attribute {
  struct attribute attr;
  ssize_t (*show)(struct class *class, char *buf);
   ssize_t (*store)(struct class *class, const char *buf, size_t count);
};
*/
/* sysfs show() method. Calls the show() method corresponding to the individual sysfs file */
#if LINUX_VERSION_CODE > KERNEL_VERSION(2,6,32)
static ssize_t x_show(struct class *class, struct class_attribute *attr, char *buf) {
#else
static ssize_t x_show(struct class *class, char *buf) {
   strcpy(buf, buf_msg);
   printk("read %d\n", strlen(buf));
   return strlen(buf);
}
/* sysfs store() method. Calls the store() method corresponding to the individual sysfs file */
#if LINUX_VERSION_CODE > KERNEL_VERSION(2,6,32)
```

```
static ssize_t x_store(struct class *class, struct class_attribute *attr,
                        const char *buf, size_t count) {
#else
static ssize_t x_store(struct class *class, const char *buf, size_t count) {
#endif
  printk("write %d\n" , count);
  strncpy(buf_msg, buf, count);
  buf_msg[ count ] = '\0';
   return count;
}
/* <linux/device.h>
#define CLASS_ATTR(_name, _mode, _show, _store) \
struct class_attribute class_attr_##_name = __ATTR(_name, _mode, _show, _store) */
CLASS_ATTR(xxx, 0666, &x_show, &x_store);
static struct class *x_class;
int __init x_init(void) {
  int res;
  x_class = class_create(THIS_MODULE, "x-class");
  if(IS_ERR(x_class)) printk("bad class create\n");
  res = class_create_file(x_class, &class_attr_xxx);
/* <linux/device.h>
extern int __must_check class_create_file(struct class *class, const struct class_attribute
*attr); */
  printk("'xxx' module initialized\n");
   return 0;
}
void x_cleanup(void) {
/* <linux/device.h>
extern void class_remove_file(struct class *class, const struct class_attribute *attr); */
  class_remove_file(x_class, &class_attr_xxx);
  class_destroy(x_class);
   return;
}
module_init(x_init);
module_exit(x_cleanup);
MODULE_LICENSE("GPL");
```

В коде показанного модуля:

- Создаётся класс struct class (соответствующая ему структура struct kobject), отображаемый вызовом class_create() в создаваемый каталог с именем "x-class";
- Создаётся атрибутная запись struct class_attribute, с именем этой переменной class_attr_xxx. Эта переменная создаётся макросом CLASS_ATTR(), поэтому имя переменной образуется (текстовой конкатенацией) из параметра макровызова. Это может казаться необычным без привычки, но всё, что делается вокруг /sys выполняется в подобной технике: этот и ряд подобных макросов.
- Этот же макровызов определяет и имена (адреса) функций обработчиков show() и store() для этого атрибута.
- Создаётся атрибутная запись увязывается с ранее созданным классом вызовом class_create_file().
 Именно на этом этапе будет создано файловое имя в каталоге "x-class". Само имя, под которым

будет представляться файл, определилось на предыдущем шаге в вызове CLASS_ATTR().

- Функция обработчик show() будет вызыватся при выполнении запросов на чтение файлового имени /sys/class/x-class/xxx, a store(), соответственно, на запись.
- Обычной практикой является запись целой последовательности макровызовов CLASS_ATTR(), которые определят несколько атрибутных записей, которые позже последовательностью вызовов class_create_file() увяжутся с единым классом (создаётся целая группа файлов в одном каталоге).
- При таком групповом создании имена обрабатывающих функций (3-й и 4-й параметры макровызовов CLASS_ATTR()) также формируются как конкатенация параметров вызова. Другой практикой уточнения к какому атрибуту относится запрос, является динамический анализ параметра attr, полученного функциями show() и store() (только в относительно поздних версиях ядра, после 2.6.32).

Особенностями кода, работающего с подсистемой /sys, является высокая волатильность всего API, доступного для использования в коде: прототипы функций, структуры данных, макроопределения и всё прочее. Это подчёркнуто тем, что комментарии относительно различий версий включены в текст примера выше, чтобы подчеркнуть наиболее «версиеопасные направления» (определения взяты из хэдер-файлов).

Теперь мы готовы рассмотреть работу кода:

```
$ sudo insmod xxx.ko
$ lsmod | head -n2
Module
                       Size Used by
                       1047 0
XXX
$ ls -lR /sys/class/x-class
/sys/class/x-class:
-rw-rw-rw- 1 root root 4096 Янв 27 23:34 xxx
$ tree /sys/class/x-class
/sys/class/x-class
∟ xxx
0 directories, 1 file
$ ls -l /sys/module/xxx/
итого 0
drwxr-xr-x 2 root root
                        0 Янв 27 23:57 holders
-r--r-- 1 root root 4096 Янв 27 23:57 initstate
drwxr-xr-x 2 root root 0 Янв 27 23:57 notes
-r--r-- 1 root root 4096 Янв 27 23:57 refcnt
drwxr-xr-x 2 root root 0 Янв 27 23:57 sections
-r--r-- 1 root root 4096 Янв 27 23:57 srcversion
$ dmesg | tail -n18 | grep -v ^audit
'xxx' module initialized
$ cat /sys/class/x-class/xxx
Hello from module!
$ dmesg | tail -n15 | grep -v ^audit
```

К этому месту мы убеждаемся (по форме вывода), что операция чтения со стороны пользователя действительно выполняется функцией show(), и названия функций show() и store() отражают направления передачи данных именно со стороны внешнего наблюдателя (из пространства пользователя). Для разработчика кода модуля они носят в точности противоположный смысл. Смотрит дальнейшие операции:

```
$ echo это новое содержимое > /sys/class/x-class/xxx
$ cat /sys/class/x-class/xxx
это новое содержимое
$ dmesg | tail -n10 | grep -v ^audit
write 39
read 39
```

\$ sudo rmmod xxx

В тех случаях (а это как правило), когда стремятся создать целую группу файловых имён, связанных с модулем, поведение которых обычно сходно и отличается лишь деталями (например, привязкой к различным переменным внутри модуля), обычно используют параметризуемые макроопределения для определения функций show() и store(). Читать и отлаживать это практически невозможно, но это работает и массово используется. Для конкретизации сказанного перепишем предыдущий модуль так, чтобы он создавал три независимых точки входа (показаны только отличия от XXX.С):

```
xxm.c :
```

```
#define LEN_MSG 160
// определения функций обработчиков
#define IOFUNCS(name)
static char buf_##name[ LEN_MSG + 1 ] = "не инициализировано "#name"\n";
static ssize_t SHOW_##name(struct class *class, struct class_attribute *attr,
                            char *buf) {
   strcpy(buf, buf_##name);
   printk("read %d\n", strlen(buf));
   return strlen(buf);
static ssize_t STORE_##name(struct class *class, struct class_attribute *attr,
                             const char *buf, size_t count);
   printk("write %d\n", count);
   strncpy(buf_##name, buf, count);
   buf_\#name[count] = '\0';
   return count;
}
IOFUNCS(data1);
IOFUNCS(data2);
IOFUNCS(data3);
// определение атрибутных записей
#define OWN_CLASS_ATTR(name) \
struct class_attribute class_attr_##name = \
__ATTR(name, 0666, &SHOW_##name, &STORE_##name)
static OWN_CLASS_ATTR(data1); // создаётся class_attr_data1
static OWN_CLASS_ATTR(data2); // создаётся class_attr_data2
static OWN_CLASS_ATTR(data3); // создаётся class_attr_data3
int __init x_init(void) {
   res = class_create_file(x_class, &class_attr_data1);
   res = class_create_file(x_class, &class_attr_data2);
   res = class_create_file(x_class, &class_attr_data3);
}
void x_cleanup(void) {
   class_remove_file(x_class, &class_attr_data1);
   class_remove_file(x_class, &class_attr_data2);
   class_remove_file(x_class, &class_attr_data3);
   . . .
}
```

В подобных конструкциях могут создаваться весьма обширные коллекции файловых имён, в обсуждаемом примере их три:

```
$ sudo insmod xxm.ko
$ tree /sys/class/x-class
/sys/class/x-class
├─ data1
 — data2
└─ data3
0 directories, 3 files
$ cat /sys/class/x-class/data1
не инициализировано data1
$ cat /sys/class/x-class/data2
не инициализировано data2
$ cat /sys/class/x-class/data3
не инициализировано data3
$ echo строка 1 > /sys/class/x-class/data1
$ echo строка 2 > /sys/class/x-class/data2
$ echo строка 3 > /sys/class/x-class/data3
$ cat /sys/class/x-class/data1
строка 1
$ cat /sys/class/x-class/data2
строка 2
$ cat /sys/class/x-class/data3
строка 3
```

Часто задаваемый вопрос: а можно ли в /sys создать **иерархию** имён произвольной глубины и структуризации ... так как это возможно сделать в /proc? В первом приближении ответ: **нет**. Потому что /sys — это каталог управления и отображения **подсистемы ввода-вывода**, устройств, со своей структурой, а /sys/class, в котором мы создаём имена для связи с модулем — это каталог **классов** устройств.

Но если это окажется уж особо необходимым, мы можем уже внутри собственного класса устройств создать фиктивное устройство (каталог), по типу (в продолжение предыдущих кодов):

(Все названные вызовы описаны в linux/device.h>, как легко заметить, все они подобны обсуждавшимся выше с заменой префиксов class_* на device_*). При этом будет создано фиктивное устройство:

```
$ ls -l /dev/zzz
crw----- 1 root root 10, 1 май 16 20:18 /dev/zzz
```

А в /sys/class будет создан подкаталог (ссылка) x_class/zzz, с характерной структурой устройства, но с дополнительным терминальным именем data. Но, конечно, подобная схема очень искусственна.

Ошибки обменных операций

А что, если по какой-то причине **созданное** путевое имя в /sys не может быть сосчитано, если пользователю нужно сообщить о ошибке операции ввода вывода? Для этого в собственных функциях чтения-записи возвращаем **отрицательный** код ошибки (показаны только отличия от примера xxx.c).

```
xxe.c :
```

```
#if LINUX_VERSION_CODE > KERNEL_VERSION(2,6,32)
static ssize_t x_show(struct class *class, struct class_attribute *attr, char *buf) {
#else
static ssize_t x_show(struct class *class, char *buf) {
#endif
   return -EIO;
}
#if LINUX_VERSION_CODE > KERNEL_VERSION(2,6,32)
static ssize_t x_store(struct class *class, struct class_attribute *attr,
                        const char *buf, size_t count) {
#else
static ssize_t x_store(struct class *class, const char *buf, size_t count) {
#endif
   . . .
   return -EIO;
}
```

Уточнённые символьные коды ошибок черпаем из заголовочных файлах: errno-base.h и errno.h каталога <uapi/asm-generic> (и ещё несколько с более специфичными кодами):

```
#define EPERM
                            /* Operation not permitted */
                      1
                           /* No such file or directory */
#define ENOENT
                      2
                           /* No such process */
#define ESRCH
                     3
                    4
                           /* Interrupted system call */
#define EINTR
                     5
                            /* I/O error */
#define EIO
                    6
#define ENXIO
                            /* No such device or address */
                     7
                          /* Argument list too long */
#define E2BIG
                    8
#define ENOEXEC
                          /* Exec format error */
#define EBADF
                    9
                           /* Bad file number */
```

А вот как выглядит выполнение с ошибками с точки зрения пользователя:

```
$ sudo insmod xxe.ko
$ lsmod | head -n3

Module Size Used by

xxe 12546 0

fuse 80271 3

$ pwd

/sys/class/x-class
$ cat xxx

cat: xxx: Ошибка ввода/вывода
$ echo 1 > xxx

bash: echo: ошибка записи: Ошибка ввода/вывода
```

На этом мы и остановимся в рассмотрении подсистемы /Sys. Потому, как сейчас функции /Sys в Linux расширились настолько, что об этой файловой подсистеме одной можно и нужно писать отдельную книгу: все устройства в системе (сознательно стараниями автора модуля для него, или даже помимо его воли) — находят отображения в /Sys, а сопутствующая ей подсистема пользовательского пространства udev динамически управляет правилами создания имён и полномочия доступа к ним. Но это — совершенно другая история. Мы же в кратком примере рассмотрели совершенно частную задачу: как из собственного модуля создать интерфейс к именам в /Sys, для создания диагностических или управляющих интерфейсов этого модуля.

Сетевые интерфейсы и протоколы

Сетевая подсистема является гораздо более разветвлённая чем интерфейс устройств Linux. Но, несмотря на обилие возможностей (например, если судить по числу обслуживающих сетевых утилит: ifconfig, ip, netstat, route ... и до нескольких десятков иных) — сетевая подсистема Linux, с позиции разработчика ядра, логичнее и прозрачнее, чем, например, тот же интерфейс устройств.

Существует ещё один дополнительный мотив, согласно которому сетевая подсистема должна быть для программиста разработчика особенно близка и интересна: в связи с взрывным расширением спектра протоколов и устройств коммуникаций, разработки драйверов специфических (проприетарных) коммуникационных устройств выпадают в задачи гораздо чаще, чем для любых других видов устройств. И предоставляют расширенные возможности для творчества...

Сетевая подсистема Linux ориентирована в большей степени на обслуживание протоколов Ethernet на канальном уровне и TCP/IP на уровне транспортном, но эта модель расширяется с равным успехом и на другие типы протоколов, таким образом покрывая весь спектр возможностей. На сегодня сетевая подсистема Linux обеспечивает поддержку широчайшего спектра протоколов и устройств:

- проводные соединения Ethernet (LAN);
- беспроводные соединения WiFi (LAN) и Bluetooth (PAN);
- разнообразные проводные устройства «последней мили» (WAN): E1/T1/J1, различные модификации DSL, ...
- беспроводные модемы (WAN), относящиеся к разнообразным протоколам, сетям и модификациям: GSM, GPRS, EDGE, CDMA, EV-DO (EVDO), WiMAX, LTE, ...

Весь этот спектр (и ещё некоторые классы менее употребляемых технологий) поддерживается **единой** сетевой подсистемой.

Сеть TCP/IP, как известно, очень условно согласуется (или вовсе не согласуется) с 7-ми уровневой моделью OSI взаимодействия открытых систем (она и разработана раньше модели OSI, и, естественно, они не соответствуют друг другу). В Linux сложилась такая терминология разделения на подуровни, которая соответствует [24]:

- всё, что относится к поддержке оборудования и канальному уровню описывается как сетевые **интерфейсы**, и обозначается как L2, преимущественно это Ethernet, но и другие сетевые протоколы канального уровня (Token Ring, ArcNet, ...) тоже;
- протоколы сетевого уровня OSI (IP/IPv4/IPv6 , IPX, RIP, OSPF, ARP, ...) как сетевой уровень стека протоколов, или уровень L3;
- всё, что выше (ICMP, UDP, TCP, SCTP ...) как протоколы **транспортного** уровня, или уровень L4;
- всё же то, что относится к ещё выше лежащим уровням (сеансовый, представительский, прикладной) модели OSI (например: SSH, SIP, RTP, ...) никаким образом не проявляется в ядре, и относится уже только к области клиентских и серверных утилит пространства пользователя.

Такая сложившаяся числовая нумерация сетевых слоёв (layers: L2, L3, L4) соответствует **аналогиям** (не более) из модели OSI (обратите внимание, что в принятой в Linux терминологии нет слоя L1 — это физический уровень передачи данных, который не попадает в круг интересов разработчиков системы). Точно таким же образом, в круг интересов разработчиков **ядра** Linux не попадают все сетевые слои, которые лежат выше L4 — это уже протоколы и приложения пользовательского уровня (абстракция сетевых сокетов), но именно там создаются и потребляются сетевые пакеты.

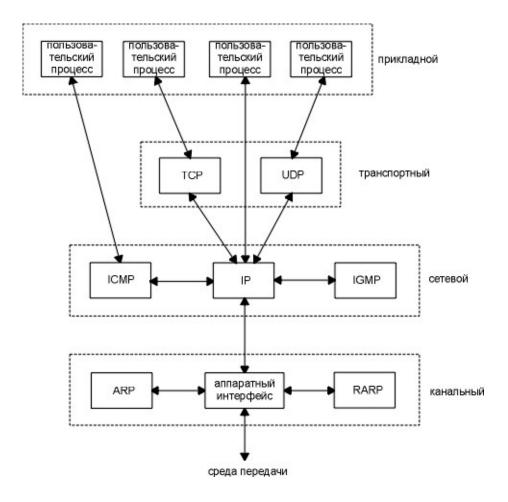


Рисунок: Сетевой стек Linux (заимствовано из легендарной книги У. Р. Стивенса «TCP/IP Illustrated»).

Сетевые инструменты

Но прежде, чем заняться созданием модулей сетевых интерфейсов, нам придётся коротко восстановить в памяти те инструменты, которыми мы будем наблюдать и управлять сетевыми состояниями в системе.

Сетевые интерфейсы

В отличие от всех прочих **устройств** в системе (символьных или блочных), которым соответствуют имена устройств в каталоге /dev, сетевые устройства создают сетевые **интерфейсы**, которые не отображаются как именованные устройства, но каждый из которых имеет набор своих характеристических параметров (MAC адрес, IP адрес, маска сети, шлюз ...). Интерфейсы могут быть физическими (отображающими реальные аппаратные сетевые устройства, например, eth0 — адаптер Ethernet), или логическими, виртуальными (отражающими некоторые моделируемые понятия, например, tap0 — туннельный интерфейс).

Имена сетевых интерфейсов, как мы увидим вскоре, могут быть **произвольными** и определяются **модулем** ядра, реализующим интерфейс для устройств такого типа. В системе не может быть интерфейсов с совпадающими именами, поэтому поддерживающий модуль будет как-то модифицировать имена интерфейсов однотипных устройств, в соответствии с принятой схемой именований.

Примечание: Существует предрассудок, что имена проводных устройств Ethernet — это, например, eth0, eth1, eth2, ..., a WiFi интерфейсы — это wlan0, wlan1, wlan2, ... соответственно, и так далее. Это не так. Когда то это соответствовало действительности, но в современном Linux имена интерфейсов могут быть **произвольными.** Более того, на одной и той же аппаратной конфигурации, при установке различных версий даже одного и того же дистрибутива, имена интерфейсов и схема именования могут различаться.

Посмотреть текущие существующие сетевые интерфейсы можно, например, так:

\$ ip link

- 1: lo: <LOOPBACK,UP,LOWER_UP> mtu 65536 qdisc noqueue state UNKNOWN mode DEFAULT group default link/loopback 00:00:00:00:00:00 brd 00:00:00:00:00
- 2: enp2s14: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc mq state UP mode DEFAULT group default qlen 1000

link/ether 00:15:60:c4:ee:02 brd ff:ff:ff:ff:ff

3: wlp8s0: <BROADCAST,MULTICAST> mtu 1500 qdisc mq state DOWN mode DORMANT group default qlen 1000 link/ether 00:13:02:69:70:9b brd ff:ff:ff:ff

Этим же интерфейсам соответствуют подкаталоги с соответствующими именами в /proc, каждый такой каталог содержит псевдофайлы-параметры (по диагностике или управлению) соответствующего интерфейса:

\$ ls /proc/sys/net/ipv4/conf

all default enp2s14 lo wlp8s0

\$ ls -w80 /proc/sys/net/ipv4/conf/enp2s14/

accept_local disable_xfrm proxy_arp_pvlan force_igmp_version route_localnet accept_redirects accept_source_route forwarding rp_filter igmpv2_unsolicited_report_interval secure_redirects arp accept igmpv3_unsolicited_report_interval send_redirects arp_announce arp_filter log_martians shared_media arp_ignore mc_forwarding src valid mark arp notify medium id tag promote_secondaries bootp_relay disable_policy proxy_arp

Не менее важной, чем набор сетевых интерфейсов, характеристикой сетевой подсистемы является таблица роутинга ядра, которая полностью и однозначно определяет направления (между интерфейсами) распространения трафика, например:

\$ ip link

- 1: lo: <LOOPBACK,UP,LOWER_UP> mtu 65536 qdisc noqueue state UNKNOWN mode DEFAULT group default link/loopback 00:00:00:00:00:00 brd 00:00:00:00:00

link/ether a0:1d:48:f4:93:5c brd ff:ff:ff:ff:ff

3: wlo1: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc pfifo_fast state UP mode DORMANT group default qlen 1000

link/ether 34:23:87:d6:85:0d brd ff:ff:ff:ff:ff

 $\hbox{4: ppp0: <POINTOPOINT, MULTICAST, NOARP, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc pfifo_fast state UNKNOWN mode DEFAULT group default \\$

link/ppp

\$ route -n

Kernel IP routing table

Destination	Gateway	Genmask	Flags	Metric	Ref	Use	Iface
0.0.0.0	192.168.1.1	0.0.0.0	UG	1024	0	0	em1
80.255.73.34	0.0.0.0	255.255.255.255	UH	0	0	0	ppp0
192.168.1.0	0.0.0.0	255.255.255.0	U	Θ	0	0	em1
192.168.1.0	0.0.0.0	255.255.255.0	U	0	0	0	wlo1

Несоответствие таблицы роутинга состояниям сетевых интерфейсов (что весьма часто случается при экспериментах и отладке сетевых модулей ядра) — наиболее частая причина отличия поведения сети от ожидаемого (картина восстанавливается соответствующими командами route, добавляющими или удаляющими направления в таблицу). Самое краткое и исчерпывающее описание алгоритма работы TCP/IP сети (из известных автору) дал У. Р. Стивенс:

- 1. IP-пакеты (создающиеся на хосте или приходящие на него снаружи), если они не предназначены данному хосту, ретранслируются в соответствии с одной из строки таблицы роутинга на основе IP адреса получателя.
- 2. Если ни одна строка таблицы не соответствует адресу получателя (подсеть или хост), то пакеты ретранслируются в интерфейс, который обозначен как интерфейс по умолчанию, который всегда

присутствует в таблице роутинга (интерфейс с Destination равным 0.0.0.0 в примере показанном выше).

3. Пакет, пришедший с некоторого интерфейса, никогда не ретранслируется в этот же интерфейс.

По этому алгоритму всегда можно разобрать картину происходящего в системе с любой самой сложной конфигурацией интерфейсов.

Одному аппаратному сетевому устройству (физическому интерфейсу) может соответствовать один (наиболее частый случай) или несколько различных сетевых интерфейсов. Новые (логические) сетевые интерфейсы могут надстраиваться (соответствующими модулями ядра) над уже существующими (физическими или виртуальными). По тексту далее, мы станем называть такие надстроенные интерфейсы виртуальными — построенными над другими ранее существующими. Задача надстройки виртуальных сетевых интерфейсов зачастую и является самой распространённой задачей, стоящей перед практическим разработчиком. Простейшим примером множественности логических сетевых интерфейсов могут служить сетевые алиасы, когда существующему интерфейсу дополнительно присваиваются адрес:маска, делающие его представленным ещё в одной подсети:

\$ ifconfig

```
enp2s14: flags=4163<UP, BROADCAST, RUNNING, MULTICAST> mtu 1500
       inet 192.168.1.5 netmask 255.255.25.0 broadcast 192.168.1.255
       inet6 fe80::215:60ff:fec4:ee02 prefixlen 64 scopeid 0x20<link>
       ether 00:15:60:c4:ee:02 txqueuelen 1000 (Ethernet)
       RX packets 16943 bytes 22978143 (21.9 MiB)
       RX errors 0 dropped 1 overruns 0 frame 0
       TX packets 10437 bytes 851740 (831.7 KiB)
       TX errors 0 dropped 0 overruns 0 carrier 0 collisions 0
       device interrupt 16
$ route -n
Kernel IP routing table
Destination
              Gateway
                                              Flags Metric Ref
                                                                 Use Iface
                              Genmask
                                                   1024 0
               192.168.1.1
                              0.0.0.0
                                              UG
                                                                  0 enp2s14
0.0.0.0
                              255.255.255.0
192.168.1.0
               0.0.0.0
                                              U
                                                    0
                                                          0
                                                                   0 enp2s14
```

К этому моменту у нас присутствует единственный Ethernet интерфейс enp2s14, в LAN 192.168.1.0/24 (он же интерфейс по умолчанию). Мы можем создать ему алиасный интерфейс:

```
$ sudo ifconfig enp2s14:1 192.168.5.5
```

\$ ifconfig

```
enp2s14: flags=4163<UP, BROADCAST, RUNNING, MULTICAST> mtu 1500
inet 192.168.1.5 netmask 255.255.255.0 broadcast 192.168.1.255
inet6 fe80::215:60ff:fec4:ee02 prefixlen 64 scopeid 0x20<link>
ether 00:15:60:c4:ee:02 txqueuelen 1000 (Ethernet)
RX packets 17105 bytes 22992037 (21.9 MiB)
RX errors 0 dropped 1 overruns 0 frame 0
TX packets 10544 bytes 864868 (844.5 KiB)
TX errors 0 dropped 0 overruns 0 carrier 0 collisions 0
device interrupt 16

enp2s14:1: flags=4163<UP, BROADCAST, RUNNING, MULTICAST> mtu 1500
inet 192.168.5.5 netmask 255.255.255.0 broadcast 192.168.5.255
ether 00:15:60:c4:ee:02 txqueuelen 1000 (Ethernet)
device interrupt 16
```

Теперь в системе создан (таким простым способом) дополнительный **алиасный** сетевой интерфейс (синоним) в подсеть 192.168.5.0/24, и трафик с хостами этой подсети будет направляться через интерфейс enp2s14:1 (хотя физически будет всё так же проходить через enp2s14):

```
$ ip addr
```

2: enp2s14: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc mq state UP group default qlen 1000 link/ether 00:15:60:c4:ee:02 brd ff:ff:ff:ff

```
inet 192.168.1.5/24 brd 192.168.1.255 scope global enp2s14
      valid_lft forever preferred_lft forever
    inet 192.168.5.5/24 brd 192.168.5.255 scope global enp2s14:1
      valid_lft forever preferred_lft forever
    inet6 fe80::215:60ff:fec4:ee02/64 scope link
      valid_lft forever preferred_lft forever
$ route
Kernel IP routing table
Destination
               Gateway
                               Genmask
                                               Flags Metric Ref
                                                                   Use Iface
default
               192.168.1.1
                               0.0.0.0
                                                     1024
                                                            0
                                                                     0 enp2s14
192.168.1.0
               0.0.0.0
                               255.255.255.0
                                               U
                                                     0
                                                            0
                                                                     0 enp2s14
192.168.5.0
                                                                     0 enp2s14
               0.0.0.0
                               255.255.255.0 U
                                                     0
                                                            0
$ route -n
Kernel IP routing table
Destination
               Gateway
                               Genmask
                                               Flags Metric Ref
                                                                   Use Iface
0.0.0.0
               192.168.1.1
                               0.0.0.0
                                               HG
                                                     1024
                                                            0
                                                                     0 enp2s14
                                                                     0 enp2s14
192.168.1.0
               0.0.0.0
                               255.255.255.0
                                               U
                                                     0
                                                            0
192.168.5.0
               0.0.0.0
                               255.255.255.0
                                               U
                                                            0
                                                                     0 enp2s14
$ ping -c2 192.168.5.5
PING 192.168.5.5 (192.168.5.5) 56(84) bytes of data.
64 bytes from 192.168.5.5: icmp_seq=1 ttl=64 time=0.526 ms
64 bytes from 192.168.5.5: icmp_seq=2 ttl=64 time=0.323 ms
--- 192.168.5.5 ping statistics ---
2 packets transmitted, 2 received, 0% packet loss, time 999ms
rtt min/avg/max/mdev = 0.323/0.424/0.526/0.103 ms
```

Техника создания и работы с сетевыми алиасами является в высшей степени полезной при отработке кодов модулей ядра, обсуждаемых далее.

Создание виртуальных сетевых интерфейсов, обладающих некоторыми дополнительными качествами относительно базовых интерфейсов, над которыми они надстроены (например, шифрование трафика по определённому алгоритму), и является главным предметом следующего ниже обзора реализующих модулей ядра.

Инструменты наблюдения

При рассмотрении драйверов блочных устройств ранее, должно было броситься в глаза то обстоятельство, что эти драйвера не столько отличаются от драйверов других классов устройств (символьных, например), сколько тем, что они потребовали для своего испытания, тестирования и отладки привлечения совершенно особого и широкого спектра специфических программного инструментария: fdisk, gparted, gdisk, mkfs.*, mount и других. Ещё более это выявляется при работе с сетевыми интерфейсами и протоколами — успех здесь определяется тем, каким арсеналом инструментов мы обладаем и как гибко можем его использовать. Объясняется это тем, что здесь мы работаем с совершенно иным инструментарием, неприменимым к устройствам, и наоборот — инструментарий для работы с устройствами неприменим к сетевой сфере.

И, поскольку представление сетевых интерфейсов принципиально отличается от устройств, то при отработке модулей ядра поддержки сетевых средств используется совершенно особое множество командутилит. Их мы используем для контроля, диагностики и управления сетевыми интерфейсами. Набор сетевых утилит, используемых в сетевой разработке — огромен! Но ниже мы только назовём некоторые из них, без которых такая работа просто невозможна...

Простейшими инструментами **диагностики** в нашей отработке примеров будет посылка «пульсов» — тестирующих ICMP пакетов ping (был показан ранее) и traceroute (задержка прохождения промежуточных хостов на трассе маршрута):

```
$ traceroute 80.255.64.23
```

traceroute to 80.255.64.23 (80.255.64.23), 30 hops max, 60 byte packets

```
1 192.168.1.1 (192.168.1.1) 1.052 ms 1.447 ms 1.952 ms
2 * * * *
3 10.50.21.14 (10.50.21.14) 32.584 ms 34.609 ms 34.828 ms
4 umc-10G-gw.ix.net.ua (195.35.65.50) 37.521 ms 38.751 ms 39.052 ms
5 * * *
```

Команды ping и traceroute имеют множество опций (показываемых по --help и описанных в man), например, из числа самых необходимых при отработке сетевых модулей, возможность направить поток ICMP только в указанный сетевой интерфейс из числа нескольких наличествующих:

```
$ ping -I wlo1 192.168.1.1
PING 192.168.1.1 (192.168.1.1) from 192.168.1.21 wlo1: 56(84) bytes of data.
64 bytes from 192.168.1.1: icmp_seq=4 ttl=64 time=2.12 ms
64 bytes from 192.168.1.1: icmp_seq=5 ttl=64 time=1.99 ms
64 bytes from 192.168.1.1: icmp_seq=6 ttl=64 time=2.00 ms
...
```

Самым известным (и одной из самых старых) из инструментов **управления** сетевыми интерфейсами является утилита:

\$ ifconfig

```
cipsec0
         Link encap:Ethernet HWaddr 00:0B:FC:F8:01:8F
         inet addr:192.168.27.101 Mask:255.255.255.0
         inet6 addr: fe80::20b:fcff:fef8:18f/64 Scope:Link
         UP RUNNING NOARP MTU:1356 Metric:1
         RX packets:4 errors:0 dropped:3 overruns:0 frame:0
         TX packets:18 errors:0 dropped:5 overruns:0 carrier:0
         collisions:0 txqueuelen:1000
         RX bytes:538 (538.0 b) TX bytes:1670 (1.6 KiB)
. . .
         Link encap:Ethernet HWaddr 00:13:02:69:70:9B
wlan0
         inet addr:192.168.1.21 Bcast:192.168.1.255 Mask:255.255.255.0
         inet6 addr: fe80::213:2ff:fe69:709b/64 Scope:Link
         UP BROADCAST RUNNING MULTICAST MTU:1500 Metric:1
         RX packets:10863 errors:0 dropped:0 overruns:0 frame:0
         TX packets:11768 errors:0 dropped:0 overruns:0 carrier:0
         collisions:0 txqueuelen:1000
         RX bytes:3274108 (3.1 MiB) TX bytes:1727121 (1.6 MiB)
```

Здесь показаны два сетевых интерфейса: физическая беспроводная сеть Wi-Fi (wlan0) и виртуальный интерфейс (виртуальная частная сеть, VPN) созданный программными средствами (Cisco Systems VPN Client) от Cisco Systems (cipsec0), работающий через один и тот же (wlan0 в показанном случае) физический канал (что подтверждает сказанное выше о возможности нескольких сетевых интерфейсов над одним физическом каналом). Для управления создаваемым сетевым интерфейсом (например, операции up или down), в отличие от диагностики, утилита ifconfig потребует прав root.

Примечание: Интересно, что если тот же VPN-канал создать «родными» Linux средствами OpenVPN (вместо Cisco Systems VPN Client) к тому же удалённому серверу-хосту, то мы получим совершенно другой (и даже, если нужно, ещё один **дополнительно**, параллельно) сетевой интерфейс — различия в интерфейсах обусловлены **модулями ядра**, которые их создавали:

\$ ifconfig tun0

Более новым и не менее известным³², но более развитым инструментом **управления**, является утилита ip (в некоторых дистрибутивах может потребоваться её отдельная установка с пакетом, известным под именем iproute2), вот результаты выполнения для той же конфигурации:

```
$ ip link
```

```
1: lo: <LOOPBACK, UP, LOWER_UP> mtu 16436 qdisc noqueue state UNKNOWN
    link/loopback 00:00:00:00:00:00 brd 00:00:00:00:00:00
2: eth0: <NO-CARRIER, BROADCAST, MULTICAST, UP> mtu 1500 qdisc mq state DOWN qlen 1000
    link/ether 00:15:60:c4:ee:02 brd ff:ff:ff:ff:ff
3: wlan0: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER UP> mtu 1500 qdisc mq state UP qlen 1000
    link/ether 00:13:02:69:70:9b brd ff:ff:ff:ff:ff
4: vboxnet0: <BROADCAST, MULTICAST> mtu 1500 qdisc noop state DOWN qlen 1000
    link/ether 0a:00:27:00:00:00 brd ff:ff:ff:ff:ff
5: pan0: <BROADCAST, MULTICAST> mtu 1500 qdisc noop state DOWN
    link/ether ae:4c:18:a0:26:1b brd ff:ff:ff:ff:ff
6: cipsec0: <NOARP,UP,LOWER_UP> mtu 1356 qdisc pfifo_fast state UNKNOWN qlen 1000
    link/ether 00:0b:fc:f8:01:8f brd ff:ff:ff:ff:ff
$ ip addr show dev cipsec0
6: cipsec0: <NOARP,UP,LOWER_UP> mtu 1356 qdisc pfifo_fast state UNKNOWN qlen 1000
    link/ether 00:0b:fc:f8:01:8f brd ff:ff:ff:ff:ff
    inet 192.168.27.101/24 brd 192.168.27.255 scope global cipsec0
    inet6 fe80::20b:fcff:fef8:18f/64 scope link
       valid_lft forever preferred_lft forever
```

Параметры утилиты допускают «быстрые» сокращения: addr - a, show - s, link - l ... так далее; важно чтобы сокращаемый параметр стоял в допустимой позиции команды.

Утилита **ip** имеет очень разветвлённый синтаксис (и возможности), настолько разветвлённый, что запомнить это нельзя ... но, к счастью, имеет и такую же разветвлённую (**древовидную**, многоуровневую) систему помощи:

```
$ ip help
```

Этими утилитами работы с сетевыми интерфейсами мы будем широко пользоваться при отработке модулей ядра, создающих такие интерфейсы.

Ещё одним инструментом **управления** работой сетевой системы, не пересекающимся с перечисленными, является утилита route — управление таблицей роутинга ядра (и диагностика содержимого). Простейший пример использования утилиты route для изменений в таблице роутинга будет показан ниже, в примере переименований сетевого интерфейса (хотя и все операции с роутингом вы можете выполнять всё той же утилитой: ip route ...).

Один из самых полезных **специальных** инструментов при отработке и конфигурировании сетевого кода — это ethtool (возможно в вашем дистрибутиве его придётся установить стандартным способом из

³² ifconfig является очень давним, универсальным инструментом управления сетью, наследием присутствующим во всех POSIX операционных системах (Solaris, *BSD, QNX, MINIX, ...), а утилита ip появилась намного позже, и является, главным образом «Linux изобретением», хотя позже начала с успехом использоваться и в других системах.

репозитория). Вот насколько расширенную статистику работы интерфейса даёт эта утилита:

```
$ ip l
1: lo: <LOOPBACK,UP,LOWER_UP> mtu 65536 qdisc noqueue state UNKNOWN mode DEFAULT group default
qlen 1000
    link/loopback 00:00:00:00:00:00 brd 00:00:00:00:00:00
2: eth0: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc mq state UP mode DEFAULT group default
qlen 1000
    link/ether 02:81:5f:d5:e7:17 brd ff:ff:ff:ff:ff
$ sudo ethtool -S eth0
NIC statistics:
     tx_underflow: 0
     tx_carrier: 0
     tx_losscarrier: 0
     vlan_tag: 0
     tx_deferred: 0
     tx_vlan: 0
     tx_jabber: 0
     tx_frame_flushed: 0
     tx_payload_error: 0
     tx_ip_header_error: 0
     rx_desc: 0
     sa_filter_fail: 0
     overflow_error: 0
     ipc_csum_error: 0
     rx_collision: 0
     rx_crc_errors: 0
     dribbling_bit: 0
     rx_length: 0
     rx_mii: 0
     rx_multicast: 0
     rx_gmac_overflow: 0
     rx_watchdog: 0
     da_rx_filter_fail: 0
     sa_rx_filter_fail: 0
     rx_missed_cntr: 0
     rx_overflow_cntr: 0
     rx_vlan: 0
     rx_split_hdr_pkt_n: 0
     tx_undeflow_irq: 0
     tx_process_stopped_irq: 11857
     tx_jabber_irq: 0
     rx_overflow_irq: 0
     rx_buf_unav_irq: 0
     rx_process_stopped_irq: 0
     rx_watchdog_irq: 0
     tx_early_irq: 11856
     fatal_bus_error_irq: 0
     rx_early_irq: 0
     threshold: 1
     tx_pkt_n: 12009
     rx_pkt_n: 55142
     normal_irq_n: 0
     rx_normal_irq_n: 55125
     napi_poll: 67566
     tx_normal_irq_n: 485
     tx_clean: 12441
     tx_set_ic_bit: 485
     irq_receive_pmt_irq_n: 0
     mmc_tx_irq_n: 0
```

```
mmc_rx_irq_n: 0
mmc_rx_csum_offload_irq_n: 0
irq_tx_path_in_lpi_mode_n: 0
irq_tx_path_exit_lpi_mode_n: 0
irq_rx_path_in_lpi_mode_n: 0
irq_rx_path_exit_lpi_mode_n: 0
phy_eee_wakeup_error_n: 0
ip_hdr_err: 0
ip_payload_err: 0
ip_csum_bypassed: 0
ipv4_pkt_rcvd: 0
ipv6_pkt_rcvd: 0
no_ptp_rx_msg_type_ext: 0
ptp_rx_msg_type_sync: 0
ptp_rx_msg_type_follow_up: 0
ptp_rx_msg_type_delay_req: 0
ptp_rx_msg_type_delay_resp: 0
ptp_rx_msg_type_pdelay_req: 0
ptp_rx_msg_type_pdelay_resp: 0
ptp_rx_msg_type_pdelay_follow_up: 0
ptp_rx_msg_type_announce: 0
ptp_rx_msg_type_management: 0
ptp_rx_msg_pkt_reserved_type: 0
ptp_frame_type: 0
ptp_ver: 0
timestamp_dropped: 0
av_pkt_rcvd: 0
av_tagged_pkt_rcvd: 0
vlan_tag_priority_val: 0
l3_filter_match: 0
l4_filter_match: 0
l3_l4_filter_no_match: 0
irq_pcs_ane_n: 0
irq_pcs_link_n: 0
irq_rgmii_n: 0
mtl_tx_status_fifo_full: 0
mtl_tx_fifo_not_empty: 0
mmtl_fifo_ctrl: 0
mtl_tx_fifo_read_ctrl_write: 0
mtl_tx_fifo_read_ctrl_wait: 0
mtl_tx_fifo_read_ctrl_read: 0
mtl_tx_fifo_read_ctrl_idle: 0
mac_tx_in_pause: 0
mac_tx_frame_ctrl_xfer: 0
mac_tx_frame_ctrl_idle: 0
mac_tx_frame_ctrl_wait: 0
mac_tx_frame_ctrl_pause: 0
mac_gmii_tx_proto_engine: 0
mtl_rx_fifo_fill_level_full: 0
mtl_rx_fifo_fill_above_thresh: 0
mtl_rx_fifo_fill_below_thresh: 0
mtl_rx_fifo_fill_level_empty: 0
mtl_rx_fifo_read_ctrl_flush: 0
mtl_rx_fifo_read_ctrl_read_data: 0
mtl_rx_fifo_read_ctrl_status: 0
mtl_rx_fifo_read_ctrl_idle: 0
mtl_rx_fifo_ctrl_active: 0
mac_rx_frame_ctrl_fifo: 0
mac_gmii_rx_proto_engine: 0
```

```
tx_tso_frames: 0
tx_tso_nfrags: 0
mtl_est_cgce: 0
mtl_est_hlbs: 0
mtl_est_hlbf: 0
mtl_est_btre: 0
mtl_est_btrim: 0
q0_tx_pkt_n: 12009
q0_tx_irq_n: 0
q0_rx_pkt_n: 55142
q0_rx_irq_n: 0
```

Но этот инструмент предоставляет не только самую обширную диагностику, но и позволяет конфигурировать параметры интерфейсов самым тонким образом **из командной строки**. Вот его справка, которая позволяет оценить обширность возможностей:

```
$ sudo ethtool --help | wc -l
165
```

К сожалению, не все сетевые интерфейсы, даже встроенные изначально в инсталляционных дистрибутивах, имеют (в настройках) возможность тонкой статистики и настройки:

Ещё один инструмент, который непременно понадобится при тщательном тестировании созданного модуля-драйвера — это утилита разрешения сетевых имён в IP адреса и наоборот:

```
$ nslookup yandex.ru 192.168.1.1
Server: 192.168.1.1
Address: 192.168.1.1#53
Non-authoritative answer:
```

Name: yandex.ru
Address: 213.180.204.11
Name: yandex.ru
Address: 93.158.134.11
Name: yandex.ru
Address: 213.180.193.11

Вторым параметром команды (необязательным) является IP адрес DNS-сервера, через который требуется выполнить разрешение имён (при его отсутствии будет использована последовательность DNS, конфигурированных в системе по умолчанию).

Для анализа трафика разрабатываемого сетевого интерфейса вам безусловно потребуются что-то из числа известных утилит сетевых сниферов, таких как tcpdump (http://www.tcpdump.org/), или её GUI эквивалент Wireshark (http://www.wireshark.org/). Посмотрим как для одного из сетевых интерфейсов (р7р1) выглядит результат tcpdump:

```
$ ip addr show dev p7p1
```

```
3: p7p1: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc pfifo_fast state UP qlen 1000
    link/ether 08:00:27:9e:02:02 brd ff:ff:ff:ff:ff
    inet 192.168.56.101/24 brd 192.168.56.255 scope global p7p1
    inet6 fe80::a00:27ff:fe9e:202/64 scope link
     valid_lft forever preferred_lft forever
```

Вот как может выглядеть полученный в tcpdump протокол (показано только начало) выполнения операции ping на этот интерфейс с внешнего хоста LAN:

\$ sudo tcpdump -i p7p1 tcpdump: verbose output suppressed, use -v or -vv for full protocol decode listening on p7p1, link-type EN10MB (Ethernet), capture size 65535 bytes 08:57:53.070217 ARP, Request who-has 192.168.56.101 tell 192.168.56.1, length 46 08:57:53.070271 ARP, Reply 192.168.56.101 is-at 08:00:27:9e:02:02 (oui Unknown), length 28 08:57:53.070330 IP 192.168.56.1 > 192.168.56.101: ICMP echo request, id 2478, seq 1, length 64 08:57:53.070373 IP 192.168.56.101 > 192.168.56.1: ICMP echo reply, id 2478, seq 1, length 64 08:57:54.071415 IP 192.168.56.1 > 192.168.56.101: ICMP echo request, id 2478, seq 2, length 64 08:57:54.071464 IP 192.168.56.101 > 192.168.56.1: ICMP echo reply, id 2478, seq 2, length 64

Видно работу ARP механизма разрешения IP адресов в локальной сети (начало протокола), и приём и передачу IP пакетов (тип протокола ICMP).

Примечание: В примере специально показано имя (p7p1) проводного (Ethernet) сетевого интерфейса в том виде, который он может иметь в некоторых (Fedora) дистрибутивах Linux (вместо eth0, eth1, ...). Такое (новое) обозначение увязывает сетевой интерфейс с адресом реализующего его реального сетевого адаптера на шине PCI.

Инструменты интегрального тестирования

Ранее обсуждалось, что для тестирования драйверов устройств оптимальными тестерами являются стандартные утилиты POSIX/GNU, такие как echo, cat, cp и другие. Для тестирования и отладки сетевых модулей ядра также хорошо бы предварительно определиться с набором тестовых инструментов (утилит), которые также были бы относительно стандартизованы (или широко используемые), и которые позволяли бы проводить тестирование наиболее быстро, с наименьшими затратами.

Один из удачных вариантов тестеров могут быть утилиты передачи файлов по протоколу SSH — sftp и scp. Обе утилиты копируют указанный (по URL) сетевой файл. Разница состоит в том, что sftp требует указания только источника и копирует его в текущий каталог, а для scp указывается и источник и приёмник (и каждый из них может быть сетевым URL, таким образом допускается выполнение копирования и из 3-го, стороннего узла):

Ещё одним эффективным инструментом тестирования и отладки может быть утилита nc (network cat). У этой утилиты есть множество возможностей (описанных в man), в частности она позволяет как передавать данные в сеть (клиент), так и принимать эти данные из сети (сервер):

```
$ echo 0123456789 > dg.txt
$ cat dg.txt | nc -l 12345

$ nc 192.168.56.1 12345 > file.txt
$ cat file.txt
0123456789
```

Здесь в первой группе команд nc запускается как **клиент**, во второй — как **сервер**, а параметр 12345 — это согласованный номер порта TCP, через который происходит передача, а 192.168.56.1 — IP-адрес узла, **с которого** осуществляет приём сервер. По умолчанию используется протокол передачи TCP, но его можно изменить на UDP, используя для nc опцию - u.

В отношении сетевых портов транспортного уровня L4 (ТСР, UDP, а также менее известных транспортных протоколов SCTP и DCCP) напомним следующее... Количество портов ограничено с учётом 16-битной адресации (2^{16} =65536, начало — «0»). Все порты разделены на три диапазона — **общеизвестные** (или **системные**, 0—1023), **зарегистрированные** (или **пользовательские**, 1024—49151) и **динамические** (или **частные**, 49152—65535).

Динамические и/или приватные порты — от 49152 до 65535. Эти порты динамические в том смысле, что они могут быть использованы любым процессом и с любой целью. Часто, программа, работающая на зарегистрированном порту (от 1024 до 49151) порождает другие процессы, которые затем используют эти динамические порты.

Самая свежая информация о регистрации номеров портов может быть найдена здесь: http://www.iana.org/numbers.htm#P

Структуры данных сетевого стека

Сетевая реализация построена так, чтобы не зависеть от конкретики протоколов. Весь сетевой обмен, все протоколы, не только TCP/IP или даже Ethernet, обслуживаются единым стеком сетевых протоколов.. Основной структурой данных описывающей сетевой интерфейс (устройство) является struct net_device, к ней мы вернёмся позже, описывая устройство.

А вот **основной** структурой обмениваемых **данных** (между сетевыми уровнями), на движении экземпляров данных которой между сетевыми уровнями построена работа всей подсистемы — это есть **буферы сокетов** (определения в linux/skbuff.h>). Буфер сокетов состоит их двух частей: данные управления struct sk_buff, и данные пакета (указываемые в struct sk_buff указателями head и data). Буферы сокетов всегда увязываются в очереди (struct sk_queue_head) посредством своих двух первых полей next и prev. Вот некоторые поля структуры, которые позволяют представить её структуру:

Структура вложенности заголовков сетевых уровней в точности соответствует структуре инкапсуляции сетевых протоколов протоколов внутри друг друга, это позволяет обрабатывающему слою получать доступ к информации, относящейся только к нужному ему слою.

Экземпляры данных типа struct sk_buff:

- Возникают при поступлении очередного сетевого пакета (здесь нужно принимать во внимание возможность сегментации пакетов) из внешней физической среды распространения данных. Об этом событии извещает прерывание (IRQ), генерируемое сетевым адаптером. При этом создаётся (чаще извлекается из пула использованных) очередной экземпляр буфера сокета, заполняется данными из поступившего пакета и далее этот экземпляр передаётся вверх от сетевого слоя к слою, до приложения прикладного уровня, которое и является получателем пакета. На этом экземпляр данных буфера сокета уничтожается (утилизируется, помещается в пул использованных).
- Возникают в среде приложения **прикладного уровня**, которое является **отправителем** пакета данных. Пакет отправляемых данных помещается в созданный буфер сокета, который начинает перемещаться

вниз от сетевого слоя к слою, до достижения канального уровня L2. На этом уровне осуществляется физическая передача данных пакета через сетевой адаптер в среду распространения. В случае успешного завершения передачи (что подтверждается прерыванием, генерируемым сетевым адаптером, часто по той же линии IRQ, что и при приёме пакета) буфер сокета уничтожается (утилизируется). При отсутствии подтверждения отправки (IRQ) от адаптера обычно делается несколько повторных попыток, прежде, чем принять решение об ошибке канала.

Прохождение экземпляра данных буфера сокета сквозь стек сетевых протоколов будет детально проанализировано далее.

Драйверы: сетевой интерфейс

Задача сетевого интерфейса — быть тем местом, в котором:

- создаются экземпляры структуры struct sk_buff, по каждому принятому из интерфейса пакету (здесь нужно принимать во внимание возможность сегментации IP пакетов), далее созданный экземпляр структуры продвигается по стеку протоколов вверх, до получателя пользовательского пространства, где он и уничтожается;
- исходящие экземпляры структуры struct sk_buff, порождённые где-то на верхних уровнях протоколов пользовательского пространства, должны отправляться (чаще всего каким-то аппаратным механизмом), а сами экземпляры структуры после этого — уничтожаться.

Более детально эти вопросы мы рассмотрим чуть позже, при обсуждении прохождения пакетов сквозь стек сетевых протоколов. А пока наша задача — **создание** той концевой точки (интерфейса), где эти последовательности действий начинаются и завершаются.

Создание сетевых интерфейсов

Ниже показан пример простого создания и регистрации в системе нового сетевого интерфейса (многие примеры этого раздела заимствованы из [6] с небольшими модификациями, и находятся в каталоге network/net):

<u>network.c:</u>

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/version.h>
#include <linux/netdevice.h>
static struct net_device *dev;
static int my_open(struct net_device *dev) {
   printk(KERN_INFO "! Hit: my_open(%s)\n", dev->name);
   /* start up the transmission queue */
   netif_start_queue(dev);
   return 0;
}
static int my_close(struct net_device *dev) {
  printk(KERN_INFO "! Hit: my_close(%s)\n", dev->name);
   /* shutdown the transmission queue */
  netif_stop_queue(dev);
   return 0;
}
/* Note this method is only needed on some; without it
  module will fail upon removal or use. At any rate there is a memory
   leak whenever you try to send a packet through in any case*/
static int stub_start_xmit(struct sk_buff *skb, struct net_device *dev) {
   dev_kfree_skb(skb);
```

```
return 0;
}
static struct net_device_ops ndo = {
   .ndo_open = my_open,
   .ndo_stop = my_close,
   .ndo_start_xmit = stub_start_xmit,
};
static void my_setup(struct net_device *dev) {
   /* Fill in the MAC address with a phoney */
  for(int j = 0; j < ETH\_ALEN; ++j)
      dev->dev_addr[j] = (char)j;
   ether_setup(dev);
   dev->netdev_ops = &ndo;
}
static int __init my_init(void) {
   printk(KERN_INFO "! Loading stub network module:....");
#if (LINUX_VERSION_CODE < KERNEL_VERSION(3, 17, 0))</pre>
  dev = alloc_netdev(0, "fict%d", my_setup);
#else
  dev = alloc_netdev(0, "fict%d", NET_NAME_ENUM, my_setup);
#endif
   if(register_netdev(dev)) {
      printk(KERN_INFO "! Failed to register\n");
      free_netdev(dev);
      return -1;
  }
  printk(KERN_INFO "! Succeeded in loading %s!\n", dev_name(&dev->dev));
}
static void __exit my_exit(void) {
   printk(KERN_INFO "! Unloading stub network module\n");
   unregister_netdev(dev);
   free_netdev(dev);
}
module_init(my_init);
module_exit(my_exit);
MODULE_AUTHOR("Bill Shubert");
MODULE_AUTHOR("Jerry Cooperstein");
MODULE_AUTHOR("Tatsuo Kawasaki");
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric");
MODULE_DESCRIPTION("LDD:1.0 s_24/lab1_network.c");
MODULE_LICENSE("GPL v2");
```

Здесь нужно обратить внимание на вызов alloc_netdev(), который в качестве параметра получает шаблон (%d) имени нового интерфейса: мы задаём префикс имени интерфейса (fict), а система присваивает сама первый свободный номер интерфейса с таким префиксом. Обратите также внимание как в цикле заполнился фиктивным значением 00:01:02:03:04:05 MAC-адрес интерфейса, что мы увидим вскоре в диагностике.

Тут же воспользуемся сделанным модулем и посмотрим что там у нас с сетевыми интерфейсами:

```
$ sudo insmod network.ko
$ ip link
...
5: fict0: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc fq_codel state UNKNOWN mode DEFAULT
```

```
group default qlen 1000
    link/ether 00:01:02:03:04:05 brd ff:ff:ff:ff:
$ ip a s dev fict0
5: fict0: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc fq_codel state UNKNOWN group default qlen 1000
    link/ether 00:01:02:03:04:05 brd ff:ff:ff:ff:
$ sudo rmmod network
$ ip a s dev fict0
Device "fict0" does not exist.
```

Мы только что создали новый сетевой интерфейс. Он ещё не подготовлен для осуществления сетевого трафика, но и не нарушает работоспособность сетевой подсистемы, и не препятствует работе других (существовавших до того) сетевых интерфейсов.

Новая схема и детальнее о создании

Описанная выше укрупнённая схема использовалась в неизменном виде на протяжении, как минимум, 10-ти первых лет существования сетевой подсистемы Linux, и в таком виде описана во многих источниках в литературе и обсуждениях. Но начиная с ядра 3.17 прототип макроса создания интерфейса меняется (linux/netdevice.h>)...

```
- было:
#define alloc_netdev(sizeof_priv, name, setup)

- СТАЛО:
#define alloc_netdev(sizeof_priv, name, name_assign_type, setup)

Как легко видеть, теперь вместо 3-х параметров 4, 3-й из которых — константа, определяющая порядок

нумерации создаваемых интерфейсов, описанная в том же файле определений:

/* interface name assignment types (sysfs name_assign_type attribute) */
#define NET_NAME_UNKNOWN 0 /* unknown origin (not exposed to userspace) */
#define NET_NAME_ENUM 1 /* enumerated by kernel */
#define NET_NAME_PREDICTABLE 2 /* predictably named by the kernel */
#define NET_NAME_USER 3 /* provided by user-space */
#define NET_NAME_RENAMED 4 /* renamed by user-space */
```

Похоже, что пока (на уровне ядра 3.17) эти различные схемы ещё не дифференцируются, но начата активная работа по модернизации схемы. Следствием же является, что все сетевые драйверы, особенно проприетарные или от производителей, **должны быть переписаны** с учётом новой схемы.

Для иллюстрации и изучения этой схемы приведём модифицированный вариант предыдущего модуля (показаны только существенно отличающиеся части):

mulnet.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/version.h>
#include <linux/netdevice.h>
static int num = 1;
                                  // число создаваемых интерфейсов
module_param(num, int, 0);
static char* title;
                                  // префикс имени интерфейсов
module_param(title, charp, 0);
static int digit = 1;
                                  // числовые суфиксы (по умолчанию)
module_param(digit, int, 0);
#if (LINUX_VERSION_CODE >= KERNEL_VERSION(3, 17, 0))
static int mode = 1;
                                  // режим нумерации интерфейсов
module_param(mode, int, 0);
#endif
static struct net_device *adev[] = { NULL, NULL, NULL, NULL };
```

```
static int ipos;
static void __init my_setup(struct net_device *dev) {
   /* Fill in the MAC address with a phoney */
   for(j = 0; j < ETH\_ALEN; ++j)
      dev->dev_addr[j] = (char)(j + ipos);
   ether_setup(dev);
   dev->netdev_ops = &ndo;
}
static int __init my_init(void) {
   char prefix[20];
   if(num > sizeof(adev) / sizeof(adev[0])) {
      printk(KERN_INFO "! link number error");
      return -EINVAL;
   }
#if (LINUX_VERSION_CODE >= KERNEL_VERSION(3, 17, 0))
   if(mode < 0 || mode > NET_NAME_RENAMED) {
      printk(KERN_INFO "! unknown name assign mode");
      return -EINVAL;
   }
#endif
   printk(KERN_INFO "! loading network module for %d links", num);
   sprintf(prefix, "%s%s", (NULL == title ? "fict" : title), "%d");
   for(ipos = 0; ipos < num; ipos++) {</pre>
      if(!digit)
         sprintf(prefix, "%s%c", (NULL == title ? "fict" : title), 'a' + ipos);
#if (LINUX_VERSION_CODE < KERNEL_VERSION(3, 17, 0))</pre>
      adev[ipos] = alloc_netdev(0, prefix, my_setup);
#else
      adev[ipos] = alloc_netdev(0, prefix, NET_NAME_UNKNOWN + mode, my_setup);
#endif
      if(register_netdev(adev[ipos])) {
         int j;
         printk(KERN_INFO "! failed to register");
         for(j = ipos; j >= 0; j--) {
            if(j != ipos) unregister_netdev(adev[ipos]);
            free_netdev(adev[ipos]);
         }
         return -ELNRNG;
   }
   printk(KERN_INFO "! succeeded in loading %d devices!", num);
   return 0;
static void __exit my_exit(void) {
   int i;
   printk(KERN_INFO "! unloading network module");
   for(i = 0; i < num; i++) {
      unregister_netdev(adev[i]);
      free_netdev(adev[i]);
   }
}
```

В дополнение, здесь показано создание нескольких однотипных сетевых интерфейсов (параметр num=...) и возможность «ручного» присвоения (параметр digit=0) им произвольных имён (без формата "%d"):

```
$ sudo insmod mulnet.ko num=3 title=zz mode=2
$ sudo cat /proc/modules | grep mulnet
mulnet 16384 0 - Live 0xffffffffc0f4c000 (OE)
$ ip link
```

. . .

 $6: zz0: \\ < BROADCAST, \\ \\ MULTICAST, \\ UP, \\ LOWER_UP> \\ \\ mtu \\ 1500 \\ qdisc \\ fq_codel \\ state \\ UNKNOWN \\ \\ \\ mode \\ DEFAULT \\ \\ group \\ \\ default \\ qlen \\ 1000 \\ \\ \\ exception \\ \\ exception$

link/ether 00:01:02:03:04:05 brd ff:ff:ff:ff:ff

7: zz1: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc fq_codel state UNKNOWN mode DEFAULT group default qlen 1000

link/ether 01:02:03:04:05:06 brd ff:ff:ff:ff:ff

8: zz2: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc fq_codel state UNKNOWN mode DEFAULT group default qlen 1000

link/ether 02:03:04:05:06:07 brd ff:ff:ff:ff:ff

\$ sudo rmmod mulnet

А вот как выглядят интерфейсы, если они создаются без числовых суффиксов, в режиме ручного формирования имён:

```
$ sudo insmod mulnet.ko num=3 digit=0
```

\$ ip link

. . .

9: ficta: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc fq_codel state UNKNOWN mode DEFAULT group default qlen 1000

link/ether 00:01:02:03:04:05 brd ff:ff:ff:ff:ff

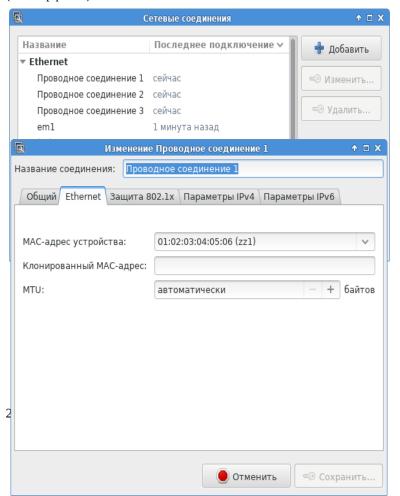
10: fictb: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc fq_codel state UNKNOWN mode DEFAULT group default glen 1000

link/ether 01:02:03:04:05:06 brd ff:ff:ff:ff:ff

11: fictc: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc fq_codel state UNKNOWN mode DEFAULT group default qlen 1000

link/ether 02:03:04:05:06:07 brd ff:ff:ff:ff:ff

Если в вашей Linux системе для управления сетевой подсистемой используется аплет Network Manager, то, непосредственно после запусков показанных выше модулей, созданные интерфейсы сразу же отобразятся в нём (3 интерфейса)...



Таким образом, сразу после создания сетевого интерфейса (после того как мы придадим ему определённую функциональность) вы сразу можете начинать его конфигурирование (в принципе, достаточно хлопотное и рутинное) пользуясь GUI инструментом.

Обращаем внимание, что при последовательных создании и уничтожении сетевых интерфейсов, их **нумерация** (в утилите ip) остаётся сквозной возрастающей (продолжается от последнего созданного).

Операции сетевого интерфейса

Для того, чтобы «придать жизнь» созданному сетевому интерфейсу, нужно реализовать для него набор обменных операций, чему и будет посвящена оставшаяся часть этого раздела... Вся связь сетевого интерфейса с выполняемыми на нём **операциями** осуществляется через таблицу функций linux/netdevice.h> операций сетевого интерфейса (net device operations):

```
struct net_device_ops {
                                  (*ndo_init)(struct net_device *dev);
        int
                                  (*ndo_uninit)(struct net_device *dev);
        void
        int
                                  (*ndo_open)(struct net_device *dev);
        int
                                  (*ndo_stop)(struct net_device *dev);
                                  (*ndo_start_xmit) (struct sk_buff *skb,
        netdev_tx_t
                                                     struct net_device *dev);
        struct net_device_stats* (*ndo_get_stats)(struct net_device *dev);
        void
                                  (*ndo_get_stats64)(struct net_device *dev,
                                   struct rtnl_link_stats64 *storage);
        . . .
}
```

В ядре 3.09, например, определено 39 операций в struct net_device_ops, (и около 50-ти операций в ядре 3.14, и около 76 в ядре 5.4), но реально разрабатываемые модули реализуют только некоторую малую часть из них.

Характерно, что в таблице операций интерфейса присутствует операция **передачи** сокетного буфера ndo_start_xmit в физическую среду, но вовсе нет операции **приёма** пакетов (сокетных буферов). Это совершенно естественно, как мы увидим вскоре: принятые пакеты (например в обработчике аппаратного прерывания IRQ) тут же передаются в **очередь** (ядра) принимаемых пакетов, и далее уже обрабатываются сетевым стеком. А вот выполнять операцию ndo_start_xmit — обязательно, хотя бы, как минимум, для вызова API ядра dev_kfree_skb(), который утилизирует (уничтожает) сокетный буфер после успешной (да и безуспешной тоже) операции передачи пакета. Если этого не делать, в системе возникнет слабо выраженная утечка памяти (с каждым пакетом), которая, в конечном итоге, рано или поздно приведёт к краху системы.

Теперь мы можем начать созданное нами выше (пока ещё фиктивное) сетевое устройство установить в системе:

```
64 bytes from 192.168.1.222: icmp_seq=3 ttl=64 time=0.058 ms
64 bytes from 192.168.1.222: icmp_seq=4 ttl=64 time=0.072 ms
--- 192.168.1.222 ping statistics ---
4 packets transmitted, 4 received, 0% packet loss, time 3065ms
rtt min/avg/max/mdev = 0.030/0.054/0.072/0.015 ms
Таблица маршутизации ядра протокола ІР
Destination Gateway Genmask Flags Metric Ref Use Iface
              192.168.1.3
                             0.0.0.0
                                           UG
                                                  100
                                                                 0 eno1
0.0.0.0
              192.168.1.6
                             0.0.0.0
                                            UG
                                                  101
                                                         0
                                                                 0 eno2
169.254.0.0
              0.0.0.0
                             255.255.0.0
                                            U
                                                  1000
                                                        0
                                                                 0 eno1
192.168.1.0 0.0.0.0
                             255.255.255.0 U
                                                  0
                                                         0
                                                                 0 fict0
192.168.1.0 0.0.0.0
                             255.255.255.0 U
                                                                 0 eno1
                                                  100
                                                         0
192.168.1.0
              0.0.0.0
                             255.255.255.0 U
                                                  101
                                                                 0 eno2
```

Показанное, пока, вовсе не означает какую-то реальную работоспособность созданного интерфейса — создаваемый поток сокетных буферов замыкается в петлю внутри самого сетевого стека:

\$ ifconfig fict0

```
fict0: flags=4163<UP,BROADCAST,RUNNING,MULTICAST> mtu 1500
inet 192.168.1.222 netmask 255.255.255.0 broadcast 192.168.1.255
ether 00:01:02:03:04:05 txqueuelen 1000 (Ethernet)
RX packets 0 bytes 0 (0.0 B)
RX errors 0 dropped 0 overruns 0 frame 0
TX packets 0 bytes 0 (0.0 B)
TX errors 0 dropped 0 overruns 0 carrier 0 collisions 0
```

Обратите внимание, как совершенно **произвольное значение** (выбранное нами) заполняется в структуре net_device, и устанавливается в качестве MAC (аппаратного) адреса созданного интерфейса (в функции my_setup()).

Как уже отмечалось выше, основу структуры описания сетевого интерфейса составляет структура struct net_device, описанная в linux/netdevice.h>. При работе с сетевыми интерфейсами эту структуру стоит изучить весьма тщательно. Это очень крупная структура, содержащая не только описание аппаратных средств, но и конфигурационные параметры сетевого интерфейса по отношению к выше лежащим протоколам (пример взят из ядра 3.09, но только потому, что там поля прокомментированы — это огромная структура в 5.4, например, в которой множество параметров, которые нужно изучать непосредственно разработчикам оборудования):

```
struct net_device {
  char name[IFNAMSIZ];
  unsigned long mem_end; /* shared mem end
  unsigned long mem_start; /* shared mem start
  unsigned long base_addr; /* device I/O address */
                            /* device IRQ number */
  unsigned int
                 irq;
. . .
  unsigned
                 mtu;
                           /* interface MTU value
                           /* interface hardware type */
  unsigned short type;
  struct net device stats stats;
  struct list_head dev_list;
   /* Interface address info. */
  unsigned char perm_addr[MAX_ADDR_LEN]; /* permanent hw address
  unsigned char addr_len;
                                            /* hardware address length */
}
```

Здесь поле type, например, определяет тип аппаратного адаптера с точки зрения ARP-механизма разрешения MAC адресов ($<linux/if_arp.h>$):

```
#define ARPHRD_ETHER 1 /* Ethernet 10Mbps */
...

#define ARPHRD_IEEE802 6 /* IEEE 802.2 Ethernet/TR/TB */
#define ARPHRD_ARCNET 7 /* ARCnet */
...

#define ARPHRD_IEEE1394 24 /* IEEE 1394 IPv4 - RFC 2734 */
...

#define ARPHRD_IEEE80211 801 /* IEEE 802.11 */
```

Здесь же заносятся такие совершенно аппаратные характеристики интерфейса (реализующего его физического адаптера), как, например, адрес базовой области ввода-вывода (base_addr), используемая линия аппаратного прерывания (irq), максимальная длина пакета для данного интерфейса (mtu)...

Детальный разбор огромного числа полей struct net_device (этой и любой другой сопутствующей) или их возможных значений — бессмысленный, хотя бы потому, что эта структура радикально изменяется даже от подверсии к подверсии ядра; такой разбор должен проводиться «по месту» на основе изучения названных выше заголовочных файлов.

Со структурой сетевого интерфейса обычно создаётся и связывается (кодом модуля) **приватная структура данных**, в которой пользователь может размещать произвольные собственные данные любой сложности, ассоциированные с интерфейсом. Это обычная практика ядра Linux, и не только сетевой подсистемы. Указатель такой приватной структуры помещается в структуру сетевого интерфейса. Это особо актуально, если предполагается, что драйвер может создавать несколько сетевых интерфейсов (например, несколько идентичных сетевых адаптеров). Доступ к приватной структуре данных должен определяться **исключительно** специально определённой для того функцией netdev_priv(). Ниже показан возможный вид функции — это определение списано из ядра 5.4, но никто не даст гарантий, что в другом ядре (раньше или позже) оно радикально не отличается:

```
/**
 * Get network device private data
 */
static inline void *netdev_priv(const struct net_device *dev)
{
    return (char *)dev + ALIGN(sizeof(struct net_device), NETDEV_ALIGN);
}
```

Примечание: Как легко видеть из определения, приватная структура данных дописывается **непосредственно в хвост** struct net_device - это обычная практика создания структур переменного размера, принятая в языке С начиная с стандарта С89 (и в С99). Но именно из-за этого, за счёт эффектов выравнивания данных (и его возможного изменения в будущем), не следует адресоваться к приватным данным непосредственно, а следует только использовать netdev_priv().

При начальном размещении интерфейса размер определённой пользователем приватной структуры передаётся первым параметром функции размещения, например так:

```
child = alloc_netdev(sizeof(struct priv), "fict%d", &setup);
```

После успешного выполнения размещения интерфейса приватная структура также будет размещена («в хвост» структуре struct net_device), и будет доступна по вызову netdev_priv().

Bce структуры struct net_device, описывающие доступные сетевые интерфейсы в системе, увязаны в единый связный список.

Примечание: В ядре Linux все и любые списочные связные структуры строятся на основе API кольцевых двухсвязных списков, структур данных struct list_head (поле dev_list в struct net_device). Техника связных списков в ядре Linux будет подробно рассмотрена позже, в части API ядра.

Следующий пример визуализирует содержимого списка сетевых интерфейсов:

<u>devices.c :</u>

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/init.h>
#include <linux/netdevice.h>
static int __init my_init(void) {
   struct net_device *dev;
  printk(KERN_INFO "Hello: module loaded at 0x%px\n", my_init);
   dev = first_net_device(&init_net);
   printk(KERN_INFO "Hello: dev_base address=0x%px\n", dev);
   while (dev) {
      char smac[ETH_ALEN*3];
      struct rtnl_link_stats64 stat = {};
      for(int j = 0; j < ETH\_ALEN; j++)
         sprintf(smac + j * 3, "%02x%c",
                 dev->dev_addr[j], ETH_ALEN - 1 != j ? ':' : '\0' );
      if (dev->netdev_ops->ndo_get_stats64 != NULL)
         dev->netdev_ops->ndo_get_stats64(dev, &stat);
      printk(KERN_INFO "name=%-6s irq=%-3d MAC=%s "
                       "rx_bytes=%-8llu tx_bytes=%-8llu \n",
                       dev->name, dev->irq, smac,
                       stat.rx_bytes, stat.tx_bytes);
      dev = next_net_device(dev);
    }
    return -1;
}
module_init(my_init);
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric");
MODULE_LICENSE("GPL v2");
   Выполнение (предварительно для убедительности загрузим ранее созданный модуль network.ko):
$ sudo insmod mulnet.ko num=4 title=abc
$ ip l
1: lo: <LOOPBACK,UP,LOWER_UP> mtu 65536 qdisc noqueue state UNKNOWN mode DEFAULT group default
qlen 1000
    link/loopback 00:00:00:00:00:00 brd 00:00:00:00:00:00
2: eno1: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc mq state UP mode DEFAULT group default
glen 1000
    link/ether 90:b1:1c:54:3a:46 brd ff:ff:ff:ff:ff
3: eno2: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc mq state UP mode DEFAULT group default
alen 1000
    link/ether 90:b1:1c:54:3a:47 brd ff:ff:ff:ff:ff
4: team1: <NO-CARRIER, BROADCAST, MULTICAST, UP> mtu 1500 qdisc noqueue state DOWN mode DEFAULT group
default glen 1000
    link/ether ee:8b:90:64:9b:dd brd ff:ff:ff:ff:ff
5: abc0: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc fq_codel state UNKNOWN mode DEFAULT
group default qlen 1000
    link/ether 00:01:02:03:04:05 brd ff:ff:ff:ff:ff
6: abc1: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc fq_codel state UNKNOWN mode DEFAULT
group default qlen 1000
    link/ether 01:02:03:04:05:06 brd ff:ff:ff:ff:ff
7: abc2: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc fq_codel state UNKNOWN mode DEFAULT
group default glen 1000
    link/ether 02:03:04:05:06:07 brd ff:ff:ff:ff:ff
8: abc3: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc fq_codel state UNKNOWN mode DEFAULT
group default qlen 1000
    link/ether 03:04:05:06:07:08 brd ff:ff:ff:ff:ff
$ sudo insmod devices.ko
insmod: ERROR: could not insert module devices.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n 10
```

```
[18147.771220] Hello: module loaded at 0xffffffffc0d24000
[18147.771222] Hello: dev_base address=0xffff95f48b20e000
[18147.771228] name=lo
                         irg=0
                                 MAC=00:00:00:00:00:00 rx bytes=9602226 tx bytes=9602226
[18147.771232] name=eno1 irq=16 MAC=90:b1:1c:54:3a:46 rx_bytes=33949503 tx_bytes=11483504
[18147.771235] name=eno2 irq=17 MAC=90:b1:1c:54:3a:47 rx_bytes=22621614 tx_bytes=7072507
[18147.771240] name=team1 irq=0 MAC=ee:8b:90:64:9b:dd rx_bytes=0
                                                                        tx_bytes=0
[18147.771242] name=abc0 irg=0
                                 MAC=00:01:02:03:04:05 rx_bytes=0
                                                                        tx_bytes=0
                                 MAC=01:02:03:04:05:06 rx_bytes=0
[18147.771244] name=abc1 irq=0
                                                                        tx_bytes=0
                         irq=0
[18147.771246] name=abc2
                                 MAC=02:03:04:05:06:07 rx_bytes=0
                                                                        tx_bytes=0
[18147.771248] name=abc3
                         irq=0
                                 MAC=03:04:05:06:07:08 rx_bytes=0
                                                                        tx_bytes=0
```

Переименование сетевого интерфейса

Только-что, в примере выше, было показано, как имя сетевого интерфейса задаётся модулем, создающим этот интерфейс. Но имя сетевого интерфейса (созданного модулем, или присутствующего в системе) не есть совершенно константное значение, которое должно оставаться неизменным во всё время работы интерфейса в системе. Сравните:

\$ ip link

- 1: lo: <LOOPBACK,UP,LOWER_UP> mtu 16436 qdisc noqueue state UNKNOWN mode DEFAULT link/loopback 00:00:00:00:00:00 brd 00:00:00:00:00
- 2: eth0: <BROADCAST,MULTICAST,UP,LOWER_UP> mtu 1500 qdisc mq state UP mode DEFAULT qlen 1000 link/ether 00:15:60:c4:ee:02 brd ff:ff:ff:ff
- 3: wlan0: <BROADCAST, MULTICAST> mtu 1500 qdisc mq state DOWN mode DEFAULT qlen 1000 link/ether 00:13:02:69:70:9b brd ff:ff:ff:ff

\$ ip link show wlan0

- 3: wlan0: <BROADCAST, MULTICAST> mtu 1500 qdisc mq state DOWN mode DEFAULT qlen 1000 link/ether 00:13:02:69:70:9b brd ff:ff:ff:ff
- \$ sudo ip link set dev wlan0 name wln2

\$ ip link

- 1: lo: <LOOPBACK,UP,LOWER_UP> mtu 16436 qdisc noqueue state UNKNOWN mode DEFAULT link/loopback 00:00:00:00:00:00 brd 00:00:00:00:00
- 2: eth0: <BROADCAST,MULTICAST,UP,LOWER_UP> mtu 1500 qdisc mq state UP mode DEFAULT qlen 1000 link/ether 00:15:60:c4:ee:02 brd ff:ff:ff:ff
- 3: wln2: <BROADCAST, MULTICAST> mtu 1500 qdisc mq state DOWN mode DEFAULT qlen 1000 link/ether 00:13:02:69:70:9b brd ff:ff:ff:ff:ff

Здесь исходный WiFi-интерфейс wlan0 был переименован командой ip в новое имя wln2. Далее с этим новым именем интерфейса работают все сетевые утилиты и протоколы.

Это не имеет прямого отношения к программированию модулей ядра, но оказывается чрезвычайно **мощным** инструментом при тестировании модулей, при экспериментах, или при конфигурировании программных пакетов, включающих модули ядра сетевых устройств, которые создают свои новые сетевые интерфейсы. Но для использования этого инструмента нужно учесть несколько факторов...

пусть мы имеем первоначально систему с двумя интерфейсами (p2p1 и p7p1):

\$ route -n

Kernel IP routing table

Destination	Gateway	Genmask	Flags	Metric	Ref	Use	Iface
0.0.0.0	192.168.1.1	0.0.0.0	UG	0	0	0	p2p1
192.168.1.0	0.0.0.0	255.255.255.0	U	0	0	0	p2p1
192.168.56.1	0.0.0.0	255.255.255.255	UH	0	0	0	p7p1

 изменить имя можно только для остановленного интерфейса, в противном случае интерфейс будет «занят» для операции (в первоначальном примере wlano и был как-раз в остановленном состоянии):

\$ sudo ip link set dev p7p1 name crypt0

RTNETLINK answers: Device or resource busy

- интерфейс нужно остановить для выполнения переименования, после чего снова поднять:

\$ sudo ifconfig p7p1 down

```
$ sudo ip link set dev p7p1 name crypt0
$ sudo ifconfig crypt0 192.168.56.4
$ ip address show dev crypt0
3: crypt0: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc pfifo_fast state UP qlen 1000 link/ether 08:00:27:08:9a:bd brd ff:ff:ff:ff:
   inet 192.168.56.3/32 brd 192.168.56.3 scope global crypt0
   inet6 fe80::a00:27ff:fe08:9abd/64 scope link
     valid_lft forever preferred_lft forever
```

 но после остановки и перезапуска интерфейса разрушается соответствующая ему запись в таблице роутинга (такое произошло бы если бы мы и не переименовывали интерфейс):

\$ route -n

Kernel IP routing table

```
Gateway
                            Genmask
                                           Flags Metric Ref
                                                             Use Iface
Destination
              192.168.1.1
0.0.0.0
                            0.0.0.0
                                           HG
                                                0
                                                       0
                                                               0 p2p1
192.168.1.0
             0.0.0.0
                            255.255.255.0 U
                                                 0
                                                       0
                                                               0 p2p1
```

\$ sudo route add -net 192.168.56.0 netmask 255.255.255.0 dev crypt0

\$ route -n

Kernel IP routing table

 при работающем интерфейсе crypt0 с присвоенным ему IP создаётся впечатление его неработоспособности; для восстановления работы нужно добавить запись об интерфейсе в таблицу роутинга:

Destination	Gateway	Genmask	Flags	Metric	Ref	Use	Iface
0.0.0.0	192.168.1.1	0.0.0.0	UG	0	0	0	p2p1
192.168.1.0	0.0.0.0	255.255.255.0	U	0	0	0	p2p1
192.168.56.0	0.0.0.0	255.255.255.0	U	Θ	Θ	0	crypt0

– после чего можно убедиться в полной работоспособности интерфейса с новым именем:

```
$ ping 192.168.56.1
```

```
PING 192.168.56.1 (192.168.56.1) 56(84) bytes of data.
64 bytes from 192.168.56.1: icmp_req=1 ttl=64 time=0.422 ms
64 bytes from 192.168.56.1: icmp_req=2 ttl=64 time=0.239 ms
^C
--- 192.168.56.1 ping statistics ---
2 packets transmitted, 2 received, 0% packet loss, time 1000ms
rtt min/avg/max/mdev = 0.239/0.330/0.422/0.093 ms
```

Путь пакета сквозь стек протоколов

Теперь у нас достаточно деталей, чтобы проследить путь пакетов (буферов сокетов) сквозь сетевой стек, проследить то, как буфера сокетов возникают в системе, и когда они её покидают, а также ответить на вопрос, почему вышележащие протокольные уровни (будут рассмотрены чуть ниже) никогда не порождают и не уничтожают буферов сокетов, а только обрабатывают (или модифицируют) содержащуюся в них информацию (работают как фильтры). Итак, последовательность связей мы можем разложить в таком порядке:

Приём: традиционный подход

Традиционный подход состоит в том, что каждый приходящий сетевой пакет порождает аппаратное прерывание по линии IRQ адаптера, что и служит сигналом на приём очередного сетевого пакета и создание буфера сокета для его сохранения и обработки принятых данных. Порядок действий модуля сетевого интерфейса при этом следующий:

1. Читая конфигурационную область PCI адартера сети при инициализации модуля, определяем линию прерывания IRQ, которая будет обслуживать сетевой обмен:

```
char irq;
pci_read_config_byte(pdev, PCI_INTERRUPT_LINE, &byte);
```

Точно таким же манером будет определена и область адресов ввода-адресов адаптера, скорее всего, через

DMA ... - всё это рассматривается позже, при рассмотрении аппаратных шин.

2. При инициализации сетевого интерфейса, для этой линии IRQ устанавливается обработчик прерывания my_interrupt():

```
request_irq((int)irq, my_interrupt, IRQF_SHARED, "my_interrupt", &my_dev_id);
```

3. В обработчике прерывания, по приёму нового пакета из сети (то же прерывание может происходить и при завершении отправки пакета в сеть, здесь нужен анализ причины), создаётся (или запрашивается из пула используемых) новый экземпляр буфера сокетов:

```
static irqreturn_t my_interrupt(int irq, void *dev_id) {
    ...
    struct sk_buff *skb = kmalloc(sizeof(struct sk_buff), ...);
    // заполнение данных *skb чтением из портов сетевого адаптера
    netif_rx(skb);
    return IRQ_HANDLED;
}
```

Все эти действия выполняются не в самом обработчике верхней половины прерываний от сетевого адаптера, а в обработчике отложенного прерывания NET_RX_SOFTIRQ для этой линии. Последним действием является передача заполненного сокетного буфера вызову netif_rx() (или netif_receive_skb()) который и запустит процесс движения его (буфера) вверх по структуре сетевого стека (отметит отложенное программное прерывание NET_RX_SOFTIRQ для исполнения).

Приём: высокоскоростной интерфейс

Особенность природы сетевых интерфейсов состоит в том, что их активность носит взрывной характер: после весьма продолжительных периодов молчания возникают интервалы пиковой активности, когда сетевые пакеты (сегментированные на IP пакеты объёмы передаваемых данных) следуют сплошной плотной чередой. После такого пика активности могут снова наступать значительные промежутки полного отсутствия активности, или вялой активности на интерфейсе (обмен ARP пакетами для обновления информации разрешения локальных адресов и подобные виды активности). Современные Ethernet сетевые карты используют скорости обмена до 10Gbit/s, но уже даже при значительно ниже интенсивностях традиционный подход становится нецелесообразным: в периоды высокой плотности поступления пакетов:

- новые приходящие пакеты создают вложенные запросы IRQ нескольких уровней при ещё не обслуженном приёме текущего IRQ;
- асинхронное обслуживание каждого IRQ в плотном потоке создаёт слишком большие накладные расходы;

Поэтому был добавлен набор API для обработки таких плотных потоков пакетов, поступающих с высокоскоростных интерфейсов, который и получил название NAPI (New API 33). Идея состоит в том, чтобы приём пакетов осуществлять не методом аппаратного прерывания, а методом **программного опроса** (polling), точнее, комбинацией этих двух возможностей:

- при поступлении **первого** пакета «пачки» инициируется прерывание IRQ адаптера (всё начинается как в традиционном методе)...
- в обработчике прерывания запрещается поступление дальнейших запросов прерывания с этой линии IRQ по приёму пакетов, IRQ с этой же линии по отправке пакетов могут продолжать поступать, таким образом, этот запрет происходит не программным запретом линии IRQ со стороны процессора, а записью управляющей информации в аппаратные регистры сетевого адаптера, адаптер должен предусматривать такое раздельное управление поступлением прерываний по приёму и передаче, но для современных высокоскоростных адаптеров это, обычно, соблюдается;
- после прекращения прерываний по приёму обработчик переходит в режим циклического считывания и обработки принятых из сети пакетов, сетевой адаптер при этом накапливает поступающие пакеты во внутреннем кольцевом буфере приёма, а считывание производится либо до полного исчерпания кольцевого буфера, либо до определённого порогового числа считанных пакетов (10, 20, ...),

³³ Естественно, до какого времени он будет «новым» неизвестно — до появления ещё более нового.

называемого бюджетом функции полинга;

- естественно, это считывание и обработка пакетов происходит не в собственно обработчике прерывания (верхней половине), а в его отсроченной части;
- по каждому принятому в опросе пакету генерируется сокетный буфер для продвижения его по стеку сетевых протоколов вверх;
- после завершения цикла программного опроса, по его результатам устанавливается состояние завершения NAPI_STATE_DISABLE (если не осталось больше не сосчитанных пакетов в кольцевом буфере адаптера), или NAPI_STATE_SCHED (что говорит, что устройство адаптера должно продолжать опрашиваться когда ядро следующий раз перейдёт к циклу опросов в отложенном обработчике прерываний).
- если результатом является NAPI_STATE_DISABLE, то после завершения цикла программного опроса восстанавливается разрешение генерации прерываний по линии IRQ приёма пакетов (записью в порты сетевого адаптера);

В реализующем коде модуля это укрупнённо должно выглядеть подобно следующему (при условии, что линия IRQ связана с аппаратным адаптером, как это описано для традиционного метода):

1. Реализатор обязан предварительно создать и зарегистрировать специфичную для модуля функцию опроса (poll-функцию), используя вызов (<netdevice.h>):

где:

dev — это рассмотренная раньше структура зарегистрированного сетевого интерфейса;

poll — регистрируемая функция программного опроса, о которой ниже;

weight — относительный вес, приоритет, который придаёт разработчик этому интерфейсу, для 10Mb и 100Mb адаптеров здесь часто указано значение 16, а для 10Gb и 100Gb — значение 64;

napi — дополнительный параметр, указатель на специальную структуру, которая будет передаваться в каждый вызов функции poll, и где будет, по результату выполнения этой функции, заполняться поле state значениями NAPI_STATE_DISABLE или NAPI_STATE_SCHED, вид этой структуры должен быть (netdevice.h>):

```
struct napi_struct {
    struct list_head poll_list;
    unsigned long state;
    int weight;
    int (*poll)(struct napi_struct *, int);
};
```

2. Зарегистрированная функция программного опроса (полностью зависимая от задачи и реализуемая в коде модуля) имеет подобный вид:

```
static int my_card_poll(struct napi_struct *napi, int budget) {
  int work_done; // число реально обработанных в цикле опроса сетевых пакетов
  work_done = my_card_input(budget, ...); // реализационно специфический приём пакетов
  if(work_done < budget) {
    netif_rx_complete(netdev, napi);
    my_card_enable_irq(...); // разрешить IRQ приёма
  }
  return work_done;
}</pre>
```

Здесь пользовательская функция my_card_input() в цикле пытается аппаратно сосчитать budget сетевых пакетов, и для каждого считанного сетевого пакета создаёт сокетный буфер и вызывает netif_receive_skb(), после чего этот буфер начинает движение по стеку протоколов вверх. Если кольцевой буфер сетевого адаптера исчерпался ранее budget пакетов (нет более наличных пакетов), то адаптеру разрешается возбуждать

прерывания по приёму, а ядро вызовом netif_rx_complete() уведомляется, что отменяется отложенное программное прерывание NET_RX_SOFTIRQ для дальнейшего вызова функции опроса. Если же удалось сосчитать budget пакетов (в буфере адаптера, видимо, есть ещё не обработанные пакеты), то опрос продолжится при следующем цикле обработки отложенного программного прерывания NET_RX_SOFTIRQ.

3. Обработчик аппаратного прерывания линии IRQ сетевого адаптера (активирующий при приходе **первого** сетевого пакета «пачки» активности) должен выполнять примерно следующее:

```
static irqreturn_t my_interrupt(int irq, void *dev_id) {
  struct net_device *netdev = dev_id;
  if(likely(netif_rx_schedule_prep(netdev, ...))) {
    my_card_disable_irq(...); // запретить IRQ приёма
    __netif_rx_schedule(netdev, ...);
  }
  return IRQ_HANDLED;
}
```

Здесь ядро должно быть уведомлено, что новая порция сетевых пакетов готова для обработки. Для этого

- вызов netif_rx_schedule_prep() подготавливает устройство для помещение в список для программного опроса, устанавливая состояние в NAPI_STATE_SCHED;
- если предыдущий вызов успешен (а противное возникает только если NAPI уже активен), то вызовом
 __netif_rx_schedule() устройство помещается в список для программного опроса, в цикле
 обработки отложенного программного прерывания NET_RX_SOFTIRQ.

Вот, собственно, и всё относительно новой модели приёма сетевых пакетов. Здесь нужно держать в виду, что бюджет, разово устанавливаемый в функции опроса (локальный бюджет), не должен быть чрезмерно большим. По крайней мере:

- Опрос не должен должен потреблять более одного системного тика (глобальная переменная jiffies), иначе это будет искажать диспетчеризацию потоков ядра;
 - Бюджет не должен быть больше глобально установленного ограничения:

```
$ cat /proc/sys/net/core/netdev_budget
300
```

После каждого цикла опроса число обработанных пакетов (возвращаемых функцией опроса) вычитается из этого глобального бюджета, и если остаток меньше нуля, то обработчик программного прерывания NET_RX_SOFTIRQ останавливается.

Передача пакетов

Описанными выше действиями инициируется создание и движение сокетного буфера вверх по стеку. Движение же вниз (при отправке в сеть) обеспечивается по другой цепочке:

1. При инициализации сетевого интерфейса (это момент, который уже был назван выше в п.2), создаётся таблица операций сетевого интерфейса, одно из полей которой ndo_start_xmit определяет функцию передачи пакета в сеть:

```
struct net_device_ops ndo = {
    .ndo_open = my_open,
    .ndo_stop = my_close,
    .ndo_start_xmit = stub_start_xmit,
};
```

2. При вызове stub_start_xmit() должна обеспечить аппаратную передачу полученного сокета в сеть, после чего уничтожает (возвращает в пул) буфер сокета:

```
static int stub_start_xmit(struct sk_buff *skb, struct net_device *dev) {
    // ... аппартное обслуживание передачи
    dev_kfree_skb(skb);
```

```
return 0;
```

Реально чаще уничтожение отправляемого буфера будет происходить не при инициализации операции, а при её (успешном) завершении (аппаратном), что отслеживается **по той же линии IRQ**, что и приём пакетов из сети.

Часто задаваемый вопрос: а где же в этом процессе место (код), где реально создаётся содержательная информация, помещаемая в сокетный буфер, или где потребляется информация из принимаемых сокетных буферов? Ответ: не ищите такого места в пределах сетевого стека ядра — любая информация для отправки в сеть, или потребляемая из сети, возникает в поле зрения только на прикладных уровнях, в приложениях пространства пользователя, таких, например, как ping, ssh, telnet и великое множество других. Интерфейс из этого прикладного уровня в стек протоколов ядра обеспечивается известным POSIX API сокетов прикладного уровня.

Статистики интерфейса

Процессы, происходящие на сетевом интерфейс, сложно явно наблюдать (в сравнении, скажем, с интерфейсами /dev или /proc). Поэтому очень важной характеристикой интерфейса становится накопленная статистика происходящих на нём процессов. Для накопления статистики работы сетевого интерфейса описана специальная структура (достаточно большая, определена там же в linux/netdevice.h>, показано только начало структуры):

Поля такой структуры структура должны заполняться самим **кодом модуля** статистическими данными проходящих пакетов (при передаче пакета, например, инкрементируя tx_packets).

Это старая схема создания статистики. В новой схеме (в новых драйверах) статистика должна накапливаться в **новой** подобной структуре (определена в include/uapi/linux/if_link.h):

Возвращается таблица (та или иная) накопленной статистики (в том числе и для передачи в пространство пользователя — см. результат команды ifconfig) функцией ndo_get_stats или ndo_get_stats64 в таблице операций интерфейса struct net_device_ops, выше эти поля были специально показаны:

Как легко видеть, способ возврата результата в 2-х способах существенно различается: старый возвращал указатель на существующую структуру, новый получает указатель на размещённую в памяти структуру, которую он заполняет значениями.

Модуль должен реализовать такие собственные функции (одну из них или обе) и поместить её в табдицу операций struct net_device_ops. Это делается, если вы хотите получать статистики сетевого интерфейса

пользователем вызовом ifconfig, или через интерфейс файловой системы /proc, как это ожидаемо и происходит для всех сетевых интерфейсов:

\$ ifconfig wlan0

```
wlan0 Link encap:Ethernet HWaddr 00:13:02:69:70:9B
inet addr:192.168.1.22 Bcast:192.168.1.255 Mask:255.255.255.0
inet6 addr: fe80::213:2ff:fe69:709b/64 Scope:Link
UP BROADCAST RUNNING MULTICAST MTU:1500 Metric:1
RX packets:8658 errors:0 dropped:0 overruns:0 frame:0
TX packets:9070 errors:0 dropped:0 overruns:0 carrier:0
collisions:0 txqueuelen:1000
RX bytes:4240425 (4.0 MiB) TX bytes:1318733 (1.2 MiB)
```

Начнём со старого метода... Где обычно размещается структура net_device_stats, которую мы предполагаем возвращать пользователю? Часто встречаются несколько вариантов:

1. Если модуль обслуживает только один конкретный сетевой интерфейс, то структура может размещаться на глобальном уровне кода модуля.

```
static struct net_device_stats stats = {};
...
static struct net_device_stats *my_get_stats(struct net_device *dev) {
   return &stats;
}
...
static struct net_device_ops ndo = {
   ...
   .ndo_get_stats = my_get_stats,
};
```

Часто структура статистики размещается как составная часть (или просто вместо) структуры
приватных данных (о которой была речь выше), которую разработчик связывает с сетевым
интерфейсом.

```
static struct net_device *my_dev = NULL;
struct my_private {
  struct net_device_stats stats;
};
static struct net_device_stats *my_get_stats(struct net_device *dev) {
   struct my_private *priv = (my_private*)netdev_priv(dev);
   return &priv->stats;
}
static struct net_device_ops ndo = {
   .ndo_get_stats = my_get_stats,
}
void my_setup(struct net_device *dev) {
  memset(netdev_priv(dev), 0, sizeof(struct my_private));
   dev->netdev_ops = &ndo;
}
int __init my_init(void) { // инициализация
   my_dev = alloc_netdev(sizeof(struct my_private), "my_if%d", my_setup);
}
```

3. Наконец, может использоваться структура, включённая (имплементированная) непосредственно **в состав** определения интерфейса struct net_device.

```
...
static struct net_device_stats *my_get_stats(struct net_device *dev) {
   return &dev->stats;
}
```

Bce эти три варианта использования показаны (для сравнения: файлы virt.c, virt1.c и virt2.c в каталоге network/virt).

Для новой схемы накопления статистики (ndo_get_stats64) могут так же использоваться схемы 1 или 2, но при возврате результата эта структура должна копироваться по указателю вызова.

Очень важно: в таблице операций сетевого интерфейса (struct net_device_ops) одно из полей (да и оба тоже) указателей функций (ndo_get_stats и ndo_get_stats64) часто бывают нулевые³⁴, поэтому запрашивая статистику у драйвера, прежде разименования указателя (вызова функции метода) проверяйте его на NULL — в противном случае грозит крах системы!

Виртуальный сетевой интерфейс

В предыдущих примерах мы создавали сетевые интерфейсы, но они **не осуществляли** реально с физической средой передачи и приёма. Для выполнения такого уровня проработки нужно было бы иметь реальное коммуникационное оборудование на РСІ шине, и рассматривать операции с ним. Это не всегда доступно, но, главное, это сильно загрузило бы рассмотрение массой частных деталей конкретного оборудования (а мы стараемся уйти от сложных гипотетических моделей).

Но мы можем создать интерфейс, который будет **перехватывать** трафик сетевого ввода-вывода с другого, реально существующего в системе, интерфейса, и обеспечивать обработку этих потоков (каталог network/virt — virt.c, virt1.c, virt2.c отличаются между собой только способом сбора статистики, можете экспериментировать с ними в равной степени):

virt.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/version.h>
#include <linux/netdevice.h>
#include <linux/etherdevice.h>
#include <linux/moduleparam.h>
#include <net/arp.h>
#define ERR(...) printk(KERN_ERR "! "__VA_ARGS__)
#define LOG(...) printk(KERN_INFO "! "__VA_ARGS__)
static char* link = "eth0";
module_param(link, charp, 0);
static char* ifname = "virt";
module_param(ifname, charp, 0);
static struct net_device *child = NULL;
struct priv {
   struct net_device_stats stats;
   struct net_device *parent;
};
static rx_handler_result_t handle_frame(struct sk_buff **pskb) {
   struct sk_buff *skb = *pskb;
   if(child) {
```

34 В новых существующих драйверах ndo_get_stats зачастую бывает NULL.

```
struct priv *priv = netdev_priv(child);
      priv->stats.rx_packets++;
      priv->stats.rx_bytes += skb->len;
     LOG("rx: injecting frame from %s to %s", skb->dev->name, child->name);
      skb->dev = child;
      /* netif_receive_skb(skb);
      return RX_HANDLER_CONSUMED; */
      return RX_HANDLER_ANOTHER;
  }
   return RX_HANDLER_PASS;
}
static int open(struct net_device *dev) {
  netif_start_queue(dev);
  LOG("%s: device opened", dev->name);
   return 0;
}
static int stop(struct net_device *dev) {
  netif_stop_queue(dev);
  LOG("%s: device closed", dev->name);
  return 0;
}
static netdev_tx_t start_xmit(struct sk_buff *skb, struct net_device *dev) {
   struct priv *priv = netdev_priv(dev);
   priv->stats.tx_packets++;
   priv->stats.tx_bytes += skb->len;
  if(priv->parent) {
      skb->dev = priv->parent;
      skb->priority = 1;
      dev_queue_xmit(skb);
      LOG("tx: injecting frame from %s to %s", dev->name, skb->dev->name);
      return 0;
  }
  return NETDEV_TX_OK;
}
static struct net_device_stats *get_stats(struct net_device *dev) {
  return &((struct priv*)netdev_priv(dev))->stats;
}
static struct net_device_ops crypto_net_device_ops = {
   .ndo_open = open,
   .ndo_stop = stop,
   .ndo_get_stats = get_stats,
   .ndo_start_xmit = start_xmit,
};
                         32 <netdev.h>
// #define MAX_ADDR_LEN
// #define ETH_ALEN
                          6 /* Octets in one ethernet addr */ <if_ether.h>
static void setup(struct net_device *dev) {
  int j;
  ether_setup(dev);
  memset(netdev_priv(dev), 0, sizeof(struct priv));
   dev->netdev_ops = &crypto_net_device_ops;
   for(j = 0; j < ETH\_ALEN; ++j) // fill in the MAC address with a phoney
      dev->dev_addr[j]= (char)j;
```

```
}
int __init init(void) {
   int err = 0;
   struct priv *priv;
   char ifstr[40];
   sprintf(ifstr, "%s%s", ifname, "%d");
#if (LINUX_VERSION_CODE < KERNEL_VERSION(3, 17, 0))</pre>
   child = alloc_netdev(sizeof(struct priv), ifstr, setup);
#else
   child = alloc_netdev(sizeof(struct priv), ifstr, NET_NAME_UNKNOWN, setup);
#endif
   if(child == NULL) {
      ERR("%s: allocate error", THIS_MODULE->name); return -ENOMEM;
   priv = netdev_priv(child);
   priv->parent = __dev_get_by_name(&init_net, link); // parent interface
   if(!priv->parent) {
      ERR("%s: no such net: %s", THIS_MODULE->name, link);
      err = -ENODEV; goto err;
   }
   if(priv->parent->type != ARPHRD_ETHER && priv->parent->type != ARPHRD_LOOPBACK) {
      ERR("%s: illegal net type", THIS_MODULE->name);
      err = -EINVAL; goto err;
   }
   /^{*} also, and clone its IP, MAC and other information ^{*}/
   memcpy(child->dev_addr, priv->parent->dev_addr, ETH_ALEN);
   memcpy(child->broadcast, priv->parent->broadcast, ETH_ALEN);
   if((err = dev_alloc_name(child, child->name))) {
      ERR("%s: allocate name, error %i", THIS_MODULE->name, err);
      err = -EIO; goto err;
   }
   register_netdev(child);
   rtnl_lock();
   netdev_rx_handler_register(priv->parent, &handle_frame, NULL);
   rtnl_unlock();
   LOG("module %s loaded", THIS_MODULE->name);
   LOG("%s: create link %s", THIS_MODULE->name, child->name);
   LOG("%s: registered rx handler for %s", THIS_MODULE->name, priv->parent->name);
   return 0;
err:
   free_netdev(child);
   return err;
}
void __exit virt_exit(void) {
   struct priv *priv = netdev_priv(child);
   if(priv->parent) {
      rtnl_lock();
      netdev_rx_handler_unregister(priv->parent);
      rtnl_unlock();
      LOG("unregister rx handler for %s\n", priv->parent->name);
   }
   unregister_netdev(child);
   free_netdev(child);
   LOG("module %s unloaded", THIS_MODULE->name);
}
module_init(init);
```

```
module_exit(virt_exit);
MODULE AUTHOR("Oleg Tsiliuric");
MODULE_AUTHOR("Nikita Dorokhin");
MODULE_LICENSE("GPL v2");
MODULE_VERSION("3.2");
```

Перехват входящего трафика родительского интерфейса здесь осуществляется установкой нового обработчика (функция handle_frame()) входящих пакетов для созданного интерфейса, вызовом netdev_rx_handler_unregister(), который появился в API ядра начиная с 2.6.36 (ранее это приходилось делать другими способами). При передаче каждого исходящего сокетного буфера в сеть (функция start_xmit()) мы просто подменяем в структуре сокетного буфера интерфейс, через который физически должна производиться отправка. Работа с таким интерфейсом выглядит примерно следующим образом:

На любой существующий и работоспособный существующий сетевой интерфейс:

```
$ ip a s
```

```
1: lo: <LOOPBACK, UP, LOWER_UP> mtu 65536 qdisc noqueue state UNKNOWN group default qlen 1000
    link/loopback 00:00:00:00:00:00 brd 00:00:00:00:00:00
    inet 127.0.0.1/8 scope host lo
      valid_lft forever preferred_lft forever
    inet6 ::1/128 scope host
       valid_lft forever preferred_lft forever
2: eno1: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc mq state UP group default qlen 1000
    link/ether 90:b1:1c:54:3a:46 brd ff:ff:ff:ff:ff
    inet 192.168.1.14/24 brd 192.168.1.255 scope global noprefixroute eno1
       valid_lft forever preferred_lft forever
3: eno2: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc mq state UP group default qlen 1000
    link/ether 90:b1:1c:54:3a:47 brd ff:ff:ff:ff:ff
    inet 192.168.1.13/24 brd 192.168.1.255 scope global noprefixroute eno2
       valid lft forever preferred lft forever
4: team1: <NO-CARRIER, BROADCAST, MULTICAST, UP> mtu 1500 qdisc noqueue state DOWN group default qlen
    link/ether ee:8b:90:64:9b:dd brd ff:ff:ff:ff:ff
```

Устанавливаем новый виртуальный интерфейс и конфигурируем его, «навешиваем» виртуальный интерфейс на

```
$ sudo insmod virt.ko link=eno2
```

\$ ip l

фмзический:

1: lo: <LOOPBACK,UP,LOWER_UP> mtu 65536 qdisc noqueue state UNKNOWN mode DEFAULT group default

```
link/loopback 00:00:00:00:00:00 brd 00:00:00:00:00:00
```

2: eno1: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc mq state UP mode DEFAULT group default

```
link/ether 90:b1:1c:54:3a:46 brd ff:ff:ff:ff:ff
```

3: eno2: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc mq state UP mode DEFAULT group default qlen 1000

```
link/ether 90:b1:1c:54:3a:47 brd ff:ff:ff:ff:ff
```

4: team1: <NO-CARRIER, BROADCAST, MULTICAST, UP> mtu 1500 qdisc noqueue state DOWN mode DEFAULT group default qlen 1000

```
link/ether ee:8b:90:64:9b:dd brd ff:ff:ff:ff:ff
```

10: virt0: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc fq_codel state UNKNOWN mode DEFAULT group default qlen 1000

```
link/ether 90:b1:1c:54:3a:47 brd ff:ff:ff:ff:ff
```

Конфигурируем новый интерфейс изапускаем:

```
$ sudo ifconfig virt0 192.168.1.240 up
```

\$ sudo ifconfig virt0

```
virt0: flags=4163<UP, BROADCAST, RUNNING, MULTICAST> mtu 1500
       inet 192.168.1.240 netmask 255.255.255.0 broadcast 192.168.1.255
       ether 90:b1:1c:54:3a:47 txqueuelen 1000 (Ethernet)
       RX packets 56 bytes 8513 (8.5 KB)
       RX errors 0 dropped 0 overruns 0 frame 0
```

```
TX packets 35 bytes 4011 (4.0 KB)
          TX errors 0 dropped 0 overruns 0 carrier 0 collisions 0
Проверяем прозрачность интерфейса virt0:
  $ ping -I virt0 -c3 192.168.1.3
  PING 192.168.1.3 (192.168.1.3) from 192.168.1.240 virt0: 56(84) bytes of data.
  64 bytes from 192.168.1.3: icmp_seq=1 ttl=64 time=4.92 ms
  64 bytes from 192.168.1.3: icmp_seq=2 ttl=64 time=4.85 ms
  64 bytes from 192.168.1.3: icmp_seq=3 ttl=64 time=4.25 ms
  --- 192.168.1.3 ping statistics ---
  3 packets transmitted, 3 received, 0% packet loss, time 2002ms
  rtt min/avg/max/mdev = 4.250/4.671/4.917/0.299 ms
... и то, что родительский интерфейс стал недоступным (неработоспособным):
  $ ping -I eno2 -c3 192.168.1.3
  PING 192.168.1.3 (192.168.1.3) from 192.168.1.13 eno2: 56(84) bytes of data.
  --- 192.168.1.3 ping statistics ---
  3 packets transmitted, 0 received, 100% packet loss, time 2032ms
Соединение SSH через новый интерфейс в LANL
  $ ssh -B virt0 olej@192.168.1.142
  olej@192.168.1.142's password:
  Linux raspberrypi 5.15.32-v7+ #1538 SMP Thu Mar 31 19:38:48 BST 2022 armv7l
  The programs included with the Debian GNU/Linux system are free software;
  the exact distribution terms for each program are described in the
  individual files in /usr/share/doc/*/copyright.
  Debian GNU/Linux comes with ABSOLUTELY NO WARRANTY, to the extent
  permitted by applicable law.
  Last login: Sun Jun 19 21:12:40 2022 from 192.168.1.200
  olej@raspberrypi:~ $ inxi -CSxxx
             Host: raspberrypi Kernel: 5.15.32-v7+ armv7l bits: 32 compiler: gcc v: 10.2.1 Console:
  tty 2 DM: LightDM 1.26.0
             Distro: Raspbian GNU/Linux 11 (bullseye)
  CPU:
             Info: Quad Core model: ARMv7 v7l variant: cortex-a7 bits: 32 type: MCP arch: v7l rev: 5
             features: Use -f option to see features bogomips: 0
             Speed: 700 MHz min/max: 600/1000 MHz Core speeds (MHz): 1: 700 2: 700 3: 700 4: 700
  olej@raspberrypi:~ $ uname -a
  Linux raspberrypi 5.15.32-v7+ #1538 SMP Thu Mar 31 19:38:48 BST 2022 armv7l GNU/Linux
  olej@raspberrypi:~ $ exit
  выход
  Connection to 192.168.1.142 closed.
Мы вошли через новый интерфейс в ARM компьютер... (и вышли в заключение).
И проверяем статистику трафика (RX, TX):
  $ sudo ifconfig virt0
  virt0: flags=4163<UP, BROADCAST, RUNNING, MULTICAST> mtu 1500
          inet 192.168.1.240 netmask 255.255.255.0 broadcast 192.168.1.255
          ether 90:b1:1c:54:3a:47 txqueuelen 1000 (Ethernet)
          RX packets 411 bytes 42993 (42.9 KB)
          RX errors 0 dropped 0 overruns 0 frame 0
          TX packets 328 bytes 34030 (34.0 KB)
          TX errors 0 dropped 0 overruns 0 carrier 0 collisions 0
Выгружаем модуль, и убеждаемся что работа родительского интерфейса возобновилась:
  $ sudo rmmod virt
  $ ping -I eno2 -c3 192.168.1.3
```

```
PING 192.168.1.3 (192.168.1.3) from 192.168.1.13 eno2: 56(84) bytes of data. 64 bytes from 192.168.1.3: icmp_seq=1 ttl=64 time=9.88 ms 64 bytes from 192.168.1.3: icmp_seq=2 ttl=64 time=3.57 ms 64 bytes from 192.168.1.3: icmp_seq=3 ttl=64 time=3.53 ms

--- 192.168.1.3 ping statistics --- 3 packets transmitted, 3 received, 0% packet loss, time 2003ms rtt min/avg/max/mdev = 3.530/5.661/9.883/2.984 ms
```

Примечание: Чтобы не увеличивать сложность обсуждения, выше показан **упрощённый** пример модуля, который полностью **перехватывает** трафик родительского интерфейса, при этом он **замещает** родительский интерфейс (для этого нужно раздельно обрабатывать пакеты IP и пакеты разрешения адресов ARP). Среди архива примеров размещён и архив (network/virt-full), который корректно анализирует адреса получателей и сохраняет независимую работу родительского интерфейса. Но чтобы не загромождать обсуждение деталями, те кто интересуются могут поэкспериментировать с этим работающим **полным** виртуальным интерфейсом самостоятельно.

Виртуальный сетевой интерфейс (созданный тем или иным способом) это очень мощный инструмент периода создания и отладки сетевых модулей, поэтому он заслуживает отдельного рассмотрения.

Протокол сетевого уровня

На этом уровне (L3) обеспечивается обработка таких протоколов, как: IP/IPv4/IPv6, IPX, ICMP, RIP, OSPF, ARP, или добавление оригинальных пользовательских протоколов. Для установки обработчиков сетевого уровня предоставляется API сетевого уровня (ce.h>):

Фактически, в протокольных модулях, как здесь, так и далее на транспортном уровне — мы должны добавить фильтр, через который проходят буфера сокетов из входящего потока интерфейса (исходящий поток реализуется проще, как показано в примерах ранее). Функция dev_add_pack() добавляет ещё один новый обработчик для пакетов заданного типа, реализуемый функцией func(). Функция добавляет, но не замещает существующий обработчик (в том числе и обработчик по умолчанию сетевой системы Linux). На обработку в функцию отбираются (попадают) те буфера сокетов, которые удовлетворяют критерием, заложенным в структуре struct packet_type (по типу протокола type, сетевому интерфейсу dev).

Примеры добавления собственных обработчиков сетевых протоколов находятся в архиве netproto.tgz. Вот так может быть добавлен обработчик нового протокола сетевого уровня:

<u>net_proto.c :</u>

```
kfree_skb(skb);
   return skb->len;
};
#define TEST_PROTO_ID 0x1234
static struct packet_type test_proto = {
    _constant_htons(ETH_P_ALL), // may be: __constant_htons(TEST_PROTO_ID),
  NULL,
   test_pack_rcv,
   (void*)1,
   NULL
};
static int __init my_init(void) {
  dev_add_pack(&test_proto);
   LOG("module loaded\n");
   return 0;
}
static void __exit my_exit(void) {
   dev_remove_pack(&test_proto);
   LOG(KERN_INFO "module unloaded\n");
}
module_init(my_init);
module_exit(my_exit);
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric");
MODULE_LICENSE("GPL v2");
```

Примечание: Самая большая сложность с подобными примерами — это то, какими средствами вы будете его тестировать для нестандартного протокола, когда операционная система, возможно, не знает такого сетевого протокола, и не имеет утилит обмена в таком протоколе...

Выполнение такого примера:

```
$ sudo insmod net_proto.ko
$ dmesg | tail -n6
module loaded
packet received with length: 74
packet received with length: 60
packet received with length: 66
packet received with length: 241
packet received with length: 52
$ sudo rmmod net_proto
```

В этом примере обработчик протокола перехватывает (фильтрует) все пакеты (константа ETH_P_ALL) на всех сетевых интерфейсах. В случае собственного протокола здесь должна бы быть константа TEST_PROTO_ID (но для такого случая нам нечем оттестировать модуль). Очень большое число идентификаторов протоколов (Ethernet Protocol ID's) находим в linux/if_ether.h>, некоторые наиболее интересные из них, для примера:

. . .

3десь же находим описание заголовка Ethernet пакета, который помогает в заполнении структуры struct packet_type :

```
struct ethhdr {
   unsigned char h_dest[ETH_ALEN];    /* destination eth addr */
   unsigned char h_source[ETH_ALEN];    /* source ether addr    */
   __be16    h_proto;    /* packet type ID field */
} __attribute__((packed));
```

Этот пример порождает ряд вопросов:

- Можно ли установить несколько обработчиков потока пакетов (для одного или различающихся типов протоколов type)?
- В каком порядке будут вызываться функции-обработчики при поступлении пакета?
- Как специфицировать один отдельный сетевой интерфейс, к которому должен применяться фильтр?
- Какую роль играет вызов kfree_skb() (в функции-фильтре обработки протокола test_pack_rcv()), и какой сокетный буфер (или его копия) при этом освобождается?

Для уяснения этих вопросов нам необходимо собрать на базе предыдущего другой пример (показаны только отличающиеся фрагменты кода):

net_proto2.c :

```
static int debug = 0;
module_param(debug, int, 0);
static char* link = NULL;
module_param(link, charp, 0);
int test_pack_rcv_1(struct sk_buff *skb, struct net_device *dev,
                     struct packet_type *pt, struct net_device *odev) {
   int s = atomic_read(&skb->users);
   kfree_skb(skb);
   if(debug > 0)
      LOG("function #1 - %p => users: %d->%d\n", skb, s, atomic_read(&skb->users));
   return skb->len;
};
int test_pack_rcv_2(struct sk_buff *skb, struct net_device *dev,
                     struct packet_type *pt, struct net_device *odev) {
   int s = atomic_read(&skb->users);
   kfree_skb(skb);
   if(debug > 0)
      LOG("function #2 - %p => users: %d->%d\n", skb, s, atomic_read(&skb->users));
   return skb->len;
};
static struct packet_type
test_proto1 = {
   __constant_htons(ETH_P_IP),
   NULL,
   test_pack_rcv_1,
   (void*)1,
   NULL
},
test_proto2 = {
   __constant_htons(ETH_P_IP),
```

```
NULL,
     test_pack_rcv_2,
     (void*)1,
     NULL
  };
  static int __init my_init(void) {
     if(link != NULL) {
        struct net_device *dev = __dev_get_by_name(&init_net, link);
        if(NULL == dev) {
           ERR("%s: illegal link", link);
           return -EINVAL;
        }
        test_proto1.dev = test_proto2.dev = dev;
     }
     dev_add_pack(&test_proto1);
     dev_add_pack(&test_proto2);
     if(NULL == test_proto1.dev) LOG("module %s loaded for all links\n", THIS_MODULE->name);
     else LOG("module %s loaded for link %s\n", THIS_MODULE->name, link);
     return 0;
  }
  static void __exit my_exit(void) {
     if(test_proto2.dev != NULL) dev_put(test_proto2.dev);
     if(test_proto1.dev != NULL) dev_put(test_proto1.dev);
     dev_remove_pack(&test_proto2);
     dev_remove_pack(&test_proto1);
     LOG("module %s unloaded\n", THIS_MODULE->name);
  }
      Здесь, собственно, выполняется абсолютно то же, что и в предыдущем варианте, но мы устанавливаем
  $ sudo insmod net_proto2.ko link=p7p1
  $ dmesg | tail -n1
  [ 403.339591] ! module net_proto2 loaded for link p7p1
И далее (конфигурировав интерфейс на адрес 192.168.56.3) с другого хоста выполняем:
```

одновременно два новых дополнительных обработчика для пакетов IPv4 (ETH_P_IP), причём устанавливаем именно в последовательности: test_pack_rcv_1(), а затем test_pack_rcv_2(). Смотрим что из этого получается... Загружаем модуль:

```
$ ping -c3 192.168.56.3
  PING 192.168.56.3 (192.168.56.3) 56(84) bytes of data.
  64 bytes from 192.168.56.3: icmp_req=1 ttl=64 time=0.668 ms
  64 bytes from 192.168.56.3: icmp_req=2 ttl=64 time=0.402 ms
  64 bytes from 192.168.56.3: icmp_req=3 ttl=64 time=0.330 ms
  --- 192.168.56.3 ping statistics ---
  3 packets transmitted, 3 received, 0% packet loss, time 2000ms
  rtt min/avg/max/mdev = 0.330/0.466/0.668/0.147 ms
В системном журнале мы найдём:
  $ dmesg | tail -n7
  [ 403.339591] ! module net_proto2 loaded for link p7p1
    420.305824] ! function #2 - eb6873c0 => users: 2->1
  [ 420.305829] ! function #1 - eb6873c0 => users: 2->1
  [ 421.306302] ! function #2 - eb687c00 => users: 2->1
  [ 421.306308] ! function #1 - eb687c00 => users: 2->1
```

[422.306289] ! function #2 - eb687180 => users: 2->1 [422.306294] ! function #1 - eb687180 => users: 2->1

Отсюда видно, что обработчики срабатывают в порядке обратном их установке (установленный позже срабатывает раньше), но срабатывают все. Они получают в качестве аргумента адрес одной и той же копии буфера сокета. Относительно kfree_skb() мы должны обратиться к исходному коду реализации ядра (файл net/core/skbuff.c):

```
void kfree_skb(struct sk_buff *skb) {
  if (unlikely(!skb))
    return;
  if (likely(atomic_read(&skb->users) == 1))
    smp_rmb();
  else if (likely(!atomic_dec_and_test(&skb->users)))
    return;
  trace_kfree_skb(skb, __builtin_return_address(0));
    __kfree_skb(skb);
}
```

Вызов kfree_skb() будет реально освобождать буфер сокета только в случае skb->users == 1, при всех остальных значениях он будет только декрементировать skb->users (счётчик использования). Для уточнения происходящего мы можем закомментировать вызовы kfree_skb() в двух обработчиках выше, и наблюдать при этом:

\$ dmesg | tail -n7

```
[11373.754524] ! module net_proto2 loaded for link p7p1
[11398.930057] ! function #2 - ed3dfc00 => users: 2->2
[11398.930061] ! function #1 - ed3dfc00 => users: 3->3
[11399.929838] ! function #2 - ed3dfb40 => users: 2->2
[11399.929843] ! function #1 - ed3dfb40 => users: 3->3
[11400.929522] ! function #2 - ed3df480 => users: 2->2
[11400.929527] ! function #1 - ed3df480 => users: 3->3
```

Если функция обработчик не декрементирует skb->users по завершению вызовом kfree_skb(), то, после окончательного вызова обработки по умолчанию, буфер сокета не будет уничтожен, и в системе будет наблюдаться утечка памяти. Она незначительная, но неумолимая, и, в конце концов, приведёт к краху системы. Проверку на отсутствие утечки памяти (по этой причине, или по любой иной) предлагается проверить приёмом по сетевому каналу значительного объёма данных (несколько гигабайт), с фиксацией состояния памяти командой free. Для этого можно с успехом использовать утилиту nc (network cat):

```
— на тестируемом узле запустить скрипт ./client:
```

```
LIMIT=1000000

for ((a=1; a <= LIMIT ; a++))

do

   rm -a z.txt

   nc 192.168.56.1 12345 > z.txt

   sleep 1

done
```

- на стороннем узле сети запустить скрипт ./server

(здесь в скриптах: 192.168.56.1 — IP адрес узла где работает server, 12345 — номер ТСР порта, через который пс предписывается передавать данные, при желании, можно использовать и UDP, добавив к пс опцию -u)

– и подождать некоторое время, порядка 10-20 минут:

\$ free

	total	used	free	shared	buffers	cached
Mem:	768084	260636	507448	Θ	23392	129108
-/+ buft	fers/cache:	108136	659948			
Swap:	1540092	0	1540092			

\$ ifconfig p7p1

```
p7p1: flags=4163<UP, BROADCAST, RUNNING, MULTICAST> mtu 1500
```

```
inet 192.168.56.3 netmask 255.255.255 broadcast 192.168.56.3
inet6 fe80::a00:27ff:fe08:9abd prefixlen 64 scopeid 0x20<link>
ether 08:00:27:08:9a:bd txqueuelen 1000 (Ethernet)
RX packets 2017560 bytes 3048762624 (2.8 GiB)
RX errors 0 dropped 0 overruns 0 frame 0
TX packets 398156 bytes 26283474 (25.0 MiB)
TX errors 0 dropped 0 overruns 0 carrier 0 collisions 0
```

Ещё раз о виртуальном интерфейсе

Ранее рассматривалось создание виртуального сетевого интерфейса (использующего трафик реального физического, родительского) средствами netdev_rx_handler_register(). Но такой способ не свободен от некоторых недостатков: он появился хронологически достаточно поздно, в API ядра начиная с версии 2.6.36, не со всяким ядром он может быть использован, кроме того, он в некоторой степени громоздкий и путанный. Но это же можно сделать и другим способом, не зависящим от версий используемого ядра, используя протокольные механизмы но уже сетевого уровня (L3). Кроме того, это хороший реалистичный пример использования протокольных фильтров. Пример подобной реализации расположен в архиве virt-proto.tgz.

Примечание: В названном архиве представлены два варианта модуля: упрощённый модуль virtl.ko (lite вариант), интерфейс (virt0) которого замещает родительский сетевой интерфейс, и полный вариант virt.ko, который анализирует сетевые фреймы (и ARP и IP4 протоколов), и затрагивает только трафик, к его интерфейсу относящийся. Разница состоит в том, что на время загрузки упрощённого модуля работа родительского интерфейса прекращается, а при загрузке полного варианта оба интерфейса работают независимо. Но код полного модуля гораздо более громоздкий, а для понимания принципов он ничего не добавляет. Ниже детально рассмотрен упрощённый вариант, не скрывающий принципы, и только позже мы в пару слов коснёмся полного варианта: код его и протокол испытаний приведены в архиве, поэтому его детализация не вызывает сложностей.

virtl.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/version.h>
#include <linux/netdevice.h>
#include <linux/etherdevice.h>
#include <linux/inetdevice.h>
#include <linux/moduleparam.h>
#include <net/arp.h>
#include <linux/ip.h>
#define ERR(...) printk(KERN_ERR "! "__VA_ARGS__)
#define LOG(...) printk(KERN_INFO "! "__VA_ARGS__)
#define DBG(...) if(debug != 0) printk(KERN_INFO "! "__VA_ARGS__)
static char* link = "eth0";
module param(link, charp, 0);
static char* ifname = "virt";
module_param(ifname, charp, 0);
static int debug = 0;
module_param(debug, int, 0);
static struct net_device *child = NULL;
static struct net_device_stats stats; // статическая таблица статистики интерфейса
static u32 child_ip;
struct priv {
  struct net_device *parent;
};
```

```
static char* strIP(u32 addr) {
                                   // диагностика IP в точечной нотации
   static char saddr[ MAX_ADDR_LEN ];
   sprintf(saddr, "%d.%d.%d.%d",
            (addr) & 0xFF, (addr >> 8) & 0xFF,
            (addr >> 16) & 0xFF, (addr >> 24) & 0xFF
          );
   return saddr;
}
static int open(struct net_device *dev) {
   struct in_device *in_dev = dev->ip_ptr;
                                                /* IP ifaddr chain */
   struct in_ifaddr *ifa = in_dev->ifa_list;
   LOG("%s: device opened", dev->name);
   child_ip = ifa->ifa_address;
   netif_start_queue(dev);
   if(debug != 0) {
      char sdebg[ 40 ] = "";
      sprintf(sdebg, "%s:", strIP(ifa->ifa_address));
      strcat(sdebg, strIP(ifa->ifa_mask));
      DBG("%s: %s", dev->name, sdebg);
   }
   return 0;
}
static int stop(struct net_device *dev) {
   LOG("%s: device closed", dev->name);
   netif_stop_queue(dev);
   return 0;
}
static struct net_device_stats *get_stats(struct net_device *dev) {
   return &stats;
}
// передача фрейма
static netdev_tx_t start_xmit(struct sk_buff *skb, struct net_device *dev) {
   struct priv *priv = netdev_priv(dev);
   stats.tx_packets++;
   stats.tx_bytes += skb->len;
   skb->dev = priv->parent; // передача в родительский (физический) интерфейс
   skb->priority = 1;
   dev_queue_xmit(skb);
   DBG("tx: injecting frame from %s to %s with length: %u",
        dev->name, skb->dev->name, skb->len);
   return 0;
}
static struct net_device_ops net_device_ops = {
   .ndo_open = open,
   .ndo_stop = stop,
   .ndo_get_stats = get_stats,
   .ndo_start_xmit = start_xmit,
};
// приём фрейма
int pack_parent(struct sk_buff *skb, struct net_device *dev,
                 struct packet_type *pt, struct net_device *odev) {
                             // передача фрейма в виртуальный интерфейс
   skb->dev = child;
```

```
stats.rx_packets++;
   stats.rx_bytes += skb->len;
   DBG("tx: injecting frame from %s to %s with length: %u",
        dev->name, skb->dev->name, skb->len);
   kfree_skb(skb);
   return skb->len;
};
static struct packet_type proto_parent = {
   __constant_htons(ETH_P_ALL), // перехватывать все пакеты: ETH_P_ARP & ETH_P_IP
  NULL,
  pack_parent,
   (void*)1,
  NULL
};
int __init init(void) {
   void setup(struct net_device *dev) { // вложенная функция (GCC)
      int j;
      ether_setup(dev);
     memset(netdev_priv(dev), 0, sizeof(struct priv));
      dev->netdev_ops = &net_device_ops;
                                        // заполнить МАС фиктивным адресом
      for(j = 0; j < ETH_ALEN; ++j)
         dev->dev_addr[ j ] = (char)j;
  }
  int err = 0;
   struct priv *priv;
   char ifstr[ 40 ];
   sprintf(ifstr, "%s%s", ifname, "%d");
#if (LINUX_VERSION_CODE < KERNEL_VERSION(3, 17, 0))</pre>
  child = alloc_netdev(sizeof(struct priv), ifstr, setup);
#else
   child = alloc_netdev(sizeof(struct priv), ifstr, NET_NAME_UNKNOWN, setup);
#endif
   if(child == NULL) {
      ERR("%s: allocate error", THIS_MODULE->name); return -ENOMEM;
  priv = netdev_priv(child);
   priv->parent = __dev_get_by_name(&init_net, link); // родительский интерфейс
   if(!priv->parent) {
      ERR("%s: no such net: %s", THIS_MODULE->name, link);
      err = -ENODEV; goto err;
   if(priv->parent->type != ARPHRD_ETHER && priv->parent->type != ARPHRD_LOOPBACK) {
      ERR("%s: illegal net type", THIS_MODULE->name);
      err = -EINVAL; goto err;
  }
  memcpy(child->dev_addr, priv->parent->dev_addr, ETH_ALEN);
  memcpy(child->broadcast, priv->parent->broadcast, ETH_ALEN);
   if((err = dev_alloc_name(child, child->name))) {
      ERR("%s: allocate name, error %i", THIS_MODULE->name, err);
      err = -EIO; goto err;
   }
  register_netdev(child);
                                   // зарегистрировать новый интерфейс
   proto_parent.dev = priv->parent;
   dev_add_pack(&proto_parent);
                                   // установить обработчик фреймов для родителя
   LOG("module %s loaded", THIS_MODULE->name);
   LOG("%s: create link %s", THIS_MODULE->name, child->name);
   return 0;
```

```
err:
  free_netdev(child);
  return err;
}
void __exit exit(void) {
  dev_remove_pack(&proto_parent); // удалить обработчик фреймов
  unregister_netdev(child);
  free_netdev(child);
  LOG("module %s unloaded", THIS_MODULE->name);
  LOG("======="");
}
module_init(init);
module_exit(exit);
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric");
MODULE_LICENSE("GPL v2");
MODULE_VERSION("3.6");
```

От рассмотренных уже ранее примеров код отличается только тем, что после регистрации нового сетевого интерфейса (virt0) он выполняет вызов dev_add_pack(), предварительно установив в структуре расket_type поле dev на указатель родительского интерфейса: только с этого интерфейса входящий трафик будет перехватываться определённой в структуре функцией pack_parent(). Эта функция фиксирует статистику интерфейса и, самое главное, подменяет в сокетном буфере указатель родительского интерфейса на виртуальный. Обратная подмена (виртуального на физический) происходит в функции отправки фрейма start_xmit(), но это не отличается от того, что мы видели ранее. Вот как это работает:

На тестируемом компьютере загружаем модуль и конфигурируем его:

```
$ ip address
2: eth0: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc pfifo_fast state UP qlen 1000
    link/ether 08:00:27:52:b9:e0 brd ff:ff:ff:ff:ff
    inet 192.168.1.21/24 brd 192.168.1.255 scope global eth0
    inet6 fe80::a00:27ff:fe52:b9e0/64 scope link
      valid_lft forever preferred_lft forever
3: eth1: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc pfifo_fast state UP qlen 1000
    link/ether 08:00:27:0f:13:6d brd ff:ff:ff:ff:ff
    inet 192.168.56.102/24 brd 192.168.56.255 scope global eth1
    inet6 fe80::a00:27ff:fe0f:136d/64 scope link
       valid_lft forever preferred_lft forever
$ sudo insmod ./virt.ko link=eth1 debug=1
$ sudo ifconfig virt0 192.168.50.19
$ sudo ifconfig virt0
virt0
         Link encap:Ethernet HWaddr 08:00:27:0f:13:6d
         inet addr:192.168.50.19 Bcast:192.168.50.255 Mask:255.255.255.0
         inet6 addr: fe80::a00:27ff:fe0f:136d/64 Scope:Link
         UP BROADCAST RUNNING MULTICAST MTU:1500 Metric:1
         RX packets:0 errors:0 dropped:0 overruns:0 frame:0
         TX packets:46 errors:0 dropped:0 overruns:0 carrier:0
          collisions:0 txqueuelen:1000
          RX bytes:0 (0.0 B) TX bytes:8373 (8.1 KiB)
```

(показана статистика с нулевым числом принятых байт на интерфейсе).

На **тестирующем** компьютере создаём алиасный IP для тестируемой подсети (для **другой** от основной подсети: 192.168.50.0/24) и можем осуществлять трафик на созданный интерфейс:

```
$ sudo ifconfig vboxnet0:1 192.168.50.1
$ ping 192.168.50.19
PING 192.168.50.19 (192.168.50.19) 56(84) bytes of data.
```

```
64 bytes from 192.168.50.19: icmp_req=1 ttl=64 time=0.627 ms
64 bytes from 192.168.50.19: icmp_req=2 ttl=64 time=0.305 ms
64 bytes from 192.168.50.19: icmp_req=3 ttl=64 time=0.326 ms
^C
--- 192.168.50.19 ping statistics ---
3 packets transmitted, 3 received, 0% packet loss, time 2000ms
rtt min/avg/max/mdev = 0.305/0.419/0.627/0.148 ms
```

На этом же (тестирующем) компьютере (ответной стороне) очень содержательно наблюдать трафик (в отдельном терминале), фиксируемый tcpdump:

```
$ sudo tcpdump -i vboxnet0
```

```
tcpdump: verbose output suppressed, use -v or -vv for full protocol decode listening on vboxnet0, link-type EN10MB (Ethernet), capture size 65535 bytes ...

18:41:01.740607 ARP, Request who-has 192.168.50.19 tell 192.168.50.1, length 28

18:41:01.741104 ARP, Reply 192.168.50.19 is-at 08:00:27:0f:13:6d (oui Unknown), length 28

18:41:01.741116 IP 192.168.50.1 > 192.168.50.19: ICMP echo request, id 8402, seq 1, length 64

18:41:01.741211 IP 192.168.50.1 > 192.168.50.1: ICMP echo reply, id 8402, seq 1, length 64

18:41:02.741164 IP 192.168.50.1 > 192.168.50.1: ICMP echo reply, id 8402, seq 2, length 64

18:41:03.741451 IP 192.168.50.1 > 192.168.50.1: ICMP echo reply, id 8402, seq 2, length 64

18:41:03.741463 IP 192.168.50.1 > 192.168.50.1: ICMP echo reply, id 8402, seq 3, length 64

18:41:03.741471 IP 192.168.50.1 > 192.168.50.1: ICMP echo reply, id 8402, seq 3, length 64

18:41:06.747701 ARP, Request who-has 192.168.50.1 tell 192.168.50.19, length 28

18:41:06.747715 ARP, Reply 192.168.50.1 is-at 0a:00:27:00:00:00 (oui Unknown), length 28
```

Теперь коротко, в два слова, о том, как сделать полновесный виртуальный интерфейс, работающий только со своим трафиком, и не нарушающий работу родительского интерфейса (то, что делает полная версия модуля в архиве). Для этого необходимо:

1). объявить **два** раздельных обработчика протоколов (для протоколов разрешения имён ARP и собственно для протокола IP):

```
// обработчик фреймов ETH_P_ARP
int arp_pack_rcv(struct sk_buff *skb, struct net_device *dev,
                  struct packet_type *pt, struct net_device *odev) {
   return skb->len;
};
static struct packet_type arp_proto = {
   __constant_htons(ETH_P_ARP),
  NULL,
  arp_pack_rcv, // фильтр пртокола ETH_P_ARP
   (void*)1,
   NULL
};
// обработчик фреймов ЕТН_Р_ІР
int ip4_pack_rcv(struct sk_buff *skb, struct net_device *dev,
                  struct packet_type *pt, struct net_device *odev) {
   return skb->len;
};
static struct packet_type ip4_proto = {
   __constant_htons(ETH_P_IP),
  NULL,
   ip4_pack_rcv, // фильтр пртокола ETH_P_IP
   (void*)1,
```

```
NULL
};
```

2). и оба их зарегистрировать в функции инициализации модуля:

```
arp_proto.dev = ip4_proto.dev = priv->parent; // перехват только с родительского интерфейса dev_add_pack(&arp_proto); dev_add_pack(&ip4_proto);
```

- 3). каждый из обработчиков должен осуществлять **подмену** интерфейса только для тех фреймов, IP получателя которых совпадает с IP его интерфейса ...
- 4). а два раздельных обработчика удобны тем, что заголовки фреймов ARP и IP имеют совершенно разный формат, и выделять IP назначения в них приходится по-разному (весь полный код показан в архиве примера).

Используя такой полновесный модуль, можно открыть к хосту, например, две параллельные сессии SSH на разные интерфейсы (использующие разные IP из разных подсетей), которые будут в параллель реально использовать единый общий физический интерфейс:

```
$ ssh olej@192.168.50.17
olej@192.168.50.17's password:
Last login: Mon Jul 16 15:52:16 2012 from 192.168.1.9
. . .
$ ssh olej@192.168.56.101
olej@192.168.56.101's password:
Last login: Mon Jul 16 17:29:57 2012 from 192.168.50.1
$ who
                      2012-07-16 09:29 (:0)
olei
         tty1
                      2012-07-16 09:33 (:0.0)
olej
         pts/0
                      2012-07-16 12:22 (192.168.1.9)
olej
         pts/1
         pts/4
olej
                      2012-07-16 15:52 (192.168.1.9)
olej
         pts/6
                      2012-07-16 17:29 (192.168.50.1)
                      2012-07-16 17:31 (192.168.56.1)
olej
         pts/7
```

Последняя показанная команда (who) выполняется уже внутри сессии SSH, то есть на том самом удалённом хосте, к которому и фиксируется два **независимых** подключения из двух различных подсетей (последние две строки вывода), которые на самом деле представляют один хост.

Протокол транспортного уровня

На этом уровне (L4) обеспечивается обработка таких протоколов, как: UDP, TCP, SCTP, DCCP ... их число возрастает. Протоколы транспортного уровня (протоколы IP) описаны в linux/in.h> :

```
/* Standard well-defined IP protocols. */
enum {
 IPPROTO IP =
                  /* Dummy protocol for TCP
                                                               */
                                                               */
 IPPROTO_ICMP =
                  1,
                       /* Internet Control Message Protocol
                       /* Internet Group Management Protocol
                                                               */
 IPPROTO_IGMP =
                  2,
 IPPROTO TCP =
                  6,
                       /* Transmission Control Protocol
 IPPROTO_UDP =
                 17,
                       /* User Datagram Protocol
 IPPROTO_SCTP = 132,
                       /* Stream Control Transport Protocol
                                                               */
                       /* Raw IP packets
 IPPROTO_RAW = 255,
```

Для установки обработчика протоколов транспортного уровня существует API < net/protocol.h>: struct $net_protocol$ { // This is used to register protocols

Эта схема в общих чертах напоминает то, как это же делалось на сетевом уровне (L3): каждый пакет проходит через функцию-фильтр, где мы можем анализировать или изменять отдельные поля сокетного буфера, отображающего пакет и пробрасывать его дальше.

Пример модуля, устанавливающего протокол:

trn_proto.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/init.h>
#include <net/protocol.h>
int test_proto_rcv(struct sk_buff *skb) {
   printk(KERN_INFO "Packet received with length: %u\n", skb->len);
   return skb->len;
};
static struct net_protocol test_proto = {
   .handler = test_proto_rcv,
   .err_handler = 0,
   .no_policy = 0,
};
//#define PROTO IPPROTO_ICMP
//#define PROTO IPPROTO_TCP
#define PROTO IPPROTO_RAW
static int __init my_init(void) {
   if((ret = inet_add_protocol(&test_proto, PROTO)) < 0) {</pre>
      printk(KERN_INFO "proto init: can't add protocol\n");
      return ret;
   printk(KERN_INFO "proto module loaded\n");
   return 0;
}
static void __exit my_exit(void) {
   inet_del_protocol(&test_proto, PROTO);
   printk(KERN_INFO "proto module unloaded\n");
}
module_init(my_init);
module_exit(my_exit);
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric");
MODULE_LICENSE("GPL v2");
```

Вот как будет выглядеть работа модуля для протокола IPPROTO_RAW:

```
$ sudo insmod trn_proto.ko
$ lsmod | head -n2
Module
                        Size Used by
trn_proto
                        780 0
$ cat /proc/modules | grep proto
trn_proto 780 0 - Live 0xf9a26000
$ ls -R /sys/module/trn_proto
/sys/module/trn proto:
holders initstate notes refent sections srcversion
. . .
$ sudo rmmod trn_proto
$ dmesg | tail -n60 | grep -v ^audit
proto module loaded
proto module unloaded
```

Но если вы попытаетесь установить (добавить!) обработчик для уже **обрабатываемого** (установленного) протокола (например, IPPROTO_TPC), то получите ошибку:

```
$ sudo insmod trn_proto.ko
insmod: error inserting 'trn_proto.ko': -1 Operation not permitted
$ dmesg | tail -n60 | grep -v ^audit
proto init: can't add protocol
$ lsmod | grep proto
$
```

Здесь возникает уже названная раньше сложность:

- Если вы планируете отрабатывать новый (или не использующийся в системе) протокол, то для его тестирования в системе нет инструментов, и прежде нужно подумать о том, чтобы создать тестовые приложения прикладного уровня.
- Если пытаться моделировать работу нового протокола под видом уже существующего (например, IPPROTO_UDP), то вам прежде понадобится удалить существующий обработчик, чем можно радикально нарушить работоспособность системы (например, для IPPROTO_UDP разрушить систему разрешения доменных имён DNS).

Использование драйверов Windows

Есть ещё одна «мелочь» (возможность) связанная с драйверами сетевой подсистемы, которую стоит упомнить... Многие производители оборудования не предоставляют Linux драйверы для своих сетевых устройств, особенно часто это касается подключаемых по USB устройств и беспроводных сетевых устройств. Но для таких устройств есть возможность использовать драйвера для системы Windows (на самом деле не сами драйвера, их код, а их учётные данные интерфейса, содержащиеся в сопровождающем файле .inf). Это реализует пакет ndiswrapper, который нужно установить стандартным образом:

```
$ aptitude search ndiswrapper-пользовательские инструменты для модуля ndiswrapper ядра Linuxvndiswrapper-common-pndiswrapper-dkms-исходный код модуля ndiswrapper для ядра Linux (DKMS)pndiswrapper-source-Source for the ndiswrapper Linux kernel modulevndiswrapper-utils-1.9-
```

Для создания интерфейса нужно извлечь **текстовый** файл .inf из установочного комплекта (файлов) драйверов Windows и передать его утилите:

```
# ndiswrapper -i NETMZQ345.INF
Installing netmzq345
# ndiswrapper -l
Installed drivers:
```

Если вы получите нечто подобное в ответ, то значит ndiswrapper готов поддерживать ваше устройство, примите поздравления. Дальше загрузите модуль ndiswrapper, например командой из числа тех, которыми мы уже пользовались (позже вы можете определить его загрузку через конфигурации):

modprobe ndiswrapper

После этого вы должны получить **новый** сетевой интерфейс, который дальше конфигурируете так, как мы это делали выше (ifconfig, ip, Network Manager...).

Обратите внимание, что при этом мы не используем при этом код драйвера для Windows (системы слишком разнородные), а используем только детальную учётную информацию относительно сетевого интерфейса. И этот трюк возможен, поэтому, только для некоторых сетевых устройств, но не для оборудования других классов.

Обсуждение

В порядке напоминания, хотелось бы посоветовать взять на заметку, что успех развития, отладки и тестирования сетевых модулей зависит не только от качественно прописанного кода и тщательно продуманного плана тестирования. Важным элементом успеха становится грамотное управление роутингом в сетевой системе и добавление соответствующих записей в таблице маршрутизации. Таблица роутинга, демонстрируется вот такой командой:

\$ route

Kernel IP rout	ing table						
Destination	Gateway	Genmask	Flags	Metric	Ref	Use	Iface
192.168.1.0	*	255.255.255.0	U	2	0	0	wlan0
default	192.168.1.1	0.0.0.0	UG	0	0	0	wlan0

До тех пор, пока в этой таблице не появится строка (строки) определяющие поведение нового интерфейса, над которым вы работаете, никакого положительного результата в поведении модуля добиться невозможно. А появиться эта строка может только если её добавить туда вручную той же командой route. Позже подобные действия могут выполняться синхронно с инсталляцией модуля при установке пакета. Но на этапе отработки гибкое управление роутингом становится залогом успеха. Эта особенность существенно отличает отработку сетевых модулей ядра от драйверов потоковых устройств в /dev, о которых мы говорили ранее.

И, конечно же, при отработке сетевых модулей ядра незаменимым инструментом становится такая утилита анализа трафика как tcpdump.

Замечание относительно технологии отладки (отработки) кода сетевых модулей:

- Отлаживать сетевые модули ядра, по крайней мере на начальных этапах разработки, в высшей степени, как никакой иной класс драйверов, плодотворно отрабатывать в виртуальной машине (например под управлением Virtual Box) ...
- И производить это с терминала (одного или многих одновременно) удалённого хоста, подключённого к отлаживаемой виртуальной машине сессиями SSH.
- Объясняются это удобство и продуктивность тем обстоятельством, что на виртуальной машине можно создать много (с запасом) сетевых интерфейсов разного свойства, таких как виртуальный сетевой адаптер, виртуальный интерфейс хоста и т.п.
- При этом SSH отработку (редактирование кода, компиляцию, тестирование, отладку, ...) разрабатываемого модуля производим **не через тот интерфейс**, для которого тестируем модуль (здесь могут быть самые разнообразные варианты: тестируем на реальном адаптере связываемся через виртуальный, или напротив, тестируем на виртуальном адаптере связываемся через реальный, и другие подобные варианты).
- При такой схеме, при «падении» тестируемого интерфейса (что происходит неизбежно, постоянно и многократно) не разрывается связь и управление по SSH-интерфейсу, и мы можем легко перезапустить повреждённую конфигурацию без перезагрузки хоста и сети, что недостижимо при испытаниях на реальном оборудовании.

Использование такого стенда для отработки сетевых модулей показало снижение затрат времени на

отработку в разы, что радикально ускоряет продвижение проекта.

Внутренние АРІ ядра

«Очень трудно видеть и понимать неизбежное в хаосе вероятного»

Андрей Ваджра (псевдоним украинского политолога и публициста).

В отличие от предыдущего раздела, где мы обсуждали интерфейсы модуля «торчащие в наружу», сейчас мы сосредоточимся исключительно на тех механизмах АРІ, которые никак не видимы и не ощущаются пользователем, но нужны они исключительно разработчику модуля в качестве строительных конструкций для реализации своих замыслов. То есть, если раньше мы в коде обсуждали зачем мы это делаем, то теперь мы станем обсуждать как мы это делаем. Большинство механизмов и понятий этой части описания уже знакомо по АРІ пользовательского пространства, они имеют там свои прямые аналогии. Но существуют и некоторые принципиальные расхождения.

Механизмы управление памятью

В общем виде управление памятью в ядре Linux, в защищённой аппаратной архитектуре, это самая сложная часть функций операционной системы. Ещё более громоздкой её делает то, что эта модель управления памятью должна отображаться на разных платформах в конкретные для платформы механизмы отображения логических (виртуальных) регионов памяти в физические. К счастью для разработчиков модулей ядра, большая часть механизмов управления памятью скрыта из нашего поля зрения и не имеет практического применения. Основная потребность разработчика модулей ядра состоит в выделении динамически по требованию блоков памяти заданного размера (иногда это очень небольшие блоки в десятки байт при построении динамических структур данных, а иногда большие области, исчисляемые размерами в мегабайты, например, при выделении циклических буферов данных в драйверах). В дальнейшем управление памятью будет рассматриваться только в смысле таких потребностей, вопросы выделения больших регионов памяти, из которых «нарезаются» такие запросы в модуле, и то, как это реализуется в ядре, рассматриваться не будут.

Карта памяти

Мы не будем углубляться в тонкости управления памятью, как аппаратные, которые радикально меняются от одной процессорной архитектуры, так и детальные механизмы того, как это делает Linux на уровне страниц и сегментных регистров... Но нам понадобится картина самого общего вида как выглядит память с точки зрения потребителя. (Мы уже затрагивали вскользь эту картину при рассмотрении отображения указателей функцией printk(), но сейчас посмотрим на это детальнее и под другим углом.)

Начнём с архитектуры **32 бит**... которая хотя и устарела, в основном, для процессоров линии х86, но ещё актуальна для процессоров ARM ... да и вообще для малых, встраиваемых устройств, массово изготавливамых под Linux. Просто перечисление фактов:

- 1. Адресное пространство ядра и адресное пространство **текущего** процесса (на который указывает макрос-указатель current) разделяют единое «плоское» адресуемое пространство виртуальных адресов, для 32-бит архитектуры это пространство полным размером в 4Gb. Переключение контекста (состояния сегментных регистров) при переключении из пространства пользователя в пространство ядра в Linux **не производится**.
- 2. Исходя из этого, общий объём адресов должен разделяться в фиксированном соотношении между диапазоном для пространства пользователя, и диапазоном для пространство ядра. Для конкретности, на 32-бит платформах это соотношение обычно 3:1, и общий диапазон адресов от 0х00000000 до 0хffffffff разделяется граничным адресом 0хс0000000: ниже него 3Gb адресов принадлежат пространству пользователя, выше него 1Gb адресов относится к пространству ядра. Это легко видеть на примерах: все имена из /proc/kallsyms, все адреса функций в вашем коде модуля, все адреса динамически выделяемых по kmalloc() данных все будут находится выше границы current (это

хорошо видно на примерах из каталога sys_call_table/hidden архива примеров). С другой стороны, все адреса в пользовательских приложениях будут ниже этой границы.

- 3. В принципе, и пользовательское пространство и пространство ядра могли бы располагать каждое своим изолированным адресным пространством полным максимально возможным диапазоном адресов (для 32-бит платформ по 4Gb для процессов и для ядра). Но при этом возникла бы необходимость перезагрузки сегментных регистров при переключении в режим ядра при выполнении системного вызова. Разработчики ядра Linux сочли это излишне накладным из соображений производительности³⁵.
- 4. Сегменты пространства пользователя, таким образом, имеют фиксированный ограниченный предел сегмента, для 32-бит это 0хс0000000. Обработчики системных вызовов производят проверку принадлежности пространству пользователя параметров-указателей на не превышение этой границы. Код модуля мог бы, в принципе, непосредственно использовать указатели в пользовательском коде, если бы не возможность физического отсутствия требуемой страницы в памяти (виртуализация). Поэтому используются операции copy_from_user() и copy_to_user() для взаимодействия с данными пользователя.
- 5. Поскольку в область ядра должны отображаться ещё некоторые области, например, аппаратные области видеопамяти, и некоторые такие области расширения ROM не допускают операций записи, то все они должны исключаться из общего адресного диапазона ядра, поэтому он будет ещё немногим менее 1Gb. На типовой х86 архитектуре объём непосредственно адресуемых логических адресов составляет 892Mb.
- 6. А вот отображение **одинаковых** логических адресов пространства **пользователя** из различных процессов в отличающиеся физические адреса это происходит не за счёт различий **сегментных регистров**, а за счёт различий на уровне страничного отображения памяти, осуществляемого MMU.
- 7. Соотношение 3:1 и, соответственно, граница разделения 0хс0000000 могут быть изменены, при новой **генерации** ядра Linux. Это иногда и делается сборщиками дистрибутивов из разных (из-за ограниченности объёма RAM встраиваемых устройств, или других) соображений. Граница определяется конфигурационным параметром ядра CONFIG_PAGE_OFFSET.

Вот как это выглядит семействе устройств Raspberry Pi:

```
$ inxi -Smxxx

System:

Host: raspberrypi Kernel: 5.15.32-v7+ armv7l bits: 32 compiler: gcc v: 10.2.1

Console: tty 2 DM: LightDM 1.26.0 Distro: Raspbian GNU/Linux 11 (bullseye)

Memory:

RAM: total: 999.1 MiB used: 320.1 MiB (32.0%) gpu: 76 MiB

RAM Report: unknown-error: Unknown dmidecode error. Unable to generate data.

$ grep CONFIG_PAGE_OFFSET /lib/modules/`uname -r`/build/.config

CONFIG_PAGE_OFFSET=0x800000000
```

И это любопытно сравнить с ещё меньшим его ARM собратом из совершенно другого семейства устройств — Orange Pi One:

```
$ inxi -Smxxx
System:
   Host: orangepione Kernel: 5.15.48-sunxi armv7l bits: 32 compiler: N/A Console: tty 2
   dm: LightDM 1.26.0 Distro: Armbian GNU/Linux 10 (buster)
Memory:
   RAM: total: 491.7 MiB used: 265.7 MiB (54.0%)
   RAM Report: missing: Required program dmidecode not available
$ grep CONFIG_PAGE_OFFSET /lib/modules/`uname -r`/build/.config
CONFIG_PAGE_OFFSET=0xC00000000
$ grep CONFIG_PAGE_OFFSET /boot/config-`uname -r`
CONFIG_PAGE_OFFSET=0xC00000000
```

³⁵ Утверждается [2], что ядра после 2.6, с дополнительным патчем могут быть сгенерированы с поддержкой режима 4Gb/4Gb, при этом достигается средняя, но приемлемая производительность.



Дальше посмотрим на архитектуры 64 бит — что поменялось относительно фактов, названных выше?

- 1. Прежде всего, это **не есть** архитектура с 64-бит адресами. Для адресации используются только 48 (0-47) младших бит из 64, а старшие биты (48-63) **расширяются** битом 47 ... подобно тому как это делается при расширении знакового разряда отрицательных целых. Эта спецификация адреса в сегодняшних процессорах поддерживается аппаратно. Это позволяет планировать лёгкость расширения в будущем до адресов 52, 57 и даже 64 бит (такие цифры называют в планах).
- 2. В 64-бит Linux разделение виртуальных адресных пространств пользователь-ядро производится поровну, 1:1, по значению бита 47 (1 ядро, 0 пользовательский процесс). Поэтому адреса плоского адресного пространства для пользовательских процессов будут выглядеть как [00000000000000 00007ffffffffff), а для ядра будут выглядеть как [ffff800000000000 ffffffffffffff] (скобки квадратные и круглые в обозначении этих диапазонов означают, как это и принято в математике, «включая» и «исключая», соответственно).
- 3. Как виртуальные 48-бит адреса затем аппаратно, с помощью MMU, преобразуются в физические адреса реальной памяти, нас на данном этапе не интересует. На интересует как они **представляются**.
- 4. В этой модели памяти параметр конфигурации ядра CONFIG_PAGE_OFFSET не определяется (и значение current не ищите его) 48-битная граница фиксирована и в переопределении не нуждается:

\$ inxi -Smxxx

System: Host: R420 Kernel: 5.4.0-124-generic $x86_64$ bits: 64 compiler: gcc v: 9.4.0 Desktop: Cinnamon 5.2.7

wm: muffin 5.2.1 dm: LightDM 1.30.0 Distro: Linux Mint 20.3 Una base: Ubuntu 20.04 focal

Memory: RAM: total: 94.35 GiB used: 7.64 GiB (8.1%)

RAM Report: permissions: Unable to run dmidecode. Root privileges required.

\$ grep CONFIG_PAGE_OFFSET /lib/modules/`uname -r`/build/.config

\$

Динамическое выделение памяти

В ядре Linux существует несколько альтернативных механизмов динамического выделения участка памяти (распределение статически описанных непосредственно в коде областей данных мы не будем затрагивать, хотя это тоже вариант решения поставленной задачи). Каждый из таких механизмов имеет свои особенности, и, естественно, свои преимущества и недостатки перед своими альтернативными собратьями.

Примечание: Отметьте, что (практически) все механизмы динамического выделения памяти в пространстве пользователя (malloc(), calloc(), etc.) являются **библиотечными** вызовами, которые ретранслируются (транзитом через соответствующие системные вызовы³⁶) в рассматриваемые здесь механизмы. Исключение составляет один alloca(), который распределяет память непосредственно из стека выполняемой функции (что имеет свою опасность в использовании). Таким образом, рассматриваемые вопросы имеют прямой практический интерес и для прикладного программирования (пространства пользователя).

Механизмы динамического управления памятью в коде модулей (ядра) имеют два главных направления использования:

- 1. Однократное распределение буферов данных (иногда достаточно и объёмных и сложно структурированных), которое выполняется, как правило, при начальной инициализации модуля (в сетевых драйверах часто при активизации интерфейса командой ifconfig);
- 2. Многократное динамическое создание-уничтожение временных структур, организованных в некоторые списочные структуры (характерный пример: создание и уничтожение сокетных буферов);

Первоначально мы рассматриваем механизмы первой названной группы (которые, собственно, и являются механизмами динамического управления памятью), но к концу раздела отклонимся и рассмотрим использование циклических двусвязных списков, ввиду их максимально широкого использования в ядре Linux (и призывов разработчиков ядра использовать только эти, или подобные им, там же описанные, структуры).

```
Динамическое выделение участка памяти размером Size байт производится вызовом: #include linux/slab.h> void *kmalloc(size_t size, int flags);
```

Выделенная таким вызовом область памяти является непрерывной в физической памяти.

Впервые встреченный нами параметр flags очень часто фигурирует в коде ядра (в отличие от пользовательского кода), и определяет то, какими **характеристиками** должен обладать запрошенный участок памяти. Возможных вариантов значений этого флага — великое множество, они определены в отдельном файле <gfp.h>, например: __GFP_WAIT, __GFP_HIGH, __GFP_MOVABLE, ... Рассмотрим только немногие из них, наиболее используемые, и те, которые нам активно потребуются в дальнейшем изложении:

- GFP_KERNEL (__GFP__WAIT | __GFP__IO | __GFP__FS) выделение производится от имени процесса, который выполняет системный запрос в пространстве ядра такой запрос может быть временно переводиться в пассивное состояние (блокирован).
- GFP_ATOMIC (__GFP_HIGH) выделения памяти в обработчиках прерываний, тасклетах, таймерах ядра и другом коде, выполняющемся вне контекста процесса такой не может быть блокирован (нет процесса, который следовало бы активировать после блокирования). Но это означает, что в случаях, когда память могла бы быть выделена после некоторого блокирования, в данном случае будет сразу возвращаться ошибка.

Все эти флаги могут быть совместно (по «или») определены с большим числом других, например таким как:

- GFP_DMA - выделение памяти должно произойти в DMA-совместимой зоне памяти.

Выделенный в результате блок может быть больше запрошенного размера (что никогда не создаёт

36 В зависимости от размера запрашиваемой области, и от реализации используемой библиотеки libc, malloc() может транслироваться в системный вызов brk(), или mmap() если размер запрашиваемой области велик. Убедится в этом можно написав простой цикл выделения памяти с различными запрашиваемыми размерами, и запустив тестовую программу под strace (спасибо читателям, которые обратили внимание на необходимость такого дополнения).

проблем пользователю), и ни при каких обстоятельствах не может быть меньше. В зависимости от размера страницы архитектуры, минимальный размер возвращаемого блока может быть 32 или 64 байта, максимальный размер зависит от архитектуры, но если рассчитывать на переносимость, то, утверждается в литературе, это не должно быть больше 128 Кб; но даже уже при размерах больших 1-й страницы (несколько килобайт, для х86 — 4 Кб), есть лучше способы, чем получение памяти чем kmalloc().

После использования всякого блока памяти он должен быть освобождён. Это касается вообще любого способа выделения блока памяти, которые ещё будут рассматриваться. Важно, чтобы освобождение памяти выполнялось вызовом, соответствующим тому способу, которым она выделялась. Для kmalloc() это:

```
void kfree(const void *ptr);
```

Повторное освобождение, или освобождение не размещённого блока приводит к тяжёлым последствиям, но kfree(NULL) проверяется и является совершенно допустимым.

Примечание: Требование освобождения блока памяти после использования — в ядре становится заметно актуальнее, чем в программировании пользовательских процессов: после завершения пользовательского процесса, некорректно распоряжающегося памятью, вместе с завершением процесса системе будут возвращены и все ресурсы, выделенные процессу, в том числе и область для динамического выделения памяти. Память, выделенная модулю ядра и не возвращённая явно им при выгрузке явно, никогда больше не возвратиться под управление системы.

Альтернативным kmalloc() способом выделения блока памяти, но **не обязательно в непрерывной области** в физической памяти, является вызов:

```
#include <linux/vmalloc.h>
void *vmalloc(unsigned long size);
void vfree(void *addr);
```

Распределение Vmalloc() менее производительно, чем kmalloc(), но может стать предпочтительнее при выделении больших блоков памяти, когда kmalloc() вообще не сможет выделить блок требуемого размера и завершится аварийно. Отображение страниц физической памяти в непрерывную логическую область, возвращаемую Vmalloc(), обеспечивает MMU (аппаратная реализация управления таблицами страниц), и для пользователя разрывность физических адресов обычно незаметна и не составляет проблемы (за исключением случаев аппаратного взаимодействия с памятью, самым явным из которых является обмен с оборудованием по DMA).

Ещё одним (итого три) принципиально иным способом выделения памяти будут те вызовы API ялра, которые выделяют память в размере целого числа физических страниц, управляемых MMU: __get_free_pages() и подобные (они все имеют в своих именах суффикс *page*). Такие механизмы будут детально рассмотрены ниже.

Управление памятью Linux производит **страницами**. Физически (на аппаратном уровне) 32-бит архитектура двухуровневые таблицы трансляции адреса (TLB) и размер страниц памяти ядра 4 килобайта. В архитектуре x86_64, утверждается, возможно использовать страницы размером 4 килобайта (4096 байтов), 2 мегабайта, и (в некоторых AMD64) 1 гигабайт. В ядре используется размер **логических** (виртуальных) страниц определяется **константой компиляции** ядра PAGESIZE, которую в работающей системе можно посмотреть командой:

```
$ getconf PAGESIZE
```

Я **никогда** не видел значения PAGESIZE отличного от 4096 в десятках дистрибутивов под архитектуру i86, X86_64, ARM... Возможно, оно может отличаться в другой процессорной архитектуре, или его можно переопределить, но это потребует **полной перекомпиляции** ядра.

Вопрос сравнения возможностей по выделению памяти различными способами актуален, но весьма запутан (по литературным источникам), так как радикально зависит от используемой архитектруры процессора, физических ресурсов оборудования (объём реальной RAM, число процессоров SMP, ...), версии ядра Linux и других факторов.

Вопросы динамического распределения памяти — это важнейший вопрос для разработчика модулей ядра. Этот вопрос настолько важен, что отдельно заслуживает обстоятельного тестирования, и такие оценки были проделаны для нескольких конфигураций, но в виду объёмности сам тест (каталог архива кодов memory/mtest) и его обсуждение снесены в отдельную главу в приложениях в конце текста, а здесь приведём только сводную таблицу результатов:

Архитектура	Максимальный выделенный блок [*] (байт)				
	kmalloc()	get_free_pages()	vmalloc()		
Orange Pi One, ARM RAM 512 Mb kernel: 5.15.48	2097152 (2Mb)	4194304 (4Mb)	268435456 (256Mb)		
Raspberry Pi 2 B, ARM RAM 1 Gb kernel: 5.15.32	4194304 (4Mb)	4194304 (4Mb)	536870912 (512Mb)		
Antix21, 32 бит, VirtualBox RAM 4 Gb kernel: 4.9.0	4194304 (4Mb)	4194304 (4Mb)	67108864 (64Mb)		
AMD GX-212JC SOC, 64 бит RAM 8Gb kernel: 4.9.0	4194304 (4Mb)	4194304 (4Mb)	4294967296 (4Gb)		
Dell PowerEdge R420, Intel Xeon E5-2470 v2 RAM 96 Gb kernel: 5.0.4	4194304 (4Mb)	4194304 (4Mb)	68719476736 (64Gb)		

^{* -} приведен размер не максимально возможного для размещения блока в системе, а размер максимального блока в конкретном описываемом тесте: блок вдвое большего размера выделить уже не удалось.

Из таблицы следует, по крайней мере, что когерентные методы (выделяющие непрерывный участок в физической памяти) kmalloc() и __get_free_pages()), во всех современных версиях ядра Linux, выделяют максимальный блок памяти в 10-15 страниц PAGESIZE, 4Mb или немногим больше максимум, независимо от размера присутствующей аппаратной памяти. Напротив, vmalloc(), выделяя блок логической (виртуальной) памяти без гарантии что он будет отображён в непрерывный участок физической памяти, может выделить единый блок размером до 2/3 реально присутствующей (аппаратно) памяти.

Ещё одно сравнение (описано полностью там же, в отдельном приложении) — сравнение по затратам процессорных тактов на одно выполнение запроса на выделение:

Размер блока (байт)	Затраты (число процессорных тактов**					
	kmalloc()	get_free_pages()	vmalloc()			
5*	67	391	1703			
1000*	70	389	1467			
4096	69	383	1743			
65536	672	608	4816			
262144	1158	1278	14984			
4096000	19623	-	265116			
40960000	-	-	2751904			

^{* -} не кратно PAGE_SIZE

** - оценки времени, связанные с диспетчеризацией процессов в системе, могут отличаться в 2-3 раза в ту или иную сторону, и могут быть только грубыми ориентирами **порядка** величины.

Распределители памяти

Реально распределение памяти по запросам kmalloc() может поддерживаться различными механизмами более низкого уровня, называемыми распределителями. Совершенно не обязательно это будет выделение непосредственно из общей неразмеченной физической памяти, как может показаться — чаще это производится из пулов фиксированного размера, заранее размеченных специальным образом. Механизм распределителя памяти просто скрывает то, что скрыто «за фасадом» kmalloc(), те рутинные детали, которые стоят за выделением памяти. Кроме того, при развитии системы алгоритмы распределителя памяти могут быть заменены, но работа kmalloc(), на видимом потребителю уровне, останется неизменной.

Первоначальные менеджеры памяти использовали стратегию распределения, базирующуюся на heap («куча» - единое пространство для динамического выделения памяти). В этом методе большой блок памяти (heap) используется для обеспечения памятью для любых целей. Когда пользователям требуется блок памяти, они запрашивают блок памяти требуемого размера. Менеджер heap проверяет доступную память и возвращает блок. Для поиска блока менеджер использует алгоритмы поиска свободного участка, либо first-fit (первый встречающийся блок, превышающий запрошенный размер), либо best-fit (блок, вмещающий запрошенный размер с наименьшим превышением). Когда блок памяти больше не нужен, он возвращаются в heap. Основная проблема этой стратегии распределения — фрагментация, и деградация системы с течением длительного времени непрерывной эксплуатации (что особо актуально для серверов). Проблемой вторичного порядка малости является высокая затратность времени для управления свободным пространством heap.

Подход, применявшийся в Linux для выделения больших регионов (называемый buddy memory allocation), выделяет по запросу блок, размером кратным степени 2, и превышающий фактический запрошенный размер (по существу, используется подход best-fit). При освобождении блока предпринимается попытка объединить в освобождаемый свободный блок все свободные соседние блоки (слить). Такой подход позволяет снизить фрагментирование и повышает эффективность управления свободным пространством. Но он может существенно увеличить непродуктивное расходование памяти.

Алгоритм распределителя, использующийся kmalloc() как основной механизм в версиях ядра 2.6 для текущего выделения небольших блоков памяти — это сляб алокатор (slab allocation). Слябовый распределитель впервые предложен Джефом Бонвиком (Jeff Bonwick), реализован и описан в SunOS (в середине 90-х годов). Идея такого распределителя состоит в том, что последовательные запросы на выделение памяти под объекты равного размера удовлетворяются из области одного кэша (сляба), а запросы на объекты другого размера (пусть отличающиеся от первого случая самым незначительным образом) - удовлетворяются из совершенно другого такого же кэша, но под другой размер.

Примечание: Сам термин сляб переводится близко к «облицовочная плитка», и принцип очень похож: любую вынутую из плоскости плитку можно заменить другой такой же, но это только потому, что их размеры в точности совпадают.

Использование алокатора SLAB (по умолчанию) может быть отменено при новой сборке ядра (параметр CONFIG_SLAB). Это имеет смысл и используется для небольших и встроенных систем. При таком решении может быть включен алокатор, который называют SLOB. При таком способе участки выделяемой памяти выстраиваются в единый линейный связный список. Такой способ распределения памяти может экономить до 512КВ памяти памяти (в сравнении с SLAB). Естественно, этот способ страдает названными уже недостатками, главный из которых — фрагментация.

Начиная с версии ядра 2.6.22 начинает использоваться распределитель SLUB, разработанный Кристофом Лэйметром (Christoph Lameter) из компании SGI, но это только отличающаяся **реализация** всё той же идеи распределителя SLAB. В отличие от SLOB, ориентированного на малые конфигурации, SLUB ориентирован, напротив, на системы с большими и огромными (huge) объёмами RAM. Идея состоит в том, чтобы уменьшить непроизводительные расходы на управляющие структуры слабов при их больших объёмах. Для этого управление организуется не на основе единичных страниц памяти, а на основе объединения таких страниц в группы, и управлении на базе групп страниц.

Детально смотрите какой распределитель используется по конфигурационным параметрам, с которыми собиралось ядро, например так:

```
$ inxi -S
System:
  Host: raspberrypi Kernel: 5.15.32-v7+ armv7l bits: 32 Console: tty 2
  Distro: Raspbian GNU/Linux 11 (bullseye)
$ grep CONFIG_SLOB /lib/modules/`uname -r`/build/.config
# CONFIG_SLOB is not set
$ grep CONFIG_SLAB /lib/modules/`uname -r`/build/.config
# CONFIG_SLAB is not set
CONFIG SLAB MERGE DEFAULT=v
# CONFIG_SLAB_FREELIST_RANDOM is not set
# CONFIG_SLAB_FREELIST_HARDENED is not set
$ grep CONFIG_SLUB /lib/modules/`uname -r`/build/.config
CONFIG_SLUB_DEBUG=y
CONFIG_SLUB=y
CONFIG_SLUB_CPU_PARTIAL=y
# CONFIG_SLUB_DEBUG_ON is not set
# CONFIG_SLUB_STATS is not set
```

Дальше более-менее детально мы будем рассматривать только слябовый распределитель SLAB (потому что выбор распределителя — это только альтернатива из области предпочтений).

Слябовый распределитель³⁷

Текущее состояние слябового распределителя можем рассмотреть в файловой системе /proc (что даёт достаточно много для понимания самого принципа слябового распределения):

```
$ cat /proc/slabinfo
slabinfo - version: 2.1
# name
          <active_objs> <num_objs> <objperslab> <pagesperslab> : tunables <limit> <batchcount>
<sharedfactor> : slabdata <active_slabs> <num_slabs> <sharedavail>
kmalloc-8192
                    28
                           32
                                8192
                                            8 : tunables
                                                                     0 : slabdata
                                                                                                   0
kmalloc-4096
                   589
                          648
                                4096
                                            8 : tunables
                                                                     0 : slabdata
                                                                                     81
                                                                                            81
kmalloc-2048
                   609
                          672
                                2048
                                      16
                                            8 : tunables
                                                           0
                                                                     0 : slabdata
                                                                                     42
                                                                                            42
kmalloc-1024
                   489
                         512
                                1024
                                      16
                                            4 : tunables
                                                           0
                                                                     0 : slabdata
                                                                                     32
                                                                                            32
                                            2 : tunables
                                      16
kmalloc-512
                  3548
                         3648
                                512
                                                           0
                                                                0
                                                                     0 : slabdata
                                                                                    228
                                                                                           228
                                                                                                   0
kmalloc-256
                   524
                         656
                                 256
                                      16
                                            1 : tunables
                                                           0
                                                                0
                                                                     0 : slabdata
                                                                                    41
                                                                                           41
                                                                                                   0
kmalloc-128
                 13802 14304
                                 128
                                      32
                                            1 : tunables
                                                           0
                                                                0
                                                                     0 : slabdata
                                                                                    447
                                                                                                   0
kmalloc-64
                 12460 13120
                                 64
                                      64
                                            1 : tunables
                                                                     0 : slabdata
                                                                                    205
                                                                                           205
                                                                                                   0
kmalloc-32
                 12239 12800
                                 32 128
                                            1 : tunables
                                                           0
                                                                     0 : slabdata
                                                                                    100
                                                                                           100
                                                                                                   0
kmalloc-16
                 25638 25856
                                 16 256
                                            1 : tunables
                                                           0
                                                                     0 : slabdata
                                                                                    101
                                                                                           101
                                                                                                   0
                                            1 : tunables
                                                                     0 : slabdata
kmalloc-8
                 11662 11776
                                  8 512
                                                                                     23
                                                                                            23
                                                                                                   0
```

Сам принцип прост: сам сляб должен быть создан (зарегистрирован) вызовом kmem_cache_create(), а потом из него можно «черпать» элементы фиксированного размера (под который и был создан сляб) вызовами kmem_cache_alloc() (это и есть тот вызов, в который, в конечном итоге, с наибольшей частотой ретранслируется ваш kmalloc()). Все сопутствующие описания ищите в linux/slab.h>. Так это выглядит на качественном уровне. А вот при переходе к деталям начинается цирк, который состоит в том, что прототип функции kmem_cache_create() меняется от версии к версии.

```
В версии 2.6.18 и практически во всей литературе этот вызов описан так: kmem_cache_t *kmem_cache_create(const char *name, size_t size, size_t offset, unsigned long flags,
```

³⁷ В литературе и электронных публикациях мне встречались самые разнообразные русскоязычные наименования для такого распределителя, а именно, как: «слабовый», «слябовый», «слябовый»... Термин нужно как-то именовать, и ни одна из транскрипций не лучше других, но... Более устоявшимся, а кроме того, использующимся, помимо IT, в совершенно иной области — металлургии, является произношение «слябовый», поэтому давайте его использовать.

```
void (*ctor)(void*, kmem_cache_t*, unsigned long flags),
void (*dtor)(void*, kmem_cache_t*, unsigned long flags));
```

name — строка имени кэша;

size — размер элементов кэша (единый и общий для всех элементов);

offset — смещение первого элемента от начала кэша (для обеспечения соответствующего выравнивания по границам страниц, достаточно указать 0, что означает выравнивание по умолчанию);

flags — опциональные параметры (может быть 0);

ctor, dtor — **конструктор** и **деструктор**, соответственно, вызываются при размещении-освобождении каждого элемента, но с некоторыми ограничениями ... например, деструктор будет вызываться (финализация), но не гарантируется, что это будет поисходить сразу непосредственно после удаления объекта.

```
K версии 2.6.24 [5, 6] он становится другим (деструктор исчезает из описания): struct kmem_cache *kmem_cache_create(const char *name, size_t size, size_t offset, unsigned long flags, void (*ctor)(void*, kmem_cache_t*, unsigned long flags));
```

Наконец, в 2.6.32 и до 3.14 можем наблюдать следующую фазу изменений (меняется прототип конструктора):

```
struct kmem_cache *kmem_cache_create(const char *name, size_t size, size_t offset, unsigned long flags, void (*ctor)(void*));
... и к 5.4 становится (почти то же, но типизация параметров заметно поменялась): struct kmem_cache *kmem_cache_create(const char *name, unsigned int size, unsigned int align, slab_flag_t flags, void (*ctor)(void*));
```

Это значит, что то, что компилировалось для одного ядра, перестанет компилироваться для следующего. Вообще то, это достаточно обычная практика для ядра, но к этому нужно быть готовым, а при использовании таких достаточно глубинных механизмов, руководствоваться не навыками, а изучением заголовочных файлов текущего ядра.

Из флагов создания, поскольку они также находятся в постоянном изменении, и большая часть из них относится к отладочным опциям, стоит назвать:

SLAB_HWCACHE_ALIGN — расположение каждого элемента в слябе должно выравниваться по строкам процессорного кэша, это может существенно поднять производительность, но непродуктивно расходуется память;

SLAB_POISON — начально заполняет сляб предопределённым значением (A5A5A5A5) для обнаружения выборки не инициализированных значений;

Если не нужны какие-то особые изыски, то нулевое значение будет вполне уместно для параметра flags.

```
Как для любой операции выделения, ей сопутствует обратная операция по уничтожению сляба: int kmem_cache_destroy(kmem_cache_t *cache);
```

Операция уничтожения может быть успешна (здесь достаточно редкий случай, когда функция уничтожения возвращает значение результата), только если уже **все** объекты, полученные из кэша, были возвращены в него. Таким образом, модуль должен проверить статус, возвращённый kmem_cache_destroy() — и ошибка указывает на какой-то вид утечки памяти в модуле (так как некоторые объекты не были возвращены).

```
После того, как кэш объектов создан, вы можете выделять (черпать) объекты из него, вызывая: void *kmem_cache_alloc(kmem_cache_t *cache, int flags);

Здесь flags - те же, что передаются kmalloc().
```

Полученный объект должен быть возвращён когда в нём отпадёт необходимость: void kmem_cache_free(kmem_cache_t *cache, const void *obj);

Несмотря на изменчивость API сляб алокатора, вы можете охватить даже диапазон версий ядра, пользуясь директивами условной трансляции препроцессора; модуль использующий такой алокатор может выглядеть подобно следующему (каталог memory/slab архива):

slab.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/slab.h>
#include <linux/version.h>
MODULE LICENSE("GPL");
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej.tsil@gmail.com>");
MODULE_VERSION("6.2");
static int size = 7; // для наглядности - простые числа
module_param(size, int, 0);
static int number = 31;
module_param(number, int, 0);
static void* *line = NULL;
static int sco = 0;
static
#if LINUX_VERSION_CODE > KERNEL_VERSION(2,6,31)
void co(void* p) {
#else
void co(void* p, kmem_cache_t* c, unsigned long f) {
   *(long*)p = (long)p;
   sco++;
#define SLABNAME "my_cache"
struct kmem_cache *cache = NULL;
static int __init init(void) {
  int i;
   line = kmalloc(sizeof(void*) * number, GFP_KERNEL);
  if(!line) {
      printk(KERN_ERR "kmalloc error\n");
      goto mout;
  }
   for(i = 0; i < number; i++)
      line[i]= NULL;
#if LINUX_VERSION_CODE < KERNEL_VERSION(2,6,32)</pre>
  cache = kmem_cache_create(SLABNAME, size, 0, SLAB_HWCACHE_ALIGN, co, NULL);
   cache = kmem_cache_create(SLABNAME, size, 0, SLAB_HWCACHE_ALIGN, co);
#endif
   if(!cache) {
      printk(KERN_ERR "kmem_cache_create error\n");
      goto cout;
  }
  for(i = 0; i < number; i++)
      if(NULL == (line[i]= kmem_cache_alloc(cache, GFP_KERNEL))) {
         printk(KERN_ERR "kmem_cache_alloc error\n");
         goto oout;
```

```
}
   printk(KERN_INFO "allocate %d objects into slab: %s\n", number, SLABNAME);
   printk(KERN_INFO "object size %d bytes, full size %ld bytes\n", size, (long)size * number);
   printk(KERN_INFO "constructor called %d times\n", sco);
   return 0;
oout:
   for(i = 0; i < number; i++)
      kmem_cache_free(cache, line[i]);
cout:
   kmem_cache_destroy(cache);
mout:
  kfree(line);
   return -ENOMEM;
}
module_init(init);
static void __exit cleanup(void) {
   int i;
   for(i = 0; i < number; i++)
      kmem_cache_free(cache, line[i]);
   kmem_cache_destroy(cache);
   kfree(line);
}
module_exit(cleanup);
```

Вот как выглядит выполнение этого размещения (картина весьма поучительная, поэтому остановимся на ней подробнее) в достаточно свежих версиях ядра (разной разрядности, да и разных процессорных архитектур и дистрибутивов Linux):

```
$ inxi -S
           Host: raspberrypi Kernel: 5.15.32-v7+ armv7l bits: 32 Console: tty 3
System:
           Distro: Raspbian GNU/Linux 11 (bullseye)
$ uname -a
Linux raspberrypi 5.15.32-v7+ #1538 SMP Thu Mar 31 19:38:48 BST 2022 armv7l GNU/Linux
$ sudo insmod slab.ko
$ lsmod | head -n3
Module
                        Size Used by
slab
                       16384 0
sha256_generic
                       16384 0
$ dmesg | grep -v hwmon | tail -n3
[25650.044692] allocate 31 objects into slab: my_cache
[25650.044730] object size 7 bytes, full size 217 bytes
[25650.044747] constructor called 256 times
$ sudo cat /proc/slabinfo | grep my_
my_cache
                     256
                            256
                                    16 256
                                               1 : tunables
                                                               0
                                                                    0
                                                                         0 : slabdata
```

Итого: объекты размером 7 байт благополучно разместились в новом слябе с именем my_cache, отображаемом в /proc/slabinfo, организованным с размером элементов 16 байт (эффект выравнивания?), конструктор при размещении 31 таких объектов вызывался 257 раз. Обратим внимание на чрезвычайно важное обстоятельство: при создании сляба никаким образом не указывается реальный или максимальный объём памяти, находящейся под управлением этого сляба: это динамическая структура, «добирающая» столько страниц памяти, сколько нужно для поддержания размещения требуемого числа элементов данных (с учётом их размера). Увеличенное число вызовов конструктора можно отнести: а). на необходимость переразмещения существующих элементов при последующих запросах, б). эффекты SMP (2 ядра) и перераспределения данных между процессорами.

Примечание: Если рассмотреть 3 первых поля вывода /proc/slabinfo, то видно, что под сляб размечено некоторое фиксированное количество фиксированных объекто-мест (256), которые укладываются в некоторый начальный объём сляба в 1-ну страницу (или целое число страниц) физической памяти.

64-разрядный дистрибутив antiX:

```
$ inxi -S
System:
  Host: antix21 Kernel: 4.9.0-279-antix.1-amd64-smp arch: x86_64 bits: 64 Console: pty pts/1
    Distro: antiX-21_x64-base Grup Yorum 31 October 2021
Linux antix21 4.9.0-279-antix.1-amd64-smp #1 SMP PREEMPT Sun Aug 8 15:04:18 EEST 2021 x86_64
GNU/Linux
$ sudo insmod slab.ko size=3 number=1000
olej@antix21:~/2022/kernel/memory/slab
$ dmesg | tail -n3
[ 817.243489] allocate 1000 objects into slab: my_cache
[ 817.243493] object size 3 bytes, full size 3000 bytes
[ 817.243494] constructor called 1024 times
$ sudo cat /proc/slabinfo | grep my_
my_cache
                                                                         0 : slabdata
                    1024
                           1024
                                    16 256
                                               1 : tunables
```

Для полноты картины (вопросы переносимости), проверим тот же тест на однопроцессорном Celeron и насколько возможно более старой версии ядра:

```
$ uname -r
2.6.18-92.el5
$ sudo /sbin/insmod ./slab.ko
$ /sbin/lsmod | grep slab
slab
                        7052 0
$ dmesg | tail -n3
allocate 31 objects into slab: my_cache
object size 7 bytes, full size 217 bytes
constructor called 339 times
$ cat /proc/slabinfo | grep my_
my cache
              31
                    339
                             8 339
                                       1 : tunables 120
                                                            60
                                                                  8 : slabdata
                                                                                    1
                                                                                            1
                                                                                                   0
$ sudo /sbin/rmmod slab
```

Число вызовов конструктора не уменьшилось, а даже возросло, а вот размер объектов, под который создан сляб, изменился с 16 на 8. Но общий вид картины не меняется на протяжении ... лет 15...

И для полноты картины для 64-бит реализации (размер объектов 11 байт, 7 байт слишком короткий объект для 64-битной реализации **теста**):

```
$ uname -r
3.14.4-200.fc20.x86_64
$ sudo insmod ./slab.ko size=11
$ dmesq | tail -n3
[11835.972001] allocate 31 objects into slab: my_cache
[11835.972007] object size 11 bytes, full size 341 bytes
[11835.972009] constructor called 129 times
$ sudo cat /proc/slabinfo | grep my_
my_cache
             128
                    128
                            32 128
                                       1 : tunables
                                                        0
                                                                  0 : slabdata
$ sudo rmmod slab
```

Примечание: Последний рассматриваемый пример любопытен в своём поведении. Вообще то «завалить» операционную систему Linux — ничего не стоит, когда вы пишете модули ядра. В противовес тому, что за несколько лет плотной (почти ежедневной) работы с микроядерной операционной системой QNX мне так и не удалось её «завалить» ни разу (хотя попытки и предпринимались). Это, попутно, к цитировавшемуся ранее эпиграфом высказыванию Линуса Торвальдса относительно его оценок микроядерности. Но сейчас мы не о том... Если погонять показанный тест с весьма большим размером блока и числом блоков для размещения (заметно больше показанных выше значений), то можно наблюдать прелюбопытную ситуацию: нет, система не виснет, но распределитель памяти настолько активно отбирает память у системы, что постепенно угасают все графические приложения, потом и вся подсистема X11 ... но остаются в живых чёрные текстовые консоли, в которых даже живут мыши. Интереснейший получается эффект³⁸.

³⁸ Что напомнило высказывание классика отечественного юмора М. Жванецкого: «А вы не пробовали слабительное со снотворным?

Ещё одна вариация на тему распределителя памяти, в том числе и сляб-алокатора — механизм пула памяти:

Пул памяти сам по себе вообще не является алокатором, а всего лишь является **интерфейсом** к алокатору (к любому, к тому же кэшу, например). Само наименование «пул» (имеющее схожий смысл в разных контекстах и разных операционных системах) предполагает, что такой механизм будет всегда поддерживать «в горячем резерве» некоторое количество объектов для распределения. Параметр вызова min_nr является тем минимальным числом выделенных объектов, которые пул должен всегда поддерживать в наличии. Фактическое выделение и освобождение объектов по запросам обслуживают alloc_fn() и free_fn(), которые предлагается написать пользователю, и которые должны иметь такие прототипы:

```
typedef void* (*mempool_alloc_t)(int gfp_mask, void *pool_data);
typedef void (*mempool_free_t)(void *element, void *pool_data);
```

Последний параметр mempool_create(): pool_data (блок данных) передаётся последним параметром в вызовы alloc_fn() и free_fn().

Но обычно просто дают обработчику-распределителю ядра выполнить за нас задачу — объявлено (<linux/mempool.h>) несколько групп API для разных распределителей памяти. Так, например, существуют две функции, например, (mempool_alloc_slab() и mempool_free_slab()), ориентированный на рассмотренный уже сляб алокатор, которые выполняют соответствующие согласования между прототипами выделения пула памяти и kmem_cache_alloc() и kmem_cache_free(). Таким образом, код, который инициализирует пул памяти, который будет автоматически использовать сляб алокатор для управления памятью, часто выглядит следующим образом:

```
// создание нового сляба
kmem_cache_t *cache = kmem_cache_create(...);
// создание пула, который будет распределять память из этого сляба
mempool_t *pool = mempool_create(MY_POOL_MINIMUM, mempool_alloc_slab, mempool_free_slab, cache);
```

После того, как пул был создан, объекты могут быть выделены и освобождены с помощью:

```
void *mempool_alloc_slab(gfp_t gfp_mask, void *pool_data);
void mempool_free_slab(void *element, void *pool_data);
```

После создания пула памяти функция выделения будет вызвана достаточное число раз для создания пула предопределённых объектов. После этого вызовы mempool_alloc_slab() пытаются получить новые объекты от функции выделения - возвращается один из предопределённых объектов (если таковые сохранились). Когда объект освобождён mempool_free_slab(), он сохраняется в пуле если количество предопределённых объектов в настоящее время ниже минимального, в противном случае он будет возвращён в систему.

Примечание: Такие же группы API есть для использования в качестве распределителя памяти для пула kmalloc() (mempool_kmalloc()) и страничного распределителя памяти (mempool_alloc_pages()).

Размер пула памяти может быть динамически изменён:

```
int mempool_resize(mempool_t *pool, int new_min_nr, int gfp_mask);
```

- в случае успеха этот вызов изменяет размеры пула так, чтобы иметь по крайней мере new_min_nr объектов.

Когда пул памяти больше не нужен он возвращается системе:

```
void mempool_destroy(mempool_t *pool);
```

B архиве примеров присутствует пример модуля (файл pool.c), демонстрирующий реализацию пула памяти как над кэшем (mempool create slab pool()), так и над распределителем

Удивительный получается эффект!».

(mempool_kmalloc()), позволяющий наблюдать создание пула, размещение в нём элементов и тестирование корректности размещённых элементов. Тест позволяет наглядно поэкспериментировать с техникой создания пулов. Мы не станем рассматривать здесь этот пример — и код, и протокол его сборки и использования (файлы .hist) для дистрибутива Fedora 35 помещены в архив для самостоятельного экспериментирования.

Страничное выделение

```
Korдa нужны крупные блоки больше одной машинной страницы и кратные целому числу страниц: #include linux/gfp.h>
struct_page * alloc_pages(gfp_t gfp_mask, unsigned int order)
```

Такой вызов выделяет 2**order смежных страниц (**непрерывный** участок) физической памяти. Полученный физический адрес требуется конвертировать в логический для использования:

```
void *page_address(struct_page * page)
```

Если не требуется физический адрес, то сразу получить его логический эквивалент позволяют:

```
unsigned long __get_free_page(gfp_t gfp_mask); // выделяет одну страницу;
unsigned long get_zeroed_page(gfp_t gfp_mask); // выделяет одну страницу и заполняет её нулями;
unsigned long __get_free_pages(gfp_t gfp_mask, unsigned int order); // выделяет несколько (2**order)
последовательных страниц непрерывной областью;
```

Принципиальное отличие выделенного таким способом участка памяти от выделенного kmalloc() (при равных размерах запрошенных участков для сравнения) состоит в том, что участок, выделенный механизмом страничного выделения и будет всегда выровнен на границу страницы.

```
В любом случае, выделенную страничную область после использования необходимо возвратить по логическому или физическому адресу (способом в точности симметричным тому, которым выделялся участок!): void __free_pages(unsigned long addr, unsigned long order); void free_pages(unsigned long addr); void free_pages(unsigned long addr, unsigned long order);
```

При попытке освободить другое число страниц чем то, что выделялось, карта памяти становится повреждённой и система позднее (может и через продолжительное время) будет **разрушена**.

Выделение больших буферов

Для выделения экстремально больших буферов, иногда описывают (в литературе) и рекомендуют технику выделения памяти непосредственно при загрузке системы (ядра). Но эта техника доступна только модулям, загружаемым с ядром (при начальной загрузке), далее они не подлежат выгрузке. Техника, приемлемая для команды разработчиков ядра, но очень сомнительная в своей ценности для сторонних разработчиков модулей ядра. Тем не менее, вскользь упомним и её. Для её реализации есть такие вызовы:

```
#include <linux/bootmem.h>
void *alloc_bootmem(unsigned long size);
void *alloc_bootmem_low(unsigned long size);
void *alloc_bootmem_pages(unsigned long size);
void *alloc_bootmem_low_pages(unsigned long size);
```

Эти функции выделяют либо целое число страниц (если имя функции заканчивается на _pages), или не выровненные странично области памяти.

Освобождение памяти, выделенной при загрузке, производится даже в ядре крайне редко: сам модуль выгружен быть не может, а почти наверняка получить освобождённую память позже, если возникнет позже такая необходимость, он будете уже не в состоянии. Однако, существует интерфейс для освобождения и этой памяти:

```
void free_bootmem(unsigned long addr, unsigned long size);
```

Динамические структуры и управление памятью

И статический и динамический способ размещения структур данных имеют свои положительные и отрицательные стороны, главными из которых принято считать: а). статическая память: надёжность, живучесть и меньшая подверженность ошибкам; б). динамическая память: гибкость использования. Использование динамических структур всегда требует того или иного механизма управления памятью: создание и уничтожение терминальных элементов динамически увязываемых структур.

Циклический двусвязный список

Чтобы уменьшить количество дублирующегося кода, разработчики ядра создали (начиная с ядра 2.6) стандартную реализацию кругового, двойного связного списка на основе. До этого в ядре использовалось много разнообразных списочных структур «по ситуации» (как это принято и в других областях программирования). После такой единообразной реорганизации всем, нуждающимся в манипулировании динамическими списочными структурами (начиная с простейших линейных односвязных списков, к примеру, и до сложных древовидных структур) рекомендуется разработчиками использовать именно это средство. И поэтому оно заслуживают внимательного рассмотрения.



Рисунок: Односвязный линейный список, завершающийся NULL.



Рисунок: Двусвязный циклический список.

Примечание: При работе с интерфейсом связного списка всегда следует иметь в виду, что функции списка сами по себе выполняют без блокировки. Если есть вероятность того, что драйвер может попытаться выполнить на одном списке конкурентные операции, уже вашей обязанностью является реализация схемы блокировки. Результаты некорректного параллельного доступа (повреждённые структуры списка, потеря данных, паники ядра) как правило, трудно диагностировать.

Обратите внимание, что двусвязный циклический список нигде не содержит концевых указателей, имеющих значение NULL. Это гарантирует, что при ошибках манипуляции со списком вы можете двигаться ошибочными путями, но **никогда** не станете разыменовывать указатель NULL, чем сразу завалите ядро операционной системы.

Чтобы использовать механизм списка, ваш драйвер должен подключить файл linux/list.h>. Этот файл определяет базовую структуру типа list_head:

```
struct list_head {
```

```
struct list_head *next, *prev;
};
```

Для использования в вашем коде средства списка Linux, необходимо всего лишь вставлять list_head внутри собственных структур, входящих в список, например:

```
struct todo_struct {
   struct list_head list;
   int priority;
   /* ... добавить другие зависимые от задачи поля */
};
```

Эта условная структура будет дальше использоваться для иллюстрации работы макросов, обслуживающих связные списки.

Заголовки списков должны быть проинициализированы перед использованием с помощью макроса INIT_LIST_HEAD. Заголовок списка может быть объявлен и проинициализирован так (динамически):

```
struct list_head todo_list;
INIT_LIST_HEAD(&todo_list);
```

Альтернативно, списки могут быть созданы и проинициализированы статически при компиляции: LIST_HEAD(todo_list);

Некоторые функции для работы со списками определены в linux/list.h>. Как мы видим, API работы с циклическим списком позволяет выразить любые операции с элементами списка, не вовлекая в операции манипулирование с внутренними полями связи списка; это очень ценно для сохранения целостности списков:

```
list_add(struct list_head *new, struct list_head *head);
```

Этот макрос добавляет новую запись new cразу же **после головы** списка head, как правило, в начало списка (хотя в циклическом списке понятие «начала» достаточно условное — это вы сами должны понимать его как начало и следить за этим). Таким образом, этот макрос может быть использован для создания стеков. Однако, следует отметить, что голова не должна быть номинальной головой списка; если вы передадите в качестве new структуру list_head, которая окажется где-то в середине списка, новая запись пойдёт сразу после неё. Так как списки Linux являются круговыми, голова списка обычно не отличается от любой другой записи.

```
list_add_tail(struct list_head *new, struct list_head *head);
```

Этот макрос добавляет элемент **new перед головой** данного списка (head), в **конец** списка, другими словами, list_add_tail() может, таким образом, быть использована для создания очередей FIFO: первый вошёл - первый вышел.

```
list_del(struct list_head *entry);
list_del_init(struct list_head *entry);
```

Эти макросы **удаляют** указанную запись из списка (обратим внимание, что указывать сам список в параметрах при этом не нужно). Если эта запись может быть когда-либо вставленной в другой список, вы должны использовать list_del_init(), которая инициализирует заново указатели связного списка.

```
list_move(struct list_head *entry, struct list_head *head);
list_move_tail(struct list_head *entry, struct list_head *head);
```

Эти макросы удаляют указанную запись из своего текущего положения и **перемещает** (запись) в начало списка. Чтобы переместить запись в конец списка используется list_move_tail().

```
list_empty(struct list_head *head);
```

Возвращает ненулевое значение, если данный список пуст (тестирует).

```
list_splice(struct list_head *list, struct list_head *head);
```

Объединение двух списков с **вставкой** нового списка list сразу **после** головы head.

Структуры list_head хороши для реализации линейных списков, но использующие его программы почти всегда больше заинтересованы в некоторых более крупных структурах, которые увязываются в список

как его узлы. При этом широко используется макрос list_entry(), который по значению указателя структуры list_head восстанавливает указатель на экземпляр структуры, которая именно его содержит. Он вызывается следующим образом:

```
list_entry(struct list_head *ptr, type_of_struct, field_name);
```

Здесь ptr является указателем на используемую структуру list_head, type_of_struct является указаним имени типа структуры, содержащей в себе этот элемент связи (ptr), а field_name является именем поля связи (struct list_head) в этой структуре.

В показанной раньше для примера структуре todo_struct поле списка **имеет имя** list. Таким образом, когда мы хотели бы получить по указателю поля связи listptr — саму содержащую это поле структуру типа struct todo_struct, то могли бы выразить это такой строкой:

```
struct todo_struct *todo_ptr = list_entry(listptr, struct todo_struct, list);
```

Реализовать подобное (разработчикам ядра) можно было только **макросом**, сделать это вызовом **функции** было бы нельзя. Макрос list_entry() несколько необычен и требует некоторого времени, чтобы привыкнуть, но его не так сложно использовать.

Обход двусвязных списков достаточно прост: надо только использовать указатели prev и next. В качестве примера предположим, что мы хотим добавлять новый элемент в список так, чтобы сохранять список объектов todo_struct, отсортированный в порядке убывания поля priority. Функция добавления новой записи будет выглядеть примерно следующим образом:

```
void todo_add_entry(struct todo_struct *new) {
   struct list_head *ptr;
   struct todo_struct *entry;
   /* голова списка поиска: todo_list */
   for(ptr = todo_list.next; ptr != &todo_list; ptr = ptr->next) {
      entry = list_entry(ptr, struct todo_struct, list);
      if(entry->priority < new->priority) {
            list_add_tail(&new->list, ptr);
            return;
      }
    }
   list_add_tail(&new->list, &todo_list);
}
```

Однако, как правило, лучше использовать один из набора **предопределённых макросов** для операций, которые перебирают списки (**итераторов**). Например, предыдущий цикл мог бы быть написать так:

```
void todo_add_entry(struct todo_struct *new) {
   struct list_head *ptr;
   struct todo_struct *entry;
   list_for_each(ptr, &todo_list) {
      entry = list_entry(ptr, struct todo_struct, list);
      if(entry->priority < new->priority) {
            list_add_tail(&new->list, ptr);
            return;
      }
    }
   list_add_tail(&new->list, &todo_list);
}
```

Использование предусмотренных макросов помогает избежать простых ошибок программирования. Разработчики этих макросов также приложили некоторые усилия, чтобы они выполнялись производительно. Существует несколько вариантов **итераторов**:

```
list_for_each(struct list_head *cursor, struct list_head *list)
```

Этот макрос создаёт цикл for, который выполняется по одному разу с указателем cursor, присвоенным поочерёдно указателю на каждую последовательную позицию в списке (будьте осторожны с изменением списка при итерациях через него).

```
list_for_each_prev(struct list_head *cursor, struct list_head *list) Эта версия выполняет такие же итерации назад по списку.
```

```
list_for_each_safe(struct list_head *cursor, struct list_head *next, struct list_head *list)
```

Если операции в цикле могут **удалить** запись в списке, используйте эту версию: он просто сохраняет следующую запись в списке в next (дополнительный параметр) для продолжения цикла, поэтому не запутается, если запись, на которую указывает cursor, удаляется.

```
list_for_each_entry(type *cursor, struct list_head *list, member)
list_for_each_entry_safe(type *cursor, type *next, struct list_head *list, member)
```

Такие макросы облегчают процесс просмотр списка, содержащего структуры данного типа type. Здесь cursor является указателем на экземпляр охватывающей структуры (результат), содержащей поле связи, member является именем структуры связи list_head внутри содержащей структуры. С этими макросами нет необходимости помещать внутри цикла вызов макроса list_entry().

В заголовках linux/list.h> определены ещё ряд деклараций для описания динамических структур и манипуляций с ними.

Модуль использующий динамические структуры

Ниже показан пример модуля ядра (каталог архива memory/list), строящий, использующий и утилизирующий простейшую динамическую структуру в виде односвязного списка:

mod_list.c :

```
#include <linux/slab.h>
#include <linux/list.h>
MODULE_LICENSE("GPL");
static int size = 5;
module_param(size, int, S_IRUGO | S_IWUSR); // размер списка как параметр модуля
struct data {
   int n;
   struct list_head list;
};
void test_lists(void) {
   struct list_head *iter, *iter_safe;
  struct data *item;
  int i;
  LIST_HEAD(list);
   for(i = 0; i < size; i++) {
      item = kmalloc( sizeof(*item), GFP_KERNEL);
      if(!item) goto out;
      item->n = i;
      list_add(&(item->list), &list);
  }
   list_for_each(iter, &list) {
      item = list_entry(iter, struct data, list);
      printk(KERN_INFO "[LIST] %d\n", item->n);
  }
out:
   list_for_each_safe(iter, iter_safe, &list) {
      item = list_entry(iter, struct data, list);
      list_del(iter);
      kfree(item);
   }
}
static int __init mod_init(void) {
```

```
test_lists();
   return -1;
}
module_init(mod_init);
$ inxi -S
System:
 Host: orangepione Kernel: 5.15.48-sunxi armv7l bits: 32 Console: tty 3
 Distro: Armbian GNU/Linux 10 (buster)
$ /sbin/modinfo mod_list.ko
filename:
                /home/olej/2022/kernel/examples/memory/list/mod_list.ko
license:
depends:
name:
               mod_list
               5.15.48-sunxi SMP mod_unload ARMv7 thumb2 p2v8
vermagic:
parm:
               size:int
$ sudo insmod mod_list.ko size=7
insmod: ERROR: could not insert module mod_list.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n7
[41031.363628] [LIST] 6
[41031.363642] [LIST] 5
[41031.363647] [LIST] 4
[41031.363652] [LIST] 3
[41031.363656] [LIST] 2
[41031.363661] [LIST] 1
[41031.363665] [LIST] 0
```

Сложно структурированные данные

Всего только одной ограниченной структуры данных struct list_head достаточно для построения динамических структур практически произвольной степени сложности, как, например, сбалансированные В-деревья, красно-чёрные списки и другие. Именно поэтому ядро 2.6 было полностью переписано в части используемых списочных структур на использование struct list_head. Вот каким простым образом может быть представлено с использованием этих структур бинарное дерево:

```
struct my_tree {
   struct list_head left, right; /* левое и правое поддеревья */
   /* ... добавить другие зависимые от задачи поля */
};
```

Не представляет слишком большого труда для такого представления создать собственный набор функций его создания-инициализации и манипуляций с узлами такого дерева.

Обсуждение по инициализации объектов ядра

При обсуждении заголовков списков, было показано две (альтернативно, на выбор) возможности объявить и инициализировать такой заголовок списка:

1. статический (переменная объявляется макросом и тут же делаются все необходимые для инициализации манипуляции):

```
LIST_HEAD(todo_list);
```

2. динамический (переменная сначала объявляется, как и любая переменная элементарного типа, например, целочисленного, а только потом инициализируется указанием её адреса):

```
struct list_head todo_list;
INIT_LIST_HEAD(&todo_list);
```

Такая же дуальность (статика / динамика) возможностей будет наблюдаться далее много раз, например, относительно всех примитивов синхронизации (мютексов, семафоров, ...). Напрашивается вопрос: зачем такая

избыточность возможностей и когда что применять? Дело в том, что очень часто (в большинстве случаев) такие переменные не фигурируют в коде автономно, а встраиваются в более сложные объемлющие структуры данных. Вот для таких встроенных объявлений и будет годиться только динамический способ инициализации. Единичные переменные проще создавать статически.

Служба времени

«Всему своё время и время всякой вещи под небом» «Екклисиаст, III:1»

Как-то так сложилось мнение, что только-что законченная нами в рассмотрении тема динамического управления памятью является сложной темой. Но она то как раз является относительно простой. По настоящему сложной и неисчерпаемой темой (в любой операционной системе!) является служба времени. Ещё одной особенностью подсистемы времени, которой мы и воспользуемся не раз, является то, что нюансы поведения службы времени, как ни одной другой службы, можно с одинаковым успехом анализировать как в пространстве ядра, так и в пользовательском пространстве — они и там и там выявляются аналогично, а мелкие различия только лучше позволяют понять наблюдаемое. Поэтому многие вопросы, относящиеся ко времени, можно проще изучать на коде пользовательского адресного пространства, чем ядра.

Во всех функциях времени, основным принципом остаётся положение, сформулированное расширением реального времени POSIX 1003b: временные интервалы **никогда** не могут быть короче, чем затребованные, но могут быть **сколь угодно больше** затребованных (в условиях шедулирования более приоритетных задач).

Информация о времени в ядре

Сложность подсистемы времени усугубляется тем, что для повышения точности или функциональности АРІ времени, разработчики привлекают несколько разнородных и не синхронизированных источников временных меток (из тех, которые позволяет та или иная аппаратная платформа). Точный набор набор таких дополнительных возможностей определяется аппаратными возможностями самой платформы, более того, на одной и той же архитектурной платформе, например, х86 набор и возможности задатчиков времени обновляются с развитием и изменяются каждые 2-3 года, а, соответственно, изменяется всё поведение в деталях подсистемы времени. Но какие бы не были платформенные или архитектурные различия, нужно отчётливо разделять обязательный в любых условиях системный таймер и дополнительные источники информации времени в системе. Всё относящееся к системному таймеру является основой функционирования Linux и не зависит от платформы, все остальные альтернативные возможности являются зависимыми от реализации на конкретной платформе.

Ядро следит за течением времени с помощью прерываний системного таймера. Прерывания таймера генерируются аппаратно через постоянные интервалы системным таймером; этот интервал программируется во время загрузки Linux записью соответствующего коэффициента в аппаратный счётчик-делитель. Делается это в соответствии со одной из самых фундаментальных констант ядра — константы периода компиляции (определённой директивой #define) с именем HZ (tick rate). Значение этой константы, вообще то говоря, является архитектурно-зависимой величиной, определено оно в linux/param.h>, значения по умолчанию в исходных текстах ядра имеют диапазон от 50 до 1200 тиков в секунду на различном реальном оборудовании, снижаясь до 24 в программных эмуляторах. Значение HZ — это временной масштаб происходящего в системе: меньшие значения создают более «тормозную» систему, большие значения снижают производительность системы за счёт накладных расходов на поддержание службы времени.

По прерыванию системного таймера происходят все важнейшие события в системе:

- Обновление значения времени работы системы (uptime), абсолютного времени (time of day);
- Проверка, не израсходовал ли текущий процесс свой квант времени, и если израсходовал, то выполнятся планирование выполнения нового процесса;
- Для SMP-систем выполняется проверка балансировки очередей выполнения планировщика, и если они не сбалансированы, то производится их балансировка;

- Выполнение обработчиков всех созданных динамических таймеров, для которых истек период времени;
- Обновление всей статистики по использованию процессорного времени и других ресурсов.

Снижение периода следования системных тиков обеспечивает лучшие динамические характеристики системы (например, в системе реального времени QNX период следования системных тиков может быть ужат до 10 микросекунд), но ниже какого-то предела уменьшение значения этого периода начинает значительно снижать общую производительность операционной системы (возрастают непроизводительные расходы на обслуживание частых прерываний).

В литературе утверждается, что для большинства платформ Linux выбраны значения HZ=1000, что соответствует периоду следования системных тиков в 1 миллисекунду — это достаточно мало для обеспечения хорошей динамики системы, но очень много в сравнении с временем выполнения единичной команды процессора. На самом деле экспериментальная проверка показывает что это далеко не так. Поэтому нужно составить хотя бы поверхностное представление в каких системах и как это происходит (в скобках названы дистрибутивы в которых я наблюдал точно то же):

Fedora 35 (то же значение в: antiX-21_x64 ядро 4.9.0, antiX-21_386 ядро 4.9.0 VirtualBox):

```
$ inxi -S
  System:
    Host: xenix.localdomain Kernel: 5.18.16-100.fc35.x86_64 arch: x86_64 bits: 64
      Console: pty pts/3 Distro: Fedora release 35 (Thirty Five)
  $ uname -a
  Linux xenix.localdomain 5.18.16-100.fc35.x86_64 #1 SMP PREEMPT_DYNAMIC Thu Aug 4 02:06:53 UTC 2022
  x86_64 x86_64 x86_64 GNU/Linux
  $ grep CONFIG_HZ /boot/config-`uname -r`
  # CONFIG_HZ_PERIODIC is not set
  # CONFIG_HZ_100 is not set
  # CONFIG_HZ_250 is not set
  # CONFIG_HZ_300 is not set
  CONFIG_HZ_1000=y
  CONFIG_HZ=1000
Mint 20.3 (очень неожиданно ... то же значение в: Astra Linux Orel 2.12.43 ядро 4.19.0, LMDE 5 64 бит ядро
5.10.0):
  $ inxi -S
  System:
             Host: R420 Kernel: 5.4.0-124-generic x86_64 bits: 64 Desktop: Cinnamon 5.2.7 Distro:
  Linux Mint 20.3 Una
  $ uname -a
  Linux R420 5.4.0-124-generic #140-Ubuntu SMP Thu Aug 4 02:23:37 UTC 2022 x86_64 x86_64 x86_64
  GNU/Linux
  $ grep CONFIG_HZ /boot/config-`uname -r`
  # CONFIG_HZ_PERIODIC is not set
  # CONFIG_HZ_100 is not set
  CONFIG HZ 250=v
  # CONFIG_HZ_300 is not set
  # CONFIG_HZ_1000 is not set
  CONFIG_HZ=250
Orange Pi One, Armbian:
  $ inxi -S
  System:
    Host: orangepione Kernel: 5.15.48-sunxi armv7l bits: 32 Console: tty 3
    Distro: Armbian GNU/Linux 10 (buster)
  Linux orangepione 5.15.48-sunxi #22.05.3 SMP Wed Jun 22 07:35:10 UTC 2022 armv7l GNU/Linux
  $ grep CONFIG_HZ /lib/modules/`uname -r`/build/.config
  # CONFIG_HZ_PERIODIC is not set
  CONFIG_HZ_FIXED=0
  # CONFIG_HZ_100 is not set
```

```
# CONFIG_HZ_200 is not set
  CONFIG_HZ_250=y
  # CONFIG HZ 300 is not set
  # CONFIG HZ 500 is not set
  # CONFIG_HZ_1000 is not set
  CONFIG_HZ=250
Raspberry Pi, Raspbian OS (в высшей степени неожиданно):
  $ inxi -S
             Host: raspberrypi Kernel: 5.15.32-v7+ armv7l bits: 32 Console: tty 3
  System:
             Distro: Raspbian GNU/Linux 11 (bullseye)
  $ uname -a
  Linux raspberrypi 5.15.32-v7+ #1538 SMP Thu Mar 31 19:38:48 BST 2022 armv7l GNU/Linux
  $ grep CONFIG_HZ /lib/modules/`uname -r`/build/.config
  # CONFIG_HZ_PERIODIC is not set
  CONFIG_HZ_FIXED=0
  CONFIG_HZ_100=y
  # CONFIG_HZ_200 is not set
  # CONFIG_HZ_250 is not set
  # CONFIG_HZ_300 is not set
  # CONFIG_HZ_500 is not set
  # CONFIG_HZ_1000 is not set
  CONFIG HZ=100
```

Как видно: единого правила нет, авторы каждой сборки на сегодня руководствуются какими-то своимизагадочными соображениями. И даже виртуальные инсталляции под VirtualBox, вопреки публикациям, определяют значения HZ, временами, как 1000. Поскольку значение HZ крайне важно для поведения системы, единственный совет может быть: экспериментально **тестируйте** это значение в дистрибутиве который вы используете (или, ещё более, планируете использовать в проекте)!

Понятно, что чем **меньше** HZ — тем выше, при прочих равных, **производительность** системы, меньше постоянные издержки на реакцию на события временного тика. Чем **больше** HZ — тем выше **отзывчивость** системы на внешние события, действия пользователя с клавиатурой или мышью, или в реагировании на внешние датчики (это не реалтайм, но иногда ложно толкуется как реалтайм).

Источник прерываний системного таймера

Источник прерываний системного таймера (определяющий последовательность тиков частоты HZ, и подсчитываемых в счётчике jiffies) — аппаратная микросхема системного таймера. В архитектуре x86 задатчиком есть микросхема по типу Intel 82C54, работающая от отдельного кварца стандартизованной частоты 1.1931816 Мгц; далее эта частот делится на целочисленный делитель, записываемый в регистры 82C54.

```
$ cat /proc/interrupts
CPU0
0: 5737418 XT-PIC timer
```

8: 1 XT-PIC rtc

При выбранном значении делителя 1193 обеспечивается частота последовательности прерываний таймера максимально близкой к выбранному в заголовочной файле <linux/param.h> значению HZ — 1000.152hz, что соответствует периоду (ticksize) 999847 нс (рассогласование с 1 мс составляет -0,0153%).

Примечание: ближайшее соседнее значение делителя 1194 даёт частоту и период 999.314 hz и 1000680 нс (рассогласование с 1мс составляет +0,068%), соответственно, но всегда используется значение периода **с недостатком**, в противном случае задержка, величина которой определена такой программной строкой:

```
struct timespec ts = \{ 0 /* \text{ секунды */, } 1000500 /* \text{ нано} \text{секунды */ } \};
```

- могла бы (при некоторых прогонах) завершиться на первом тике, что противоречит требованиям стандарта

POSIX 1003b о том, что временной интервал может быть **сколь угодно больше заказанного, но ни в коем случае не меньше!**

Тот же принцип формирования периода системных тиков соблюдается и на любой другой аппаратной платформе, на которой выполняется Linux: целочисленный делитель счётчика, задающий максимальное приближенное аппаратное значения частоты к выбранному значению константы HZ с избытком (то есть период системного таймера с недостатком к значению 1/HZ). Это будет существенно важно для толкования полученных нами вскорости результатов тестов.

Дополнительные источники информации о времени

Кроме системного таймера, в системе может быть (в большой зависимости от процессорной архитектуры и степени развитости этой архитектуры, для процессоров x86, например) ещё несколько источников событий для временной шкалы: часы реального времени (RTC), таймеры контроллеров прерываний APIC, специальные счётчики процессорных тактов и другие. Эти источники временных шкал могут использоваться для уточнения значений интервалов системного таймера. С развитием и расширением возможностей любой аппаратной платформы, разработчики ядра стараются подхватить и использовать любые новые появившиеся аппаратные механизмы. Связано это желание с тем, что, как уже было сказано, стандартный период системного таймера чрезвычайно велик (на 2 порядка и более) по сравнению с временем выполнения единичной команды процессора — в масштабе времён выполнения команд период системного таймера очень большая величина, и интервальные значения, измеренные в шкале системных тиков, пытаются разными способами уточнить с привлечением дополнительных источников. Это приводит к тому, что близкие версии ядра на однотипном оборудовании разных лет изготовления могут использовать существенно различающиеся точности для оценивания временных интервалов:

• 2-х ядерный ноутбук уровня 2007г. :

\$ cat /proc/interrupts

	CPU0	CPU						
0:	3088755	0	IO-APIC-edge	timer				
8:	1	0	IO-APIC-edge	rtc0				
LOC:	2189937	2599255	Local timer int	errupts				
RES:	1364242	1943410	Rescheduling in	terrupts				
\$ uname -r								
2.6.32.9-70.fc12.i686.PAE								

• 4-х ядерный поцесор образца 2011г. :

\$ cat /proc/interrupts

	CPU0	CPU1	L CPU2	CPU3					
0:	127	0	0	0	IO-APIC-edge	timer			
8:	0	0	0	0	IO-APIC-edge	rtc0			
LOC:	460580288	309522125	2269395963	161407978	Local timer inte	rrupts			
RES:	919591	983178	315144	626188	Rescheduling int	errupts			
\$ uname -r									
2.6.35.11-83.fc14.i686									

• 4-х ядерный ноутбук 2014г., 64-бит система:

\$ cat /proc/interrupts CPU0 CPU1 CPU2 CPU3

```
0
                                      0
  0:
              32
                                                       IO-APIC-edge
                                                                          timer
. . .
                                      0
                                                       IO-APIC-edge
                                                                          rtc0
  8:
       10631735
                   11158944
                               10831185
                                           10010565
                                                      Local timer interrupts
LOC:
                                                       Rescheduling interrupts
RES:
          89820
                      58446
                                  69061
                                              36388
$ uname -r
3.13.10-200.fc20.x86_64
```

В общем виде это выглядит так: если на каком-то конкретном компьютере обнаружен тот или иной источник информации для времени, то он будет использоваться для уточнения интервальных значений, если нет — то будет шкала **системных тиков**. Это означает, что на подобных экземплярах оборудования (различных экземплярах х86 десктопов, например, как наиболее массовых) один и тот же код, работающий с АРІ времени, будет давать различные результаты (что очень скоро мы увидим).

Три класса задач во временной области

Существуют три класса задач, решаемых по временной области, это :

- 1. Измерение временных интервалов;
- 2. Выдержка пауз во времени;
- 3. Отложенные во времени действия.

В отношении задач каждого класса существуют свои ограничения, возможности использования дополнительных источников уточнения информации о времени и, как следствие, предельное временное разрешение, которое может быть достигнуто в каждом классе задач. Например, отложенные во времени действия (действия, планируемые по таймерам), чаще всего, привязываются к шкале системных тиков (тем же точкам во времени, где происходит и диспетчирование выполняемых потоков системой) — разрешение такой шкалы соответствует системным тикам, и это миллисекундный диапазон. Напротив, пассивное измерение временного интервала между двумя точками отсчёта в коде программы, вполне может основываться на таких простейших механизмах, как считанные значения счётчика тактовой частоты процессора, а это может обеспечивать разрешение шкалы времени в наносекундном диапазоне. Разница в разрешении между двумя рассмотренными случаями — 6 порядков!

Измерения временных интервалов

Пассивное измерение **уже прошедших** интервалов времени (например, для оценивания потребовавшихся трудозатрат, профилирования) — это простейший класс задач, требующих оперирования с функциями времени. Если мы зададимся целью измерять прошедший временной интервал в шкале системного таймера, то вся измерительная процедура реализуется простейшим образом:

```
u32 j1, j2;
...
j1 = jiffies; // начало измеряемого интервала
...
j2 = jiffies; // завершение измеряемого интервала
int interval = (j2 - j1) / HZ; // интервал в секундах
```

Что мы и используем в первом примере модуля (каталог архива time) из области механизмов времени, этот модуль всего лишь замеряет интервал времени, которое он был загружен в ядро:

interv.c:

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/jiffies.h>
#include <linux/types.h>
```

```
static u32 j;
static int __init init(void) {
   j = jiffies;
   printk(KERN_INFO "module: jiffies on start = %X\n", j);
  return 0;
}
void cleanup(void) {
   static u32 j1;
   j1 = jiffies;
   printk(KERN_INFO "module: jiffies on finish = %X\n", j1);
   j = j1 - j;
   printk(KERN_INFO "module: interval of life = %d\n", j / HZ);
}
module_init(init);
module_exit(cleanup);
MODULE_LICENSE("GPL");
```

Вот результат выполнения такого модуля — обратите внимание на хорошее соответствие временного интервала (23 секунды), замеренного в пространстве пользователя (командным интерпретатором) и интервального измерения в ядре:

```
# date; insmod interv.ko
C6 13 aBr 2022 02:58:03 EEST

# date; rmmod interv
C6 13 aBr 2022 02:58:26 EEST
# dmesg | tail -n3
[101865.933176] module: jiffies on start = 1833FA0
[101889.068876] module: jiffies on finish = 1835635
[101889.068881] module: interval of life = 23
```

Счётчик системных тиков jiffies и специальные функции для работы с ним описаны в linux/jiffies.h>, хотя вы обычно будете просто подключать linux/sched.h>, который автоматически потянет и linux/jiffies.h>. Определяются два подобных имени: jiffies и jiffies_64 (независимо от разрядности системы), представляющие значение в 32 и 64 бит, соответственно. Излишне говорить, что jiffies и jiffies_64 должны рассматриваться как только читаемые. Счётчик jiffies считает системные тики от момента последней загрузки системы.

При последовательных считываниях jiffies может быть зафиксировано его переполнение (32 бит — это не такое большое значение). Чтобы не заморачиваться с анализом, ядро предоставляет четыре однотипных макроса для сравнения двух значений счетчика импульсов таймера, которые корректно обрабатывают переполнение счетчиков. Они определены в файле linux/jiffies.h> следующим образом:

```
#define time_after(unknown, known) ((long)(known) - (long)(unknown) < 0) #define time_before(unknown, known) ((long)(unknown) - (long)(known) < 0) #define time_after_eq(unknown, known) ((long)(unknown) - (long)(known) >= 0) #define time_before_eq(unknown, known) ((long)(known) - (long)(unknown) >= 0)
```

Здесь unknown — это обычно значение переменной jiffies, а параметр known — это значение с которым его необходимо сравнить. Макросы возвращают значение true, если выполняются соотношения моментов времени unknown и known, в противном случае возвращается значение false.

Иногда, однако, необходимо обмениваться представлением времени с программами пользовательского пространства, которые, как правило, предоставляют значения времени структурами timeval и timespec. Эти две структуры предоставляют точное значение времени как структуру из двух числел: секунды и микросекунды

используются в старой и популярной структуре timeval, а в новой структуре timespec используются секунды и наносекунды. Ядро экспортирует четыре вспомогательные функции для преобразования значений времени выраженного в jiffies из/в эти структуры:

```
#include <linux/time.h>
unsigned long timespec_to_jiffies(struct timespec *value);
void jiffies_to_timespec(unsigned long jiffies, struct timespec *value);
unsigned long timeval_to_jiffies(struct timeval *value);
void jiffies_to_timeval(unsigned long jiffies, struct timeval *value);
```

Доступ к 64-х разрядному счётчику тиков не так прост, как доступ к jiffies. В то время, как на 64-х разрядных архитектурах эти две переменные являются фактически одной, доступ к значению jiffies_64 для 32-х разрядных процессоров не атомарный. Это означает, что вы можете прочитать неправильное значение, если обе половинки переменной обновляются, пока вы читаете их. Ядро экспортирует специальную вспомогательную функцию, которая делает правильное блокирование:

```
#include <linux/jiffies.h>
#include <linux/types.h>
u64 get_jiffies_64(void);
```

Но, как правило, на большинстве процессорных архитектур для измерения временных интервалов могут быть использованы другие дополнительные механизмы, учитывая именно простоту реализации такой задачи, что уже обсуждалось ранее. Такие дополнительные источники информации о времени позволяют получить много выше (на несколько порядков!) разрешение, чем опираясь на системный таймер (а иначе зачем нужно было бы привлекать новые механизмы?). Простейшим из таких прецизионных датчиков времени может быть регистр-счётчик периодов тактирующей частоты процессора с возможностью его программного считывания.

Наиболее известным примером такого регистра-счётчика является TSC (timestamp counter), введённый в х86 процессоры, начиная с Pentium и с тех пор присутствует во всех последующих моделях процессоров этого семейства, включая платформу х86_64. Это 64-х разрядный регистр, который считает тактовые циклы процессора, он может быть прочитан и из пространства ядра и из пользовательского пространства. После подключения <asm/msr.h> (заголовок для х86, означающий machine-specific registers), можное использовать один из макросов:

- rdtsc(low32, high32) атомарно читает 64-х разрядное значение в две 32-х разрядные переменные;
- rdtscl(low32) (чтение младшей половины) читает младшую половину регистра в 32-х разрядную переменную, отбрасывая старшую половину;
- rdtscll(var64) читает 64-х разрядное значение в переменную long long;

Пример использования таких макросов:

```
unsigned long ini, end;
rdtscl(ini);
/* здесь выполняется какое-то действие ... */
rdtscl(end);
printk("time was: %li\n", end — ini);
```

Более обстоятельный пример измерения временных интервалов, используя счётчик процессорных тактов, можно найти в файле memtim.c в каталоге архива /memory/mtest, посвящённому тестированию распределителя памяти (обсуждается в приложении в конце текста).

Большинство других процессорных платформ также предлагают аналогичную (но в чём-то отличающуюся в деталях) функциональную возможность. Заголовки ядра, поэтому, включают архитектурнонезависимую функцию, скрывающую существующие различия реализации, и которую можно использовать вместо rdtsc(). Она называется get_cycles() (определена в <asm/timex.h>). Её прототип:

```
#include <linux/timex.h>
cycles_t get_cycles(void);
```

Эта функция определена для любой платформы, и она всегда **возвращает нулевое значение** на платформах, которые не имеют реализации регистра счётчика циклов. Тип cycles_t является соответствующим целочисленным типом без знака для хранения считанного значения.

Примечание: Нулевое значение, возвращаемое get_cycles() на платформах, не предоставляющих соответствующей реализации, делает возможным обеспечить переносимость между аппаратными платформами тщательно прописанного кода (там, где это есть, используется get_cycles(), а там, где этой возможности нет, тот же код реализуется, опираясь на последовательность системных тиков). Подобный подход реализован в нескольких различных местах кода самой системы Linux.

Для наблюдения эффектов **измерений** в службе времени мы создадим небольшой тестовый проект. Для такого анализа это может быть ещё более иллюстративно реализовано как процесс в пространстве пользователя — наблюдаемые эффекты будут точно те же, что и в ядре. Это, фактически, «ручная» (для наглядности, на инлайновой ассемблерной вставке) реализация счётчика процессорных циклов rdtsc() для пользовательского пространства³⁹, которая выполняет те же функции, что и вызовы в ядре rdtsc(), rdtscl(), rdtscll(), или get_cycles() (это, естественно, раз здесь ассемблер, работает **только** на процессорной архитектуре х86, 32 или 64 бит):

clock.c :

```
#include "libdiag.h"

int main(int argc, char *argv[]) {
    printf("%016llX\n", rdtsc());
    printf("%016llX\n", rdtsc());
    printf("%016llX\n", rdtsc());
    printf("%d\n", proc_hz());
    return EXIT_SUCCESS;
}
```

Для измерения значений размерностей времени, мы подготовим небольшую целевую статическую библиотеку (libdiag.a), которую станем применять не только в этом тесте, но и в других примерах, там где речь идёт о пользовательском пространстве. Вот основные библиотечные модули:

Основной компонент проекта — чтение процессорного счётчика TSC :

<u>rdtsc.c :</u>

```
#include "libdiag.h"

uint64_t rdtsc(void) {
   union sc {
      struct {uint32_t lo, hi;} r;
      uint64_t f;
   } sc;
   __asm__ _volatile__ ("rdtsc" : "=a"(sc.r.lo), "=d"(sc.r.hi));
   return sc.f;
}
```

Функция калибровка затрат процессорных тактов на само выполнение вызова rdtsc(), делается это как два непосредственно следующих друг за другом последовательных вызовов rdtsc(), для снижения погрешностей это значение усредняется по циклу повторений:

calibr.c:

```
#include "libdiag.h"

#define NUMB 10
unsigned calibr(int rep) {
   uint64_t n, m, sum = 0;
   n = m = (rep >= 0 ? NUMB : rep);
   while(n--) {
      uint64_t cf, cs;
}
```

39 Опыт 2-х десятилетий участия в реальных разработческих проектах показал, что такая штука под рукой — это весьма полезное подспорье когда речь идёт об области системного программирования. Это дополнительный аргумент в пользу того, чтобы поговорить об этом.

```
cf = rdtsc();
      cs = rdtsc();
      sum += cs - cf;
  }
  return (uint32_t)(sum / m);
}
```

Измерение частоты процессора (число процессорных тактов за секундный интервал) на основе предыдущих функций:

proc_hz.c :

```
#include "libdiag.h"
uint64_t proc_hz(void) {
  time_t t1, t2;
  int64_t cf, cs;
  time(&t1);
  while(t1 == time(\&t2)) cf = rdtsc(); // начало след. секунды
  while(t2 == time(\&t1)) cs = rdtsc(); // начало след. секунды
  return cs - cf - calibr(1000);
                                       // с учётом времени вызова rdtsc()
}
```

Перевод потока в реал-тайм режим диспетчирования (в частности, на FIFO дисциплину), что бывает очень полезно сделать при любых измерениях временных интервалов:

set_rt.c :

```
void set_rt(void) {
  struct sched_param sched_p;
                                       // Information related to scheduling priority
  sched_getparam(getpid(), &sched_p); // Change the scheduling policy to SCHED_FIFO
  sched_p.sched_priority = 50;
                                       // RT Priority
  sched_setscheduler(getpid(), SCHED_FIF0, &sched_p);
}
```

Выполним этот тест на компьютерах х86 самой разной архитектуры (1, 2, 4, ... ядра), разного времени изготовления (поколений процессора), производительности и версий ядра (собственно, только для такого сравнения и есть целесообразность готовить такой тест) — чтобы убедиться что это работает и как это работает:

```
CPU:
```

\$ inxi -C

```
Info: dual core model: AMD GX-212JC SOC with Radeon R2E Graphics bits: 64 type: MCP cache:
   L2: 1024 KiB
  Speed (MHz): avg: 1198 min/max: N/A cores: 1: 1198 2: 1198
$ ./clock
0000031FE09C9A7E
0000031FE09FF266
0000031FE0A02631
1197723673
$ inxi -C
  Info: quad core model: Intel Core i7-4870HQ bits: 64 type: MT MCP cache:
   L2: 1024 KiB
 Speed (MHz): avg: 1438 min/max: 800/3700 cores: 1: 2487 2: 2171 3: 1796
    4: 1718 5: 937 6: 799 7: 799 8: 799
0000079C6EA6200E
0000079C6EABA149
0000079C6EABE5BE
2494282644
```

Наблюдать подобную картину сравнительно на различном оборудовании — чрезвычайно полезное и любопытное занятие, но мы не станем сейчас останавливаться на деталях наблюдаемого, отметим только высокую точность совпадения измерений с значениями, получаемыми независимыми системными способами, для того процессора (ядра) на котором выполняется пользовательский процесс. (В принципе, вы можете выделить для этого отдельно конкретно выбранный процессор аффинити маской запуска теста командой Linux taskset)

Наконец, мы соберём элементарный модуль ядра, который выведет нам значения тех основных констант и переменных службы времени, о которых говорилось:

```
tick.c :
```

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/jiffies.h>
#include <linux/types.h>
static int __init hello_init(void) {
   unsigned long j;
  u64 i;
   j = jiffies;
   printk(KERN_INFO "jiffies = %lX\n", j);
   printk(KERN_INFO "HZ value = %d\n", HZ);
   i = get_jiffies_64();
   printk("jiffies 64-bit = %016llX\n", i);
   return -1;
}
module_init(hello_init);
   Выполнение (здесь показаны х86 процессоры и ARM, 64 и 32 бит...):
$ sudo insmod tick.ko ; dmesg | tail -n3
insmod: ERROR: could not insert module tick.ko: Operation not permitted
[ 5136.704493] jiffies = 10049CE8A
[ 5136.704495] HZ value = 1000
[ 5136.704497] jiffies 64-bit = 000000010049CE8A
$ sudo insmod tick.ko ; dmesg | tail -n3
insmod: ERROR: could not insert module tick.ko: Operation not permitted
[ 4962.521382] jiffies = 10011C839
[ 4962.521384] HZ value = 250
[ 4962.521385] jiffies 64-bit = 000000010011C839
$ sudo insmod tick.ko ; dmesg | tail -n3
insmod: ERROR: could not insert module tick.ko: Operation not permitted
[94751.391193] jiffies = 901F2A
[94751.391227] HZ value = 100
[94751.391239] jiffies 64-bit = 0000000100901F2A
```

Временные задержки

Обеспечение заданной паузы в выполнении программного кода — это вторая из обсуждавшихся ранее классов задач из области работы со временем. Она уже не так проста, как задача измерения времени и имеет

больше разнообразных вариантов реализации, это связано ещё и с тем, что требуемая величина обеспечиваемой паузы может быть в очень широком диапазоне: от миллисекунд и ниже, для обеспечения корректной работы оборудования и протоколов (например, обнаружение конца фрейма в протоколе Modbus), и до десятков часов при реализации работы по расписанию — размах до 6-7 порядков величины.

Основное требование к функции временной задержки выражено требованием, сформулированным в стандарте POSIX, в его расширении реального времени POSIX 1003.b: заказанная временная задержка может быть при выполнении сколь угодно более продолжительной, но не может быть ни на какую малую величину и ни при каких условиях — короче. Это условие не так легко выполнить!

Реализация временной задержка всегда относится к одному из двух родов: активное ожидание и пассивное ожидание (блокирование процесса). Активное ожидание осуществляется выполнением процессором «пустых» циклов на протяжении установленного интервала, пассивное — переводом потока выполнения в блокированное состояние. Существует предубеждение, что реализация через активное ожидание — это менее эффективная и даже менее профессиональная реализация, а пассивная, напротив, более эффективная. Это далеко не так: всё определяется конкретным контекстом использования. Например, любой переход в блокированное состояние — это очень трудоёмкая операция со стороны системы (переключения контекста, смена адресного пространства и множество других действий), реализация коротких пауз способом активного ожидания может просто оказаться эффективнее (прямую аналогию чему мы увидим при рассмотрении примитивов синхронизации: семафоры и спин блокировки). Кроме того, в ядре во многих случаях (в контексте прерывания и, в частности, в таймерных функциях) просто запрещено переходить в блокированное состояние.

Активные ожидания могут выполняться выполняются теми же механизмами (в принципе, всеми), что и измерение временных интервалов. Например, это может быть код, основанный на шкале системных тиков, подобный следующему:

- time_before() макрос, вычисляющий просто разницу 2-х значений с учётом возможных переполнений (уже рассмотренный ранее);
- cpu_relax() макрос, говорящий, что процессор ничем не занят, и в гипер-триэдинговых системах могущий (в некоторой степени) занять процессор ещё чем-то;

B конечном счёте, и такая запись активной задержки будет вполне приемлемой: while (time_before(jiffies, j1));

Для коротких задержек определены (как макросы linux/delay.h>) несколько функций активного ожидания с прототипами:

```
void ndelay(unsigned long nanoseconds);
  void udelay(unsigned long microseconds);
  void mdelay(unsigned long milliseconds);
Хотя они и определены как макросы:
  #ifndef mdelay
  #define mdelay(n) (
          static int warned=0;
          unsigned long __ms=(n);
          WARN_ON(in_irq() && !(warned++));
          while (__ms--) udelay(1000);
  })
  #endif
  #ifndef ndelay
  #define ndelay(x)
                          udelay(((x)+999)/1000)
  #endif
```

Но в некоторых случаях интерес вызывают именно пассивные ожидания (переводящие поток в

блокированное состояние), особенно при реализации достаточно продолжительных интервалов. Первое решение состоит просто в элементарном отказе от занимаемого процессора до наступления момента завершения ожидания:

```
#include <linux/sched.h>
while(time_before(jiffies, j1)) {
    schedule();
}
```

Пассивное ожидание можно получить функцией:

```
#include <linux/sched.h>
signed long schedule_timeout(signed long timeout);
```

Где timeout — это число тиков для задержки. Возвращается значение не 0, если функция вернулась перед истечением данного времени ожидания (в ответ на сигнал). Функция schedule_timeout() требует, чтоб прежде вызова было установлено текущее состояние процесса, допускающее прерывание сигналом, поэтому типичный вызов выглядит следующим образом:

```
set_current_state(TASK_INTERRUPTIBLE);
schedule_timeout(delay);
```

```
Определено несколько функций ожидания, не использующие активное ожидание (linux/delay.h>): void msleep(unsigned int milliseconds); unsigned long msleep_interruptible(unsigned int milliseconds); void ssleep(unsigned int seconds);
```

Первые две функции помещают вызывающий процесс в пассивное состояние на заданное число миллисекунд. Вызов msleep() является не прерываемым: можно быть уверенным, что процесс остановлен, по крайней мере, на заданное число миллисекунд. Если драйвер помещён в очередь ожидания и мы хотим использовать возможность принудительного пробуждения (сигналом) для прерывания пассивности, используем msleep_interruptible(). Возвращаемое значение msleep_interruptible() при естественном возврате 0, однако если этот процесс активизирован сигналом раньше, возвращаемое значение является числом миллисекунд, оставшихся от первоначально запрошенного периода ожидания. Вызов ssleep() помещает процесс в непрерываемое ожидание на заданное число секунд.

Рассмотрим разницу между активными и пассивными задержками, причём различие это абсолютно одинаково в ядре и пользовательском процессе, поэтому рассмотрение это можно сделать с тем же успехом, но гораздо менее трудоёмко, из процесса пространства пользователя:

pdelay.c :

```
#include "libdiag.h"
int main(int argc, char *argv[]) {
   long dl_nsec[] = { 10000, 100000, 200000, 300000, 500000, 1000000, 1500000, 2000000, 5000000 };
   int c, i, j, bSync = 0, bActive = 0, cycles = 1000,
       rep = sizeof(dl_nsec) / sizeof(dl_nsec[ 0 ]);
  while((c = getopt(argc, argv, "astn:r:")) != EOF)
      switch(c) {
         case 'a': bActive = 1; break;
         case 's': bSync = 1; break;
         case 't': set_rt(); break;
         case 'n': cycles = atoi(optarg); break;
         case 'r': if(atoi(optarg) > 0 && atoi(optarg) < rep) rep = atoi(optarg); break;</pre>
            printf("usage: %s [-a] [-s] [-n cycles] [-r repeats] \n", argv[ 0 ]);
            return EXIT_SUCCESS;
  }
   char *title[] = { "passive", "active" };
   printf("%d cycles %s delay [millisec. == tick !] :\n", cycles,
           (bActive == 0 ? title[ 0 ] : title[ 1 ]));
   unsigned long prs = proc_hz();
```

```
printf("processor speed: %d hz\n", prs);
   long cali = calibr(1000);
   for(j = 0; j < rep; j++) {
      const struct timespec sreq = { 0, dl_nsec[ j ] }; // наносекунды для timespec
      long long rb, ra, ri = 0;
      if(bSync != 0) nanosleep(&sreq, NULL);
      if(bActive == 0) {
         for(i = 0; i < cycles; i++) {</pre>
            rb = rdtsc();
            nanosleep(&sreq, NULL);
            ra = rdtsc();
            ri += (ra - rb) - cali;
         }
      }
      else {
         long long wpr = (long long) (((double) dl_nsec[ j ]) / 1e9 * prs);
         for(i = 0; i < cycles; i++) {</pre>
            rb = rdtsc() + cali;
            while((ra = rdtsc()) - rb < wpr) {}
            ri += ra - rb;
         }
      }
      double del = ((double)ri) / ((double)prs);
      printf("set %5.3f => was %5.3f\n",
              (((double)dl_nsec[ j ]) / 1e9) * 1e3, del * 1e3 / cycles);
   }
   return EXIT_SUCCESS;
}
   Активные задержки:
$ sudo nice -n-19 ./pdelay -n 1000 -a
1000 cycles active delay [millisec. == tick !] :
processor speed: 1662485585 hz
set 0.010 => was 0.010
set 0.100 => was 0.100
set 0.200 => was 0.200
set 0.300 \Rightarrow was 0.300
set 0.500 => was 0.500
set 1.000 => was 1.000
set 1.500 => was 1.500
set 2.000 \Rightarrow was 2.000
set 5.000 => was 5.000
```

Пассивные задержки (на разном ядре могут давать самый разнообразный **характер** результатов), вот картина наиболее характерная на относительно старых архитектурах и ядрах. (Это именно классическая картина диспетчирования по тикам системного таймера, без привлечения дополнительных аппаратных уточняющих источников информации высокого разрешения. Это то поведение, что описывается во всех **учебниках** по POIX системам):

```
$ uname -r
2.6.18-92.el5
$ sudo nice -n-19 ./pdelay -n 1000
1000 cycles passive delay [millisec. == tick !] :
processor speed: 534544852 hz
set 0.010 => was 1.996
set 0.100 => was 1.999
set 0.200 => was 1.997
set 0.300 => was 1.998
set 0.500 => was 1.999
set 1.000 => was 2.718
```

```
set 1.500 => was 2.998
set 2.000 => was 3.889
set 5.000 => was 6.981
```

Хотя цифры при малых задержках и могут показаться неожиданными, именно они объяснимы, и совпадут с тем, как это будет выглядеть в других POSIX операционных системах. Увеличение задержки на два системных тика (3 миллисекунды при заказе 1-й миллисекунды) нисколько не противоречит упоминавшемуся требованию стандарта POSIX 1003.b (и даже сделано в его обеспечение) и объясняется следующим:

- период первого тика после вызова не может «идти в зачёт» выдержки времени, потому как вызов nanosleep() происходит асинхронно относительно шкалы системных тиков, и мог бы прийтись ровно перед очередным системным тиком, и тогда выдержка в один тик была бы «зачтена» потенциально нулевому интервалу;
- следующий, второй тик пропускается именно из-за того, что величина периода системного тика чуть меньше миллисекунды (0. 999847мс, как это обсуждалось выше), и вот этот остаток «чуть» и приводит к ожиданию ещё одного очередного, не исчерпанного тика.

Как раз более необъяснимыми (хотя и более ожидаемыми по житейской логике) будут цифры на **новых** архитектурах (аппаратуры) и ядрах (системы):

```
$ uname -r
5.4.0-124-generic
$ sudo nice -n-19 ./pdelay -n 1000
1000 cycles passive delay [millisec. == tick !] :
processor speed: 2399970429 hz
set 0.010 => was 0.063
set 0.100 => was 0.153
set 0.200 => was 0.253
set 0.300 => was 0.253
set 0.500 => was 0.361
set 0.500 => was 0.562
set 1.000 => was 1.063
set 1.500 => was 1.563
set 2.000 => was 2.063
set 5.000 => was 5.067
```

Здесь определённо для получения такой разрешающей способности использованы другие дополнительные датчики временных шкал **высокого разрешения**, отличных от системного таймера дискретностью в одну миллисекунду.

В любом случае, из результатов этих примеров мы должны сделать несколько заключений:

- При указании аргумента функции пассивной задержки порядка величины 3-5 системных тиков или менее, не стоит ожидать величины интервала ожидания адекватных заказанной величине, реально это может быть величина большая **в разы**...
- Расчёт на то, что активная задержка выполнится с большей точностью (и может быть задана с меньшей дискретностью) отчасти оправдан, но также на это не следует твёрдо рассчитывать: выполняющий активные циклы поток может быть вытеснен в блокированное состояние, и интервал ожидания будем суммироваться с временем блокировки, это ещё хуже (в смысле погрешности), чем в случае пассивных задержек.
- За счёт возможности вытеснения в блокированное состояние, временные паузы могут (с невысокой вероятностью, но всё же) оказаться больше указанной величины в разы, и даже на несколько порядков, такую возможность нужно иметь в виду, и это нормальное поведение в смысле толкования требования стандарта POSIX реального времени.

Таймеры ядра

Последним классом рассматриваемых задач относительно времени будут таймерные функции. Понятие таймера существенно шире и сложнее в реализации, чем просто выжидание некоторого интервала времени, как было рассмотрено это ранее. Таймер (экземпляров которых может **одновременно** существовать достаточно

много) должен **асинхронно** возбудить некоторое предписанное ему действие в указанный момент времени в будущем.

Ядро предоставляет драйверам API таймера: ряд функций для декларации, регистрации и удаления таймеров ядра:

```
#include <linux/timer.h>
struct timer_list {
    struct list_head entry;
    unsigned long expires;
    void (*function)(unsigned long);
    unsigned long data;
...
};

void init_timer(struct timer_list *timer);
struct timer_list TIMER_INITIALIZER(_function, _expires, _data);
void add_timer(struct timer_list *timer);
void mod_timer(struct timer_list *timer, unsigned long expires);
int del_timer(struct timer_list *timer);
```

- expires значение jiffies, наступления которого таймер ожидает для срабатывания (абсолютное время);
- при срабатывании функция _function() вызывается с _data в качестве аргумента;
- чаще всего _data это преобразованный в void* указатель на структуру;

Функция таймера в ядре выполняется в **контексте прерывания**. (Не в контексте процесса! А конкретнее: в контексте обработчика прерывания системного таймера.). И это накладывает на неё дополнительные ограничения:

- Не разрешён доступ к пользовательскому пространству. Из-за отсутствия контекста процесса, нет пути к пользовательскому пространству, связанному с любым определённым процессом.
- Указатель current не имеет смысла и не может быть использован, так как соответствующий код не имеет связи с процессом, который был прерван.
- Не может быть выполнен переход в блокированное состояние и переключение контекста. Код в контексте
 прерывания не может вызвать schedule() или какую-то из форм wait_event(), и не может вызвать
 любые другие функции, которые могли бы перевести его в пассивное состояние, семафоры и подобные
 примитивы синхронизации также не должны быть использованы, поскольку они могут переключать
 выполнение в пассивное состояние.

Код ядра (модуля) может понять, работает ли он в контексте прерывания, используя макрос: $in_interrupt()$.

Примечание: утверждается, что а). в системе 512 списков таймеров, каждый из которых с фиксированным expires, б). они, в свою очередь, разделены на 5 групп по диапазонам expires, в). с течением времени (по мере приближения expires) списки перемещаются из группы в группу... Но это уже реализационные нюансы.

Таймеры высокого разрешения

Таймеры высокого разрешения появляются с ядра 2.6.16, структуры представления времени для них определяются в файлах linux/ktime.h>. Поддержка осуществляется только в тех архитектурах, где есть поддержка аппаратных таймеров высокого разрешения. Определяется новый временной тип данных ktime_t — временной интервал в наносекундном выражении, представление его сильно разнится от архитектуры. Здесь же определяются множество функций установки значений и преобразований представления времени (многие из них определены как макросы, но здесь записаны как прототипы, для наглядного представления типов данных):

```
ktime_t ktime_set(const long secs, const unsigned long nsecs);
```

```
ktime_t timeval_to_ktime(struct timeval tv);
struct timeval ktime_to_timeval(ktime_t kt);
ktime_t timespec_to_ktime(struct timespec ts);
struct timespec ktime_to_timespec(ktime_t kt);
```

Сами операции с таймерами высокого разрешения определяются в linux/hrtimer.h>, это уже очень напоминает модель таймеров реального времени, вводимую для пространства пользователя стандартом реального времени POSIX 1003b:

```
struct hrtimer {
...
   ktime_t _expires;
   enum hrtimer_restart (*function)(struct hrtimer *);
...
}
```

Единственным определяемым пользователем полем этой структуры является функция реакции function, здесь обращает на себя внимание прототип этой функции, которая возвращает константное значение:

```
enum hrtimer_restart {
   HRTIMER_NORESTART,
   HRTIMER_RESTART,
};

void hrtimer_init(struct hrtimer *timer, clockid_t which_clock, enum hrtimer_mode mode);
int hrtimer_start(struct hrtimer *timer, ktime_t tim, const enum hrtimer_mode mode);
extern int hrtimer_cancel(struct hrtimer *timer);
...
enum hrtimer_mode {
   HRTIMER_MODE_ABS = 0x0,   /* Time value is absolute */
   HRTIMER_MODE_REL = 0x1,   /* Time value is relative to now */
...
};
```

Параметр which_clock типа clockid_t, это вещь из области документации POSIX, то, что называется стандартом временного базиса (тип задатчика времени): какую шкалу времени использовать, из общего числа определённых в linux/time.h> (часть из них из POSIX, а другие расширяют число определений):

Примечание: Всё что касается временных базисов в IT — очень тонко и путано... Относительно временных базисов в Linux известно следующее:

- CLOCK_REALTIME системные часы, со всеми их плюсами и минусами. Могут быть переведены вперёд или назад, в этой шкале могут попадаться «вставные секунды», предназначенные для корректировки неточностей представления периода системного тика. Это наиболее используемая в таймерах шкала времени.
- CLOCK_MONOTONIC подобно CLOCK_REALTIME, но отличается тем, что, представляет собой постоянно увеличивающийся счётчик, в связи с чем, естественно, не могут быть изменены при переводе времени. Обычно это счётчик идущий от последней загрузки системы.
- CLOCK_PROCESS_CPUTIME_ID возвращает время затрачиваемое процессором относительно пользовательского процесса, время затраченное процессором на работу только с данным приложением в независимости от других задач системы. Естественно, что это базис для пользовательского адресного

пространства.

- CLOCK_THREAD_CPUTIME_ID похоже на CLOCK_PROCESS_CPUTIME_ID, но только отсчитывается время, затрачиваемое на один текущий поток.
- CLOCK_MONOTONIC_RAW то же что и CLOCK_MONOTONIC, но в отличии от первого не подвержен изменению через сетевой протокол точного времени NTP.

Последние два базиса CLOCK_REALTIME_COARSE и CLOCK_MONOTONIC_COARSE добавлены относительно недавно (2009 год), авторами утверждается (http://lwn.net/Articles/347811/), что они могут обеспечить гранулярность шкалы мельче, чем предыдущие базисы. Работу с различными базисами времени обеспечивают в пространстве пользователя малоизвестные API вида clock_*() : clock_gettext(), clock_nanosleep(), clock_settime(), ..., в частности, разрешение каждого из базисов можно получить вызовом:

```
long sys_clock_getres(clockid_t which_clock, struct timespec *tp);
```

Для наших примеров временной базис таймеров вполне может быть, например, CLOCK_REALTIME или CLOCK_MONOTONIC. Пример использования таймеров высокого разрешения в периодическом режиме может быть показан таким модулем (код только для демонстрации техники написания в этом API, но не для рассмотрения возможностей высокого разрешения):

htick.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/version.h>
#include <linux/time.h>
#include <linux/ktime.h>
#include <linux/hrtimer.h>
static ktime t tout:
static struct kt_data {
   struct hrtimer timer;
   ktime_t
                  period;
   int
                  numb;
} *data;
#if LINUX_VERSION_CODE < KERNEL_VERSION(2,6,19)</pre>
static int ktfun(struct hrtimer *var) {
#else
static enum hrtimer_restart ktfun(struct hrtimer *var) {
#endif
   ktime t now = var->base->get time();
                                              // текущее время в типе ktime t
   printk(KERN_INFO "timer run #%d at jiffies=%ld\n", data->numb, jiffies);
  hrtimer_forward(var, now, tout);
   return data->numb-- > 0 ? HRTIMER_RESTART : HRTIMER_NORESTART;
}
int __init hr_init(void) {
   enum hrtimer_mode mode;
#if LINUX_VERSION_CODE < KERNEL_VERSION(2,6,19)</pre>
  mode = HRTIMER_REL;
#else
  mode = HRTIMER_MODE_REL;
   tout = ktime_set(1, 0);
                                 /* 1 sec. + 0 nsec. */
   data = kmalloc(sizeof(*data), GFP_KERNEL);
   data->period = tout;
   hrtimer_init(&data->timer, CLOCK_REALTIME, mode);
   data->timer.function = ktfun;
   data -> numb = 3:
   printk(KERN_INFO "timer start at jiffies=%ld\n", jiffies);...
```

```
hrtimer_start(&data->timer, data->period, mode);
     return 0;
  }
  void hr_cleanup(void) {
     hrtimer_cancel(&data->timer);
     kfree(data);
     return;
  }
  module_init(hr_init);
  module_exit(hr_cleanup);
  MODULE_LICENSE("GPL");
Результат:
  $ sudo insmod htick.ko
  $ sudo rmmod htick.ko
  $ dmesg | tail -n5
  [10497.093195] timer start at jiffies=4297516322
  [10498.093203] timer run #3 at jiffies=4297516572
  [10499.093191] timer run #2 at jiffies=4297516822
  [10500.093182] timer run #1 at jiffies=4297517072
  [10501.093174] timer run #0 at jiffies=4297517322
```

Абсолютное время

Всё рассмотрение выше касалось измерения **относительных** временных интервалов (даже если эта относительность отсчитывается от достаточно отдалённой во времени точки загрузки системы, как в случае с jiffies). Реальное хронологическое время (абсолютное время) нужно ядру или модулю исключительно редко (если вообще нужно) — его вычисление и представление лучше оставить коду пространства пользователя. Тем не менее, в ядре абсолютное UTC время (время эпохи UNIX - отсчитываемое от 1 января 1970г.) хранится как:

```
struct timespec xtime;
```

В UNIX традиционно существует (исторически) две структуры **точного** представления времени (как в ядре, так и в пространстве пользователя), полностью идентичные по своей функциональности:

```
#include #include struct timespec {
    time_t tv_sec; /* секунды */
    long tv_nsec; /* наносекунды */
};
...
struct timeval {
    time_t tv_sec; /* секунды */
    suseconds_t tv_usec; /* микросекунды */
};
...
#define NSEC_PER_USEC 1000L
#define USEC_PER_SEC 100000000L
#define NSEC_PER_SEC 1000000000L
```

В виду **не атомарности** Xtime, непосредственно использовать его нельзя, но есть некоторый набор API ядра для преобразования из хронологического времени в одну из форм и обратно:

```
— превращение хронологического времени в значение единиц jiffies: #include unsigned long mktime(unsigned int year, unsigned int mon, unsigned int day, unsigned int hour, unsigned int min, unsigned int sec);
```

```
текущее время с разрешением до тика:#include linux/time.h>struct timespec current_kernel_time(void);
```

– текущее время с разрешением меньше тика (при наличии аппаратной поддержки для этого на используемой платформе, и очень сильно зависит от используемой платформы):

```
#include <linux/time.h>
void do_gettimeofday(struct timeval *tv);
```

Часы реального времени (RTC)

Часы реального времени — это сугубо аппаратное расширение, которое принципиально зависит от аппаратной платформы, на которой используется Linux. Это ещё одно расширение службы системных часов, на некоторых архитектурах его может и **не быть**. Используя такое расширение можно создать ещё одну независимую шкалу отсчётов времени, с которой можно связать измерения, или даже асинхронную активацию действий.

Убедиться наличии или отсутствии такого расширения на используемой аппаратной платформе можно по присутствию интерфейса к таймеру часов реального времени в пространстве пользователя. Такой интерфейс предоставляется (о чём чуть позже) через функции ioctl() драйвера присутствующего в системе устройства /dev/rtc:

Вот как характерно выглядит RTC (или его отсутствие) в двух миниатюрных образцах ARM одноплатных компьютеров (внешне кажущихся подобными: Raspberry Pi и Orange Pi One):

В архитектуре Intel x86 устройство этого драйвера называется Real Time Clock (RTC). RTC предоставляет функцию для работы со 114-битовым значением в NVRAM. На входе этого устройства установлен осциллятор с частотой 32768 КГц, подсоединенный к энергонезависимой батарее. Некоторые дискретные модели RTC имеют встроенные осциллятор и батарею, тогда как другие RTC встраиваются прямо в контроллер периферийной шины (например, южный мост) чипсета процессора. RTC возвращает не только время суток (UTC !), но, помимо прочего, является и программируемым таймером, имеющим возможность посылать системные прерывания (IRQ 8). Частота прерываний варьируется от 2 до 8192 Гц. Также RTC может посылать прерывания ежедневно, наподобие будильника. Все определения находим в linux/rtc.h>:

```
struct rtc_time {
   int tm_sec;
   int tm_min;
   int tm_hour;
   int tm_mday;
   int tm_mon;
   int tm_year;
   int tm_yday;
   int tm_yday;
   int tm_isdst;
```

};

```
Только некоторые важные коды команд ioctl():

#define RTC_AIE_ON _IO('p', 0x01) /* Включение прерывания alarm */

#define RTC_AIE_OFF _IO('p', 0x02) /* ... отключение */
...

#define RTC_PIE_ON _IO('p', 0x05) /* Включение периодического прерывания */

#define RTC_PIE_OFF _IO('p', 0x06) /* ... отключение */
...

#define RTC_ALM_SET _IOW('p', 0x07, struct rtc_time) /* Установка времени time */

#define RTC_ALM_READ _IOR('p', 0x08, struct rtc_time) /* Чтение времени alarm */

#define RTC_RD_TIME _IOR('p', 0x09, struct rtc_time) /* Чтение времени RTC */

#define RTC_SET_TIME _IOW('p', 0x0a, struct rtc_time) /* Установка времени RTC */

#define RTC_IRQP_READ _IOR('p', 0x0b, unsigned long)<> /* Чтение частоты IRQ */

#define RTC_IRQP_SET _IOW('p', 0x0c, unsigned long)<> /* Установка частоты IRQ */
```

Пример использования RTC из пользовательской программы для считывания абсолютного значения времени:

<u>rtcr.c :</u>

```
#include <fcntl.h>
#include <stdio.h>
#include <sys/ioctl.h>
#include <string.h>
#include <linux/rtc.h>
int main(void) {
  int fd, retval = 0;
   struct rtc_time tm;
  memset(&tm, 0, sizeof(struct rtc_time));
   fd = open("/dev/rtc", 0_RDONLY);
   if(fd < 0) printf("error: %m\n");</pre>
   retval = ioctl(fd, RTC_RD_TIME, &tm); // Чтение времени RTC
   if(retval) printf("error: %m\n");
   printf("current time: %02d:%02d:%02d\n", tm.tm_hour, tm.tm_min, tm.tm_sec);
   close(fd);
   return 0;
}
```

Вот как это выглядит в x86 архитектуре (обращение к /dev и показанный выше вывод ls для устройства RTC — показывают что работа с ним производится только от root):

```
$ sudo ./rtcr
  current time: 11:29:27
  $ date
  C6 13 aBr 2022 14:29:41 EEST
И то же самое в архитектуре ARM ... там где есть RTC:
  $ inxi -M
  Machine:
             Type: ARM Device System: Xunlong Orange Pi One details: Allwinner sun8i Family rev: N/A
             serial: 02c000815fd5e717
  $ make rtcr
  gcc
          rtcr.c
                  -o rtcr
  $ sudo ./rtcr
  current time: 11:33:58
  $ date
  Суб авг 13 14:33:27 EEST 2022
```

Ещё одним примером (по мотивам [5], но сильно переделанным) покажем, как часы RTC могут быть использованы как независимый источник времени в программе, генерирующей периодические прерывания с

высокой (значительно выше системного таймера) частотой следования:

rtprd.c:

```
#include <stdio.h>
#include <linux/rtc.h>
#include <sys/ioctl.h>
#include <sys/time.h>
#include <fcntl.h>
#include <pthread.h>
#include <linux/mman.h>
#include "libdiag.h"
unsigned long ts0, worst = 0, mean = 0;
                                          // для загрузки тиков
unsigned long cali;
unsigned long long sum = 0;
                                           // для накопления суммы
int cycle = 0;
void do_work(int n) {
  unsigned long now = rdtsc();
  now = now - ts0 - cali;
  sum += now;
  if(now > worst) {
     worst = now;
                                            // Update the worst case latency
     cycle = n;
  }
  return;
}
int main(int argc, char *argv[]) {
  int fd, opt, i = 0, rep = 1000, nice = 0, freq = 8192; // freq - RTC частота - hz
  /* Set the periodic interrupt frequency to 8192Hz
      This should give an interrupt rate of 122uS */
  while ((opt = getopt(argc, argv, "f:r:n")) != -1) {
     switch(opt) {
        case 'f' : if(atoi(optarg) > 0) freq = atoi(optarg); break;
        case 'r' : if(atoi(optarg) > 0) rep = atoi(optarg); break;
        case 'n' : nice = 1; break;
        default :
           printf("usage: %s [-f 2**n] [-r #] [-n]\n", argv[ 0 ]);
            exit(EXIT_FAILURE);
     }
  }
  printf("interrupt period set %.2f us\n", 1000000. / freq);
  if(0 == nice) {
     struct sched_param sched_p;
                                            // Information related to scheduling priority
     sched_getparam(getpid(), &sched_p); // Change the scheduling policy to SCHED_FIFO
     sched_p.sched_priority = 50;
                                            // RT Priority
      sched_setscheduler(getpid(), SCHED_FIF0, &sched_p);
  }
                                            // Avoid paging and related indeterminism
  mlockall(MCL_CURRENT);
  cali = calibr(10000);
  fd = open("/dev/rtc", O_RDONLY);
                                            // Open the RTC
  unsigned long long prochz = proc_hz();
  ioctl(fd, RTC_IRQP_SET, freq);
                                            // разрешить периодические прерывания
  ioctl(fd, RTC_PIE_ON, 0);
  while (i++ < rep) \{
     unsigned long data;
     ts0 = rdtsc();
     // блокировать до следующего периодического прерывния
```

В примере прерывания RTC прерывают блокирующую операцию read() гораздо чаще периода системного тика (микросекундного диапазона). Программа допускает параметризацию запуска (не обязательными) опциями:

- f делитель частоты аппаратного чипа RTC, степень числа 2: 8192, 4096, 2048, 1024, 512, 256, \dots
- г число циклов повторения (по умолчанию 1000);
- n не переводить процесс в высоко приоритетный режим диспетчеризации FIFO;

```
$ ./rtprd -?
./rtprd: invalid option -- '?'
usage: ./rtprd [-f 2**n] [-r #] [-n]
```

Вот как организуется **периодический** таймер RTC в **микросекундном** диапазоне:

```
$ sudo ./rtprd -f2048
interrupt period set 488.28 us
worst latency was 563.51 us (on cycle 845)
mean latency was 488.24 us
$ sudo ./rtprd -f4096
interrupt period set 244.14 us
worst latency was 265.33 us (on cycle 1)
mean latency was 244.12 us
$ sudo ./rtprd -f8192 -r10000
interrupt period set 122.07 us
worst latency was 201.21 us (on cycle 7848)
mean latency was 122.04 us
```

Показателен в этом примере запуск без перевода процесса (что делается по умолчанию) в реал-тайм диспетчирование FIFO (ключ -n): в старом оборудовании и версиях ядра это увеличивало дисперсию временной латентности сразу до 2-х порядков, но в новых реализациях это не наблюдается ... эффекты вытесняющей диспетчеризации трудно поддаются интерпретации.

Показанный выше код пространства пользователя в существенной мере проясняет то, как и на каких интервалах могут использоваться часы реального времени. То же, каким образом время RTC считывается в ядре, не скрывается никакими обёртками, но радикально зависит от использованного конкретного оборудования RTC. Для наиболее используемого чипа Motorola 146818 (который в таком наименовании давно уже не производится (заменяется дженериками), можно упоминание соответствующих макросов (и другую информацию для справки) найти в <asm-qeneric/rtc.h>:

```
spin_lock_irq(&rtc_lock) ;
rtc_tm->tm_sec = CMOS_READ(RTC_SECONDS) ;
rtc_tm->tm_min = CMOS_READ(RTC_MINUTES);
rtc_tm->tm_hour = CMOS_READ(RTC_HOURS);
...
spin_unlock_irq(&rtc_lock);
```

А все нужные для понимания происходящего определения находим в linux/mc146818rtc.h>:

```
#define RTC_SECONDS 0
#define RTC_SECONDS_ALARM 1
#define RTC_MINUTES2
```

```
#define CMOS_READ(addr) ({ \
   outb_p((addr), RTC_PORT(0)); \
   inb_p(RTC_PORT(1)); \
})
#define RTC_PORT(x) (0x70 + (x))
#define RTC_IRQ 8
```

В порт 0x70 записывается номер требуемого параметра, а по порту 0x71 считывается или записывается требуемое значение — так традиционно (ещё со времён IBM-PC и MS-DOS) организуется обмен с данными памяти CMOS.

Время и диспетчеризация в ядре

Никто не стремится к равенству — все стремятся к превосходству, и нетерпимость в мир приходит не от сильных, а от слабых, раздраженных чужой силой. П.Крусанов "Мёртвый язык"

Диспетчеризация (планирование) процессов в Linux выполняется строго по системному таймеру, на основании динамически пересчитываемых приоритетов. Приоритетов 140 (МАХ_PRIO): 100 реального времени + 40 приоритетов «обычной» диспетчеризации, называемые ещё приоритетами nice (параметр nice в диапазоне от -20 до +19 — максимальный приоритет -20). Процессы, диспетчируемые по дисциплинам реального времени в Linux, это в достаточной мере экзотика, и они могут быть запущены только специальным образом (используя API диспетчеризации). Каждому процессу с сформированным приоритетом nice на каждом периоде диспетчирования, в зависимости от этого значения приоритета процесса, назначается период активности (timeslice) — 10-200 системных тиков, который динамически в ходе выполнения этого процесса может быть ещё расширен в пределах 5-800, в зависимости от характера интерактивности процесса (процессам, активно загружающим процессор, timeslice задаётся ниже, а активно взаимодействующим с пользователем — повышается). На этом построена схема диспетчеризации процессов в Linux сложности O(1) - не зависящая по производительности от числа подлежащих планированию процессов, которой очень гордятся разработчики ядра Linux (возможно, вполне оправдано). Но это не является на 100% вытесняющая диспетчеризация ... и уж точно не имеет никакого отношения к диспетчеризации реального времени как она описана в POSIX 1003b.

Примечание: Новая система диспетчеризации O(1) построена на основе 2-х очередей: очередь ожидающих выполнения процессов, и очередь отработавших свой квант процессов. Из первой из них выбирается поочерёдно следующий процесс на выполнение, и после выработки им своего кванта (если он раньше сам не перейдёт в блокированное состояние), этот процесс сбрасывается во вторую. Когда очередь ожидающих опустошается, очереди (указатели на очереди) просто меняются местами: очередь отработавших становится новой очередью ожидающих, а пустая очередь ожидающих — становится очередью отработавших. Но всё это происходит так только при отсутствии процессов с установленной реалтайм диспетчеризацией (RR или FIFO), с ненулевым приоритетом реального времени. До тех пор, пока в системе будет находиться хотя бы один реалтайм процесс в состоянии готовности к выполнению (активный), ни один процесс нормального приоритета не будет выбираться на исполнение (на данном процессоре!).

Всё, что касается диспетчеризации процессов в ядре, весьма интересно и сложно. Но всё это уже далеко выходит за пределы нашего рассмотрения... Нам же здесь важно зафиксировать, что все диспетчеризуемые изменения состояний системы происходят строго в привязке к шкале **системных тиков**.

Параллелизм и синхронизация

Две передние, старшие, ноги вели животное в одну сторону – за большой головой, а две задние, младшие, ноги – в противоположную, за снабжённым головой женским хвостом.

Милорад Павич «Смерть святого Савы, или невидимая сторона Луны»

Само ядро Linux является **вытесняющим** (преемптивным, preemptive): код ядра в состоянии вытеснить некоторые другие выполняющиеся задания, даже если они работают в режиме ядра. Среди разнообразных операционных систем (за многие десятки лет) весьма немногие имеют вытесняющее ядро — это некоторые коммерческие реализации UNIX, например, Solaris, AIX®. Но вытеснение появляется и имеет смысл только тогда, когда возникают возможности параллелизма, когда в ядре могут одновременно существовать одновременно параллельные **потоки** выполнения.

Механизм потоков ядра (kernel thread - появляющийся с ядра 2.5) предоставляет средство параллельного выполнения задач в ядре. Общей особенностью и механизмов потоков ядра, и примитивов для их синхронизации, является то, что они в принципиальной основе своей единообразны: что для пользовательского пространства, что для ядра — различаются тонкие нюансы и функции доступного API их использования. Поэтому, рассмотрение (и тестирование на примерах) работы механизмов синхронизации часто можно с равной степенью общности (или параллельно) проводить как в пространстве ядра, там и в пространстве пользователя, например, так как это сделано в [9].

Нужно отчётливо разделить два класса параллелизма (а особенно требуемых для их обеспечения синхронизаций), **природа** которых совершенно **различного** происхождения:

- 1. Логический параллелизм (или квази-параллелизм), обусловленный только удобством разделения разнородных сервисов ядра, когда **один** физический поток разделяется (последовательно) между несколькими ветвями кода, создавая только иллюзию параллельности. При этом синхронизация осуществляется исключительно классическими блокирующими механизмами, когда ветвь выполнения ожидает недоступных ей ресурсов переводясь в блокированное состояние.
- 2. Физический параллелизм (или реальный параллелизм), возникший только с широким распространением SMP (в виде многопроцессорности, многоядерности и даже гипертриэдинга), когда разные задачи ядра выполняются одновременно на различных процессорах. В этом случае широко начинают использоваться (наряду с классическими) активные примитивы синхронизации (спинблокировки), когда один из потоков просто ожидает требуемых ресурсов выполняя пустые циклы ожидания (операции пор). Этот второй класс (активно развиваемый примерно начиная с 2003-2005 г.г.) много крат усложняет картину происходящего (существуя одновременно с предыдущим классом), и доставляет большую головную боль разработчику. Но с ним придётся считаться, прогнозируя достаточно динамичное развитие тех направлений, что уже сегодня называется массивнопараллельными системами (примером чего может быть модель программирования CUDA компании NVIDIA), когда от систем с 2-4-8 процессоров SMP происходит переход к сотням и тысячам процессоров.

Механизм потоков ядра начал всё шире и шире использоваться от версии к версии ядер 2.6.х, на него даже было перенесено (переписано) ряд **традиционных** и давно существующих демонов Linux пользовательского уровня (в протоколе команд далее специально сохранены компоненты, относящиеся к сетевой файловой подсистеме nfsd — одной из самых давних подсистем UNIX). В формате вывода команды ps потоки ядра выделяются квадратными скобками:

\$ uname -r
5.4.0-124-generic

\$ ps -ef	head -n1	0		
UID	PID	PPID	C STIME TTY	TIME CMD
root	1	Θ	0 11:02 ?	00:00:03 /sbin/init splash
root	2	0	0 11:02 ?	00:00:00 [kthreadd]
root	3	2	0 11:02 ?	00:00:00 [rcu_gp]
root	4	2	0 11:02 ?	00:00:00 [rcu_par_gp]
root	5	2	0 11:02 ?	00:00:00 [kworker/0:0-events]
root	6	2	0 11:02 ?	00:00:00 [kworker/0:0H-kblockd]
root	8	2	0 11:02 ?	00:00:00 [kworker/u96:0-netns]
root	10	2	0 11:02 ?	00:00:00 [mm_percpu_wq]
root	11	2	0 11:02 ?	00:00:00 [ksoftirqd/0]

Для всех показанных в выводе потоков ядра родителем (PPID) является демон kthreadd (PID=2), который, как и процесс init не имеет родителя (PPID=0), и который запускается непосредственно при старте

ядра. Число потоков ядра может быть весьма значительным:

```
$ inxi -S
System: Host: R420 Kernel: 5.4.0-124-generic x86_64 bits: 64 Desktop: Cinnamon 5.2.7 Distro:
Linux Mint 20.3 Una
$ ps -ef | grep -F '[' | wc -l
411

$ inxi -S
System:
Host: xenix.localdomain Kernel: 5.18.16-100.fc35.x86_64 arch: x86_64 bits: 64
Console: pty pts/4 Distro: Fedora release 35 (Thirty Five)
$ ps -ef | grep -F '[' | wc -l
161
```

Функции организации работы с потоками (и механизмы синхронизации для них) доступны после включения заголовочного файла <linux/sched.h>. Макрос current возвращает указатель на текущую исполняющуюся задачу в циклическом списке задач, на соответствующую ей запись $struct task_struct$:

```
struct task_struct {
   volatile long state; /* -1 unrunnable, 0 runnable, >0 stopped */
   void *stack;
...
   int prio, static_prio, normal_prio;
...
   pid_t pid;
...
   cputime_t utime, stime, utimescaled, stimescaled;
...
}
```

Это основная структура, экземпляр которой однозначно соответствует любой выполняющейся задаче: будь то поток ядра (созданный вызовом kernel_thread()), пользовательский процесс (точнее — главный поток этого процесса), или каждый из пользовательских потоков POSIX, созданных вызовом pthread_create(...) в рамках единого многопоточного процесса — Linux не знает разницы (исполнительной) между потоками и процессами, все они порождаются одним системным вызовом clone(). В единственном случае текущему исполняющемуся коду нет соответствия в виде записи struct task_struct() — это контекст прерывания (обработчик аппаратного прерывания, или, как частный случай, таймерная функция, которые мы уже рассматривали). Но и в этом случае указатель current указывает на определённую запись задачи, только это — последняя (до прерывания) выполнявшаяся задача, не имеющая никакого касательства к текущему выполняющемуся коду (текущему контексту), current в этом случае указывает на мусор. И на это обстоятельство нужно обращать особое внимание — оно может стать предметом очень серьёзных шибок!

Потоки ядра

Уже было сказано, что ядро Linux является вытесняющим, в отличие от большинства ядер других операционных систем. Но вытеснение имеет смысл только в контексте наличия механизма параллельных ветвей выполнения. Этот механизм и предоставляется таким понятием как потоки ядра. Потоки ядра в Linux имеют много общего с потоками пользовательского пространства (pthread_t) и процессами пользовательского пространства (приложениями). Объединяет их то, что каждый поток имеет свою единственную структуру struct task_struct, содержащую всю информацию о потоке, составляющую контекст потока. Все такие структуры (контекстные структуры задач) связаны в сложную циклическую динамическую структуру (списочную): начав от любой структуры можно обойти структуры всех задач, существующих в системе (что и делает нам команда: ps -ef). Это отличает все перечисленные сущности (задачи) от кода обработчиков прерываний, которые не имеют своей структуры struct task_struct и о которых говорят, что они выполняются в контексте прерываний. Указателем на структуру текущего контекста (если он есть), служит макрос без параметров сurrent.

Создание потока ядра

c011b8f0 T kernel_thread

Для создания нового потока ядра можно использовать «старый» API потоков 40 (его ещё упоминают как низкоуровневый механизм), используя вызов:

```
int kernel_thread(int (*fn)(void *), void *arg, unsigned long flags);
```

Параметры такого вызова понятны: функция потока fn, не типизированный указатель arg — указатель на блок данных, передаваемых этой функции, и flags — флаги, обычные для Linux API пользовательского пространства, вызова: clone(). Возвращаемое функцией значение — это PID вновь созданного потока (если он больше нуля, а если он отрицательный, то это признак того, что что-то не заладилось, и это код ошибки).

A вот он же среди экспортируемых символов ядра (64-бит система и 32-бит ARM, соответственно): \$ sudo grep kernel_thread\$ /proc/kallsyms ffffffff85898df0 T kernel_thread\$ /proc/kallsyms

Примечание: Позже, при рассмотрении обработчиков прерываний, мы увидим механизм рабочих очередей (workqueue), обслуживаемый потоками ядра. Должно быть понятно, что уже одного такого механизма высокого уровня достаточно для инициации параллельных действий в ядре (с неявным использованием потоков ядра). Здесь же мы пока рассмотрим только низкоуровневые механизмы, которые и лежат в базисе таких возможностей.

Первый простейший пример для прояснения того, как создаются потоки ядра ... подобный тому как массово приводится в публикациях:

mod_thr1.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/sched.h>
#include <linux/delay.h>
static int param = 3;
module_param(param, int, 0);
static int thread(void * data) {
   printk(KERN_INFO "thread: child process [%d] is running\n", current->pid);
                                                    /* Пауза 3 с. или как параметр укажет... */
   ssleep(param );
   printk(KERN_INFO "thread: child process [%d] is completed\n", current->pid);
   return 0;
}
int test_thread( void ) {
  pid_t pid;
   printk(KERN_INFO "thread: main process [%d] is running\n", current->pid);
   pid = kernel_thread( thread, NULL, CLONE_FS ); /* Запускаем новый поток */
   ssleep(5):
                                                    /* Пауза 5 с. */
   printk(KERN_INFO "thread: main process [%d] is completed\n", current->pid);
   return -1;
}
module_init( test_thread );
MODULE_LICENSE("GPL");
```

В принципе, такой модуль ядра ничего и не выполняет, за исключением того, что запускает новый поток ядра. При выполнении этого примера мы получим что-то подобное следующему:

⁴⁰ Этот АРІ позже был исключён из **экспортируемых** символов ядра, но он присутствует, перенесен в sinux/sched/task.h>, и должен иметься в виду в реализациях для более старых ядер.

Последний параметр flags вызова kernel_thread() определяет детальный, побитово устанавливаемый набор тех свойств, которыми будет обладать созданный потока ядра, так как это вообще делается в практике Linux вызовом clone() (в этом месте, создании потоков-процессов, наблюдается существенное отличие Linux от традиций UNIX/POSIX). Часто в коде модулей можно видеть создание потока с таким набором флагов:

```
kernel_thread(thread_function, NULL, CLONE_FS | CLONE_FILES | CLONE_SIGHAND | SIGCHLD);
```

Но с некоторых времён (я предполагаю что это относится к ядру 3.13) такой, долго существовавший в Linux, механизм создания kernel_thread() был объявлен устаревшим, не поддерживаемым (deprecated), в ядрах 4.19 показанный выше модуль собирается, но не загружается по неразрешённой ссылке..., а в 5.04 — уже не компилируется. Я этого не понимаю, потому что в ядре 5.04 этот символ в числе экспортируемых (этот вопрос требует дополнительного уточнения):

```
$ sudo cat /proc/kallsyms | grep ' T ' | grep kernel_thread$
ffffffff85898df0 T kernel_thread
```

Хотя сам этот низкоуровневый механизм не экспортируется для внешнего использования (из модулей), он используется по исходному коду ядра.

Но на смену этому механизму пришёл механизм более высокого уровня, о котором мы поговорим вскоре...

Свойства потока

Созданному потоку ядра (как и пользовательским процессам и потокам) присущ целый ряд параметров (linux/sched.h>), часть которых будет иметь значения по умолчанию (такие, например, как параметры диспетчеризации), но которые могут быть и изменены. Для работы с параметрами потока используем следующие API:

1. Взаимно однозначное соответствие PID потока и соответствующей ему основной структуры данных, записи о задаче, которая уже обсуждалась (struct task_struct) — устанавливается в обоих направлениях вызовами:

```
static inline pid_t task_pid_nr(struct task_struct *tsk) {
    return tsk->pid;
}
struct task_struct *find_task_by_vpid(pid_t nr);

Или, пользуясь описаниями из linux/pid.h>:
    // find_vpid() find the pid by its virtual id, i.e. in the current namespace extern struct pid *find_vpid(int nr);
enum pid_type {
    PIDTYPE_PID,
    PIDTYPE_PGID,
    PIDTYPE_SID,
    PIDTYPE_SID,
    PIDTYPE_MAX
};
struct task_struct *pid_task(struct pid *pid, enum pid_type);
```

```
struct task_struct *get_pid_task(struct pid *pid, enum pid_type);
  struct pid *get_task_pid(struct task_struct *task, enum pid_type type);
В коде модуля это может выглядеть так:
  struct task_struct *tsk;
  tsk = find_task_by_vpid(pid);
Или так:
  tsk = pid_task(find_vpid(pid), PIDTYPE_PID);
      2. Дисциплина планирования и параметры диспетчеризации, предписанные потоку, могут быть
установлены в новые состояния так:
  struct sched_param {
     int sched_priority;
  }:
  int sched_setscheduler(struct task_struct *task, int policy, struct sched_param *parm);
  // Scheduling policies
  #define SCHED_NORMAL 0
  #define SCHED_FIF0
  #define SCHED_RR
  #define SCHED_BATCH
  /* SCHED_ISO: reserved but not implemented yet */
  #define SCHED_IDLE
      3. Другие вызовы, имеющие отношение к приоритетам процесса:
  void set_user_nice(struct task_struct *p, long nice);
  int task_prio(const struct task_struct *p);
  int task_nice(const struct task_struct *p);
      4. Разрешения на использование выполнения на разных процессорах в SMP системах (афинити-маска
```

процесса):

```
extern long sched_setaffinity(pid_t pid, const struct cpumask *new_mask);
  extern long sched_getaffinity(pid_t pid, struct cpumask *mask);
Где (<linux/cpumask.h>):
  typedef struct cpumask { DECLARE_BITMAP(bits, NR_CPUS); } cpumask_t;
```

Вообще, во всём связанном с созданием нового потока в ядре, прослеживаются прямые аналогии с созданием параллельных ветвей в пользовательском пространстве (pthread_t), что очень сильно облегчает работу с такими механизмами.

Новый интерфейс потоков

Несколько позже для потоков был добавлен API высокого уровня (в сравнении с kernel_thread()), упрощающий создание и заверение потоков (<linux/kthread.h>), а вызов kernel_thread() был объявлен устаревшим. Всё, сказанное выше относительно свойств и использования созданных потоков, остаётся в силе, новый интерфейс касается только самих фактов методов потока (создание, завершение, манипулирование), таких методов стало существенно больше:

```
$ sudo cat /proc/kallsyms | grep ' T ' | grep ' kthread'
fffffff858bf540 T kthread_blkcg
ffffffff858bf570 T kthread should stop
fffffff858bf5d0 T kthread_should_park
ffffffff858bf600 T kthread_freezable_should_stop
ffffffff858bf700 T kthread_parkme
ffffffff858bf900 T kthread_create_on_node
ffffffff858bf960 T kthread_park
ffffffff858bfc70 T kthread_queue_work
ffffffff858bfce0 T kthread_flush_worker
ffffffff858bfd70 T kthread_delayed_work_timer_fn
```

```
ffffffff858bfe10 T kthread_flush_work
  ffffffff858c0010 T kthread_cancel_work_sync
  ffffffff858c0030 T kthread cancel delayed work sync
  fffffff858c00e0 T kthread_queue_delayed_work
  ffffffff858c0160 T kthread_mod_delayed_work
  ffffffff858c02c0 T kthread_bind
  ffffffff858c0420 T kthread_create_worker
  ffffffff858c04a0 T kthread_create_worker_on_cpu
  ffffffff858c0510 T kthread_unpark
  ffffffff858c0580 T kthread_stop
  ffffffff858c0690 T kthread_destroy_worker
  ffffffff858c06e0 T kthread_associate_blkcg
  fffffff858c0780 T kthread_worker_fn
  fffffff858c0980 T kthread_data
  fffffff858c09b0 T kthread_probe_data
  ffffffff858c0a50 T kthread bind mask
  ffffffff858c0a70 T kthread_create_on_cpu
  ffffffff858c0b00 T kthread_set_per_cpu
  fffffff858c0b50 T kthread_is_per_cpu
  ffffffff858c0b80 T kthreadd
Создание потока в высокоуровневом интерфейсе выполняет:
  struct task_struct *kthread_create(int (*threadfn)(void *data),
```

```
void *data, const char namefmt[], ...)
```

Принципиально отличие здесь то, что возвращается не PID созданного потока, а указатель структуры задачи. Поток таким вызовом создаётся в блокированном (ожидающем) состоянии, и для запуска (выполнения) должен быть разбужен вызовом wake_up_process(). Поскольку это весьма частая последовательность действий, то там же (<linux/kthread.h>) определён макрос (поэтому не ищите его в именах /proc/kallsyms):

```
kthread_run(threadfn, data, namefmt, ...)
```

Возвращает struct task_struct* или отрицательный код ошибки ERR_PTR(-ENOMEM).

Начиная с третьего параметра функция kthread_create() и макрос kthread_run() подобны вызовам printk() или sprintf() с переменным числом параметров: третий параметр — это форматная строка (шаблон), а все последующие параметры — это значения, заполняющие этот формат. Получившаяся в итоге строка является идентификатором (именем) потока, под которым его знает ядро и под которым его показывает, например, команда ps.

Гораздо интереснее дело обстоит с завершением. Созданный поток может проверять (чаще всего периодически) необходимость завершения неблокирующим вызовом:

```
bool kthread_should_stop(void);
```

Если внешний по отношению к выполняющейся функции потока код хочет завершить поток, то он вызывает для этого потока:

```
int kthread_stop(struct task_struct*);
```

Обнаружив это (по результату kthread_should_stop()) функция потока завершается. Обычно в коде потоковой функции это выглядит примерно так:

```
while(!kthread_should_stop()) {
   // выполняемая работа потоковой функции
}
return 0;
```

Всё сказанное гораздо проще в комплексе увидеть на примере. Для «маркирования» всех последующих примеров относительно потоков ядра сделаем такой общий включаемый файл маркеров:

prefix.c :

```
static char *sj(void) { // метка времени
  static char s[40];
```

```
sprintf(s, "%08ld : ", jiffies);
return s;
}

static char *st(int lvl) { // метка потока
    static char s[40];
    sprintf(s, "%skthread [%05d:%d]", sj(), current->pid, lvl);
    return s;
}
```

И сам пример в новом интерфейсе — этот пример сложнее предыдущих, но он стоит того, чтобы его изучить детально:

mod_thr3.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/delay.h>
#include <linux/jiffies.h>
#include <linux/kthread.h>
#include "../prefix.c"
static int N = 2;
                             // N - число потоков
module_param(N, uint, 0);
static int thread_fun1(void* data) {
   uintptr_t N = *(uint*)data;
   struct task_struct *t1 = NULL;
   printk("%s is parent [%05d]\n", st(N), current->parent->pid);
   if(--N > 0)
      t1 = kthread_run(thread_fun1, (void*)&N, "my_thread_%ld", N);
   while(!kthread_should_stop()) {
      // выполняемая работа потоковой функции
      msleep(100);
   }
   printk("%s find signal!\n", st(N));
   if(t1 != NULL) kthread_stop(t1);
   printk("%s is completed\n", st(N));
   return 0;
static int test_thread(void) {
   struct task_struct *t1;
   printk("%smain process [%d] is running\n", sj(), current->pid);
   t1 = kthread_run(thread_fun1, (void*)&N, "my_thread_%d", N);
   msleep(10000);
   kthread_stop(t1);
   printk("%smain process [%d] is completed\n", sj(), current->pid);
   return -1;
}
module_init(test_thread);
MODULE_LICENSE("GPL");
```

В этом коде запускается сколь угодно много потоков ядра (параметр N=... загрузки модуля), причём:

- потоки запускают последовательно один другого, поток і запускает поток і + 1 (некоторое подобие рекурсии, но динамической...);
- все потоки используют одну и ту же потоковую функцию;

- весь диагностический вывод сопровождается метками времени (jiffies), что позволяет подробно проследить хронологию событий;
- после выдержки паузы (10 сек.) главный поток посылает команду завершения (kthread_stop()) первому запущенному ним дочернему потоку, а далее потоки так же по цепочке посылают такую же команду друг другу в порядке порождения.

Вот как это выглядит при исполнении:

\$ time sudo insmod mod_thr3.ko N=3

Во время паузы выполнения этой команды мы можем **в другом терминале** посмотреть состояние потоков ядра в динамике:

И итоговый вывод (в журнал) по итогам выполнения приложения:

```
$ dmesg | tail -n14
```

```
[ 3039.003701] mod_thr3: loading out-of-tree module taints kernel.
[ 3039.003708] mod_thr3: module license 'GPL2' taints kernel.
[ 3039.003710] Disabling lock debugging due to kernel taint
[ 3039.003921] 4297706215 : main process [10036] is running
[ 3039.004023] 4297706215 : kthread [10037:3] is parent [00002]
[ 3039.004290] 4297706215 : kthread [10038:2] is parent [00002]
[ 3039.004376] 4297706216 : kthread [10039:1] is parent [00002]
[ 3049.092651] 4297716304 : kthread [10037:2] find signal!
[ 3049.092659] 4297716304 : kthread [10038:1] find signal!
[ 3049.196648] 4297716408 : kthread [10039:0] find signal!
[ 3049.196651] 4297716408 : kthread [10039:0] is completed
[ 3049.196764] 4297716408 : kthread [10038:1] is completed
[ 3049.196754] 4297716408 : kthread [10037:2] is completed
```

Здесь хорошо видно, что:

- порядок, в котором потоки создаются, и порядок, в котором они получают сигнал на завершение совпадают...
- но порядок фактического завершения в точности обратный, потому, что на выполнении kthread_stop() поток блокируется и ожидает завершения дочернего потока, и только после этого имеет право завершиться;
- видны задержки с малой дискретностью (порядка 100 мс., см. код) между получением команды завершения, и отправкой его, из основного цикла потоковой функции, дальше по иерархии потоков;
- видно, что для выполняющегося потока родительским потоком становится PID=2 (демон kthreadd), хотя всё происходящее мы и наблюдаем ещё при выполнении запускающего процесса insmod (в функции инициализации модуля) — для созданных потоков выполняется операция демонизации.

Важно, что всё это единообразно работает в разных процессорных архитектурах, в 32 и 64 бит реализациях разных дистрибутивов и, особенно важно (мы будем говорить об этом позже, рассуждая об отладке модулей) — единообразно как в нативной инсталляции Linux («в железе»), так и инсталлированной в виртуальной машине под VirtualBox:

```
$ sudo inxi -MCS
```

```
System: Host: lmde32 Kernel: 5.10.0-16-686 i686 bits: 32 Console: tty 2 Distro: LMDE 5 Elsie
Machine: Type: Virtualbox System: innotek product: VirtualBox v: 1.2 serial: N/A
Mobo: Oracle model: VirtualBox v: 1.2 serial: N/A BIOS: innotek v: VirtualBox date:
12/01/2006
```

```
CPU:
           Info: Single Core model: Intel Xeon E5-2470 v2 bits: 32 type: MCP L2 cache: 25 MiB
           Speed: 2451 MHz min/max: N/A Core speed (MHz): 1: 2451
$ time sudo insmod mod thr3.ko N=5
insmod: ERROR: could not insert module mod_thr3.ko: Operation not permitted
        0m10,212s
real
        0m0,012s
user
        0m0,009s
svs
$ ps -ef | grep '\[' | grep 'my_'
                 2 0 00:22 ?
root
         6750
                                       00:00:00 [my_thread_5]
root
         6751
                  2 0 00:22 ?
                                       00:00:00 [my_thread_4]
root
         6752
                  2 0 00:22 ?
                                       00:00:00 [my_thread_3]
         6753
                  2 0 00:22 ?
                                       00:00:00 [my_thread_2]
root
         6754
                  2 0 00:22 ?
                                       00:00:00 [my_thread_1]
root
$ dmesg | tail -n17
[34685.460246] 08600620 : main process [6749] is running
[34685.461990] 08600621 : kthread [06750:5] is parent [00002]
[34685.462015] 08600621 : kthread [06751:4] is parent [00002]
[34685.462033] 08600621 : kthread [06752:3] is parent [00002]
[34685.462049] 08600621 : kthread [06753:2] is parent [00002]
[34685.462065] 08600621 : kthread [06754:1] is parent [00002]
[34695.608415] 08603159 : kthread [06750:4] find signal!
[34695.608424] 08603159 : kthread [06751:3] find signal!
[34695.608428] 08603159 : kthread [06752:2] find signal!
[34695.608431] 08603159 : kthread [06753:1] find signal!
[34695.608434] 08603159 : kthread [06754:0] find signal!
[34695.608435] 08603159 : kthread [06754:0] is completed
[34695.608494] 08603159 : kthread [06753:1] is completed
[34695.608513] 08603159 : kthread [06752:2] is completed
[34695.608524] 08603159 : kthread [06751:3] is completed
[34695.608557] 08603159 : kthread [06750:4] is completed
[34695.608674] 08603159 : main process [6749] is completed
```

Как уже легко видеть (даже без детального анализа), такой подход существенно упрощает и синхронизацию завершения потоков, к рассмотрению которой мы и переходим...

Синхронизация завершения

В предыдущем примере, попутно с основной иллюстрацией, была показана синхронизированная работа потоков: порождавшие потоки сигнализировали порождённым о необходимости их завершения, после чего дожидались этого их завершения. Это один из возможных видов синхронизации потоков. Другой, очень часто возникающий, случай, это так называемый **пул потоков** (статический или динамический, но сейчас мы будем говорит о статическом пуле): для распараллеливания работы создаётся несколько однотипных потоков, с **единой** для всех потоковой функцией. После последовательного запуска всех потоков пула порождающая единица ожидает завершения работы всех порождённых потоков.

В следующем примере показан типовой, и не совсем понятный при первом знакомстве, трюк, но повсеместно применяемый для решения такой задачи (в данном случае нас совершенно не интересует то, на каких примитивах синхронизации выполняется синхронизация завершения потоков, для этого могут использоваться разные примитивы, здесь важен принцип того, как это делается):

mod_for.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/delay.h>
#include <linux/kthread.h>
#include <linux/jiffies.h>
#include <linux/semaphore.h>
#include "../prefix.c"
```

```
#define NUM 3
static struct completion finished[NUM];
#define DELAY 1000
static int thread_func(void* data) {
   uint num = *(uint*)data;
  printk("! %s is running\n", st(num));
  msleep(DELAY - num * 200);
   complete(finished + num);
   printk("! %s is finished\n", st(num));
   return 0;
}
#define IDENT "for_thread_%d"
static int test mlock(void) {
   struct task_struct *t[NUM];
   uint i;
   for(i = 0; i < NUM; i++)
      init_completion(finished + i);
   for(i = 0; i < NUM; i++)</pre>
      t[i] = kthread_run(thread_func, (void*)&i, IDENT, i);
   for(i = 0; i < NUM; i++)</pre>
      wait_for_completion(finished + i);
  printk("! %s is finished\n", st(NUM));
   return -1;
}
module_init(test_mlock);
MODULE_LICENSE("GPL");
```

(Включаемый файл prefix.c содержит описания диагностических функций sj() и st(), которые мы уже видели в предыдущем примере.)

Дочерние потоки ядра в этом примере создаются **последовательно** (от 0-го до 2-го) в цикле. Завершаться они могут в реальной ситуации в произвольные времена и в произвольном порядке, в примере искусственно смоделирована самая неблагоприятная ситуация, при которой потоки завершаются в порядке обратном их порождению (но это могут быть и случайные моменты времени). Но ожидается завершение потоков (в блокированном состоянии ожидающей программной единицы) опять таки всё в том же **последовательном** порядке от 0-го до 2-го:

```
for(i = 0; i < NUM; i++)
  wait_for_completion(finished + i);</pre>
```

Это не ошибка — это общеупотребимая практика! Это и есть то, что я выше назвал «ирюк»... Нам нужно ожидание завершения **всех** порождённых потоков. Независимо от порядка завершений, цикл, освободившись на очередном блокирующем ожидании завершения i-го потока, ожидающий код на последующих номерах уже **раньше** завершившихся потоков j>i просто не будет блокироваться, не задерживается, и мгновенно проскакивает их в цикле. Полностью такой цикл выйдет из блокированных состояний **только** когда завершатся **все** порождённые потоки:

Это прямая аналогия (можете считать что это небольшой трюк) того, что очень часто применяют в потоковом программировании потоков POSIX pthread_t, и прекрасно известно программистам работающими с потоками пользовательского пространства. А иначе и быть не могло! Потому что все потоки, как ядра так и пользовательские, представлены записями struct task_struct которые связаны в единый циклический список внутри ядра. С точки зрения ядра системы именно потоки являются основными runtime динамическими единицами в системе (задача, task), а не процессы, которые кажутся нам таковыми с позиции внешнего наблюдателя или командного интерпретатора Shell.

Вот как это выглядит при исполнении:

\$ time sudo insmod mod_for.ko

В завершение, посмотрим более реалистичный пример (каталог thread/loop), который часто востребован на практике: модуль после загрузки должен периодически, с периодом period секунд, выполнять некоторое действие ... не важно какое — у нас это будет просто вывод приветственного сообщения с меткой времени (jiffies). Для того, чтобы расширить возможности, мы добавим то что уже умеем делать: добавим модулю интерфейс в /proc, через который мы сможем записывать командой echo «на ходу» новые значения period и считывать текущее установленное значение командой cat. Очевидно, что мы не можем создать цикл действия (или вызвать функцию выполняющую такой цикл) непосредственно из функции инициализации (загрузки) модуля, а должны это делать в отдельном потоке. И сосредоточимся на синхронизации с этим потоком при загрузке, а ещё более при завершении модуля.

Основной код модуля:

mod_loop.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/version.h>
#include <linux/proc_fs.h>
#include <linux/uaccess.h>
#include <linux/jiffies.h>
#include <linux/kthread.h>
#include <linux/delay.h>
MODULE_LICENSE("GPL");
static int __init proc_init(void);
static void __exit proc_exit(void);
module_init(proc_init);
module_exit(proc_exit);
static uint period = 5;
                                 // целочисленный парамер - период
module_param(period, uint, 0);
#include "fops_rw.c"
                                 // операции чтения-записи
#if LINUX_VERSION_CODE < KERNEL_VERSION(5,9,0)</pre>
const struct file_operations node_fops = {
   .owner = THIS MODULE,
   .read = node_read,
   .write = node_write
#else
const struct proc_ops node_fops = {
   .proc_read = node_read,
   .proc_write = node_write
#endif
};
static struct task_struct* ts;
static struct completion final; // флаг завершения
```

```
static int loop(void *data) {
   printk("!! thread %u is running\n", task_pid_nr(ts));
  while(!kthread_should_stop()) {
      printk("!! [%lu] Hello from module!\n", jiffies);
      ssleep(period);
  printk("!! [%lu] thread %u finished\n", jiffies, task_pid_nr(ts));
  complete(&final);
   return 0;
                                               }
struct proc_dir_entry *own_proc_dir;
struct proc_dir_entry *own_proc_node;
#define NAME DIR "mod loop"
#define NAME_NODE "period"
static int __init proc_init( void ) {
   own_proc_dir = proc_mkdir(NAME_DIR, NULL);
  if(NULL == own_proc_dir) {
      printk("! can't create directory /proc/%s\n", NAME_NODE);
      return -ENOENT;
  }
  printk("! /proc/%s directory created\n", NAME_DIR);
  own_proc_node = proc_create(NAME_NODE, S_IFREG | S_IRUGO | S_IWUGO,
                               own_proc_dir, &node_fops);
   if(NULL == own_proc_node) {
      printk("! can't create node /proc/%s/%s\n", NAME_DIR, NAME_NODE);
      remove_proc_entry(NAME_DIR, NULL);
      return -ENOENT;
  printk("! /proc/%s/%s created\n", NAME_DIR, NAME_NODE);
   ts = kthread_run(loop, (void*)&period, "loop_thread");
   return 0;
}
static void __exit proc_exit(void) {
  init_completion(&final);
  kthread_stop(ts);
  wait_for_completion(&final);
  printk("! [%lu] child thread finished\n", jiffies);
   remove_proc_entry(NAME_NODE, own_proc_dir);
   remove_proc_entry(NAME_DIR, NULL);
  printk("! /proc/%s/%s removed\n", NAME_DIR, NAME_NODE);
}
   Операции чтения-записи с /proc вынесены в отдельный файл:
fops_rw.c :
#define LEN MSG 160
static char buf_msg[LEN_MSG + 1];
static ssize_t node_read(struct file *file, char *buf,
                         size_t count, loff_t *ppos) {
  static bool first = false;
   int res;
   if ((first = !first)) {
      sprintf(buf_msg, "%u", period);
```

```
printk("! return %lu bytes: <%s>\n", strlen(buf_msg), buf_msg);
      strcat(buf_msg, "\n");
      res = copy_to_user((void*)buf, buf_msg, strlen(buf_msg));
      return strlen(buf_msg);
   } else {
      *ppos = 0;
      printk("! return EOF\n");
      return 0;
  }
}
static ssize_t node_write(struct file *file, const char *buf,
                          size_t count, loff_t *ppos) {
  int res;
   char *eptr;
   uint len = count < LEN_MSG ? count : LEN_MSG, input;</pre>
   res = copy_from_user(buf_msg, (void*)buf, len);
  buf_msg[len] = '\0';
   input = simple_strtoul(buf_msg, &eptr, 0);
   if (0 == input) return -EINVAL;
   period = input;
  printk("! write: %lu bytes - %u\n", (uintptr_t)(eptr - buf_msg), period);
   return len:
}
```

С запуском рабочего потока относительно просто: функция инициализации модуля запускает поток, создаёт управляющий интерфейс /proc/mod_loop/period, и сама завершается. Гораздо хуже с завершением...:

- Когда затребована выгрузка модуля (командой rmmod) запускается функция завершения proc_exit()...
- Но она не может просто так взять и остановить выполняющийся поток, хотя они и знает его идентификатор (struct task_struct*)...
- Она через kthread_stop() сигнализирует потоку: "пора мол завершаться"...
- Поток **видит** это уведомление через kthread_should_stop(), но не спешит и завершается тогда, когда он может это сделать (в данном случае после истечения времени текущего цикла ожидания).
- Но функция proc_exit() не имеет права завершать (выгружать) модуль до полного завершения выполняющегося потока, для этого она инициализировала (раньше) флаг завершения (типа struct completion) ... и ждёт его на вызове wait_for_completion().
- Поток сигнализирует что он готов завершаться (вот-вот завершится) через вызов complete() для флага struct completion.
- И только получив подтверждение завершения потока функция proc_exit() может выгрузить модуль.

Теперь как это выглядит в деле:

```
[39765.110734] ! /proc/mod loop/period created
  [39765.111051] !! thread 26911 is running
  [39765.111053] !! [4334434560] Hello fron module!
  [39775.606061] !! [4334445056] Hello fron module!
Хорошо видно (последние 2 строки) что интервал между сообщениями равен 10 секунд. Контролируем это
значение:
  $ cat /proc/mod_loop/period
  10
  $ dmesg | tail -n7
  [39765.111053] !! [4334434560] Hello fron module!
  [39775.606061] !! [4334445056] Hello fron module!
  [39783.855500] ! return 2 bytes: <10>
  [39783.855533] ! return EOF
  [39785.845508] !! [4334455296] Hello fron module!
  [39796.084959] !! [4334465536] Hello fron module!
  [39806.324395] !! [4334475776] Hello fron module!
Изменяем период:
  $ echo 20 > /proc/mod_loop/period
  $ cat /proc/mod_loop/period
И наблюдаем изменения (3 последних строки):
  $ dmesg | tail -n7
  [39826.803296] !! [4334496256] Hello fron module!
  [39828.006697] ! write: 2 bytes - 20
  [39831.319768] ! return 2 bytes: <20>
  [39831.319798] ! return EOF
  [39837.042731] !! [4334506496] Hello fron module!
  [39857.521630] !! [4334526976] Hello fron module!
  [39878.000528] !! [4334547456] Hello fron module!
Особенно интересно наблюдать завершение работы модуля:
  $ dmesg | tail -n4
  [39918.958315] !! [4334588416] Hello fron module!
  [39939.437194] !! [4334608896] thread 26911 finished
  [39939.437225] ! [4334608896] child thread finished
```

[39765.110729] ! /proc/mod_loop directory created

Синхронизации в коде

[39939.437236] ! /proc/mod_loop/period removed

\$ dmesg | tail -n5

Синхронизация родительского потока к завершению потока порождённого — это очень важный случай: завершение родительского потока прежде завершения ним порождённого создаёт «бесхозный», откреплённый поток, и создаёт серьёзные проблемы даже в пользовательских процессах, а в ядре это рано или поздно чревато крахом операционной системы. Это очень грубая ошибка! И приводимое в некоторых публикациях её решение путём введением фиксированных (больших) пауз ожидания («... дочерний поток за это время наверняка завершится») является безответственной глупостью. Все такие проблемы параллелизма должны решаться через синхронизации. Но синхронизация по завершению является далеко не единственным случаем их применения. Спектр использования синхронизаций очень широк и разнообразен. А из-за этого разнообразия вводится в обиход много разных примитивов синхронизации.

Существует множество примитивов синхронизации, как теоретически проработанных, так и конкретно используемых и доступных в ядре Linux, и число их постоянно возрастает. Эта множественность связана, главным образом, с борьбой за эффективность (производительность) выполнения кода — для отдельных функциональных потребностей вводятся новые, более эффективные для этих конкретных нужд примитивы синхронизации. Тем не менее, основная сущность работы всех примитивов синхронизации остаётся одинаковой, в том ровно виде, как её впервые описал Э. Дейкстрой в своей знаменитой работе 1968г.

Критические секции кода и защищаемые области данных

Для решения задачи синхронизации в ядре Linux существует множество механизмов синхронизации (сами объекты синхронизации называют примитивами синхронизации) и появляются всё новые и новые... , некоторые из механизмов вводятся даже для поддержки единичных потребностей. Условно, по функциональному использованию, примитивы синхронизации можно разделить на (хотя такое разделение часто оказывается весьма условным):

- Примитивы для защиты фрагментов исполняемого кода (критических секций) от одновременного (или псевдо-одновременного) исполнения. Классический пример: мютекс, блокировки чтения-записи...
- Примитивы для защиты областей данных от несанкционированного изменений: атомарные переменные и операции, счётные семафоры...

Механизмы синхронизации

Обычно все предусмотренные версией ядра примитивы синхронизации доступные после включения заголовочного файла linux/sched.h>. Ниже будут рассмотрены только некоторые из механизмов, такие как:

- переменные, локальные для каждого процессора (per-CPU variables), интерфейс которых описан в файле linux/percpu.h>;
- атомарные переменные (описаны в архитектурно-зависимых файлах <atomic*.h>);
- спин-блокировки (<linux/spinlock.h>);
- сериальные (последовательные) блокировки (linux/seqlock.h>);
- семафоры (linux/semaphore.h>);
- семафоры чтения и записи (nux/rwsem.h>);
- мютексы реального времени (nux/rtmutex.h>);
- механизмы ожидания завершения (<linux/completion.h>);

Рассмотрение механизмов синхронизаций далее проведено как-раз в обратном порядке, с ожидания завершения, потому, что это естественным образом продолжает начатое выше рассмотрение потоков ядра.

Сюда же, к механизмам синхронизации, можно, хотя и достаточно условно, отнести механизмы, предписывающие заданный порядок выполнения операций, и препятствующие его изменению, например в процессе оптимизации кода (обычно их так и рассматривают совместно с синхронизациями, по принципу: «ну, надо же их где-то рассматривать?»).

Условные переменные и ожидание завершения

Естественным сценарием является запуск некоторой задачи в отдельном потоке и последующее ожидание завершения ее выполнения (см. аварийное завершение выше). В ядре нет аналога функции ожидания завершения потока, вместо нее требуется явно использовать механизмы синхронизации (аналогичные POSIX 1003.b определению барьеров pthread_barrier_t). Использование для ожидания какого-либо события обычного семафора не рекомендуется: в частности, реализация семафора оптимизирована исходя из предположения, что обычно (основную часть времени жизни) они открыты. Для этой задачи лучше использовать не семафоры, а специальный механизм ожидания выполнения - completion (в терминологии ядра Linux он называется условной переменной, но разительно отличается от условной переменной как её понимает стандарт POSIX). Этот механизм (linux/completion.h>) позволяет одному или нескольким потокам ожидать наступления какого-то события, например, завершения другого потока, или перехода его в состояние готовности выполнять работу. Следующий пример демонстрирует запуск потока и ожидание завершения его выполнения (это минимальная модификация для сравнения примера запуска потока ранее):

mod thr2.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/sched.h>
#include <linux/delay.h>
static int thread(void * data) {
   struct completion *finished = (struct completion*)data;
   struct task_struct *curr = current;
                                           /* current - указатель на дескриптор текущей задачи */
  printk(KERN_INFO "child process [%d] is running\n", curr->pid);
                                         /* Пауза 10 с. */
  msleep(10000);
   printk(KERN_INFO "child process [%d] is completed\n", curr->pid);
  complete(finished);
                                          /* Отмечаем факт выполнения условия. */
  return 0;
}
int test_thread(void) {
  DECLARE_COMPLETION(finished);
  struct task_struct *curr = current;
   printk(KERN_INFO "main process [%d] is running\n", curr->pid);
   pid_t pid = kernel_thread(thread, &finished, CLONE_FS); /* Запускаем новый поток */
  msleep(5000);
                                                           /* Пауза 5 с. */
                                                           /* Ожидаем выполнения условия */
  wait_for_completion(&finished);
   printk(KERN_INFO "main process [%d] is completed\n", curr->pid);
   return -1;
}
module_init(test_thread);
```

Выполнение этого примера разительно отличается от его предыдущего прототипа (обратите внимание на временные метки сообщений!):

```
$ time sudo insmod mod_thr2.ko param=10
insmod: ERROR: could not insert module mod_thr2.ko: Operation not permitted
real
     0m10,095s
       0m0,011s
      0m0,008s
SVS
$ ps -A | grep my_thread
                00:00:00 my_thread
 16446 ?
$ dmesg | tail -n4
[14166.035608] create new kernel thread [16446]
[14166.035613] child process [16446] is running
[14176.075824] child process [16446] is completed
[14176.075881] main process [16445] is completed
$ sudo cat /var/log/kern.log | tail -n4
Aug 14 15:14:59 R420 kernel: [14166.035608] create new kernel thread [16446]
Aug 14 15:14:59 R420 kernel: [14166.035613] child process [16446] is running
Aug 14 15:15:09 R420 kernel: [14176.075824] child process [16446] is completed
Aug 14 15:15:09 R420 kernel: [14176.075881] main process [16445] is completed
```

Переменные типа struct completion могут определяться либо как в показанном примере статически, макросом:

```
DECLARE_COMPLETION(name);

Либо инициализироваться динамически:
void init_completion(struct completion *);
```

Примечание: Всё разнообразие в Linux как потоков ядра (kernel_thread()), так и параллельных процессов (fork()) и потоков пространства пользователя (pthread_create()) обеспечивается тем, что потоки и

процессы в этой системе фактически не разделены принципиально, и те и другие создаются единым системным вызовом clone() - все различия создания определяются набором флагов вида CLONE_* для создаваемой задачи (последний параметр kernel_thread() нашего примера).

Объект на сегодня описан (completion.h>) как очередь FIFO (стек) потоков, ожидающих события:

```
/*
   * struct completion - structure used to maintain state for a "completion"
   * This is the opaque structure used to maintain the state for a "completion".
   * Completions currently use a FIFO to queue threads that have to wait for
   * the "completion" event.
   */
  struct completion {
          unsigned int done;
          wait_queue_head_t wait;
  };
Основные операции:
  extern void wait_for_completion(struct completion*);
  extern unsigned long wait_for_completion_timeout(struct completion *x,
                                                    unsigned long timeout);
  extern bool try_wait_for_completion(struct completion *x);
Это операции блокирования и ожидания освобождение...
  extern void complete(struct completion*);
  extern void complete_all(struct completion*);
```

А это операции освобождения ожидающих потоков: одного на вершине стека, последнего пришедшего, или всех ожидающих в очереди, соответственно.

Атомарные переменные и операции

Атомарные переменные — это наименее ресурсоёмкие средства обеспечения атомарного выполнения операций (там, где их минимальных возможностей достаточно). Реализуются в платформенно зависимой части кода ядра. Важные качества атомарных переменных и операций: а). компилятор (по ошибке, пытаясь повысить эффективность кода) не будет оптимизировать операции обращения к атомарным переменным, б). атомарные операции скрывают различия между реализациями для различных аппаратных платформ.

Функции, реализующие атомарные операции можно разделить на 2 группы по способу выполнения: а).атомарные операции, устанавливающие новые значения и б). атомарные операции, которые обновляют значения, при этом возвращая предыдущее установленное значение (обычно это функции вида test_and_*()). С другой стороны, по представлению данных, с которыми они оперируют, атомарные операции также делятся на 2 группы по типу объекта: а).оперирующие с целочисленными значениями (арифметические) и б).оперирующие с последовательным набором бит. Атомарных операций, в итоге, великое множество, и далее обсуждаются только некоторые из них.

Битовые атомарные операции

Определены в <asm-generic/bitops.h> и целым каталогом описаний <asm-generic/bitops/*.h>. Битовые атомарные операции выполняют действия над обычными операндами типа unsigned long, первым операндом вызова является номер бита (0 — младший, ограничения на старший номер не вводится, для 32-бит процессоров это 31, для 64-бит процессоров 63):

```
void set_bit(int n, void *addr); - установить n-й бит
void clear_bit(int n, void *addr); - очистить n-й бит
void change_bit(int n, void *addr); - инвертировать n-й бит
```

Арифметические атомарные операции

Реализуются в машинно-зависимом коде, описаны, например:

```
$ ls /lib/modules/`uname -r`/build/include/asm-generic/atomic*
/lib/modules/2.6.32.9-70.fc12.i686.PAE/build/include/asm-generic/atomic64.h
/lib/modules/2.6.32.9-70.fc12.i686.PAE/build/include/asm-generic/atomic.h
/lib/modules/2.6.32.9-70.fc12.i686.PAE/build/include/asm-generic/atomic-long.h
```

Эта группа атомарных операций работает над операндами специального типа (в отличие от битовых операций). Вводятся специальные типы: atomic_t, atomic64_t, atomic_long_t, ...

```
ATOMIC_INIT(int i) - объявление и инициализация в значение і переменной типа atomic_t
int atomic_read(atomic_t *v); - считывание значения в целочисленную переменную
void atomic_set(atomic_t *v, int i); - установить переменную v в значение і
void atomic_add (int i, atomic_t *v); - прибавить значение і к переменной v
void atomic_sub(int i, atomic_t *v); - вычесть значение і из переменной v
void atomic_inc(atomic_t *v); - инкремент v
void atomic_dec(atomic_t *v); - декремент v
int atomic_sub_and_test(int i, atomic_t *v); - вычесть і из переменной v, возвратить true, если
результат равен нулю, и false в противном случае
int atomic_add_negative(int i, atomic_t *v); - прибавить і к переменной v, возвратить true, если
результат операции меньше нуля, иначе возвратить false
int atomic_dec_and_test(atomic_t *v); - декремент v, возвратить true, если результат равен нулю, и false
в противном случае
int atomic_inc_and_test(atomic_t *v); - инкремент v, возвратить true, если результат равен нулю, и
false в противном случае
```

Объявление атомарных переменных и запись атомарных операций не вызывает сложностей (аналогична работе с обычными переменными):

```
atomic_t v = ATOMIC_INIT(111); /* определение переменной и инициализация ее значения */
atomic_add(2, &v) ; / * v = v + 2 */
atomic_inc(&v); / * v++ */
```

В поздних версиях ядра набор атомарных переменных существенно расширен такими типами (64 бит), такими как:

```
typedef struct {
    long long counter;
} atomic64_t;
typedef atomic64_t atomic_long_t;

И соответствующими для них операциями:
ATOMIC64_INIT(long long);
long long atomic64_add_return(long long a, atomic64_t *v);
long long atomic64_xchg(atomic64_t *v, long long new);
...
ATOMIC_LONG_INIT(long)
void atomic_long_set(atomic_long_t *l, long i);
long atomic_long_add_return(long i, atomic_long_t *l);
int atomic_long_sub_and_test(long i, atomic_long_t *l);
```

Локальные переменные процессора

Переменные, закреплённые за процессором (per-CPU data). Определены в linux/percpu.h>. Основное достоинство таких переменных в том, что если некоторую функциональность можно разумно распределить между такими переменными, то они не потребуют взаимных блокировок доступа в SMP. API, предоставляемые для работы с локальными данными процессора, на время работы с такими переменными запрещают вытеснение в режиме ядра.

Вторым свойством локальных данных процессора является то, что такие данные позволяют существенно уменьшить недостоверность данных, хранящихся в кэше. Это происходит потому, что процессоры поддерживают свои кэши в синхронизированном состоянии. Если один процессор начинает работать с данными, которые находятся в кэше другого процессора, то первый процессор должен обновить содержимое своего кэша. Постоянное аннулирование находящихся в кэше данных, именуемое перегрузкой кэша (cash thrashing), существенно снижает производительность системы (до 3-4-х раз). Использование данных, связанных с процессорами, позволяет приблизить эффективность работы с кэшем к максимально возможной, потому что в идеале каждый процессор работает только со своими данными.

Предыдущая модель

Эта модель существует со времени ядер 2.4, но она остаётся столь же функциональной и широко используется и сейчас; в этой модели локальные данные процессора представляются как массив (любой структурной сложности элементов), который индексируется номером процессора (начиная с 0 и далее...), работа этой модели базируется на вызовах:

int get_cpu(); - получить номер текущего процессора и запретить вытеснение в режиме ядра. put_cpu(); - разрешить вытеснение в режиме ядра.

```
Пример работы в этой модели:
int data_percpu[] = { 0, 0, 0, 0 };
int cpu = get_cpu();
data_percpu[ cpu ]++;
put_cpu();
```

Понятно, что поскольку запрет вытеснения в режиме ядра является принципиально важным условием, код, работающий с локальными переменными процессора, **не должен переходить в блокированное состояние** (по собственной инициативе). Почему код, работающий с локальными переменными процессора не должен вытесняться? :

- Если выполняющийся код вытесняется и позже восстанавливается для выполнения на другом процессоре, то значение переменной сри больше не будет актуальным, потому что эта переменная будет содержать номер другого процессора.

- Если некоторый другой код вытеснит текущий, то он может параллельно обратиться к переменной data_percpu[] на том же процессоре, что соответствует состоянию гонок за ресурс.

Новая модель

Новая модель введена рассчитывая на будущие развитие, и на обслуживание весьма большого числа процессоров в системе, она упрощает работу с локальными переменными процессора, но на настоящее время ещё не так широко используется.

Статические определения (на этапе компиляции):

```
DEFINE_PER_CPU(type, name);
```

- создается переменная типа type с именем name, которая имеет отдельный экземпляр для каждого процессора в системе, если необходимо объявить такую переменную с целью избежания предупреждений компилятора, то необходимо использовать другой макрос:

```
DECLARE_PER_CPU(type, name);
```

Для работы с экземплярами этих переменных используются макросы:

- get_cpu_var(name); вызов возвращает L-value экземпляра указанной переменной на текущем процессоре, при этом запрещается вытеснение кода в режиме ядра.
- put_cpu_var(name); разрешает вытеснение.

Ещё один вызов возвращает L-value экземпляра локальной переменной другого процессора:

- per_cpu(name, int cpu); - этот вызов не запрещает вытеснение кода в режиме ядра и не обеспечивает никаких блокировок, для его использования необходимы внешние блокировки в коде.

Пример статически определённой переменной:

```
DECLARE_PER_CPU(long long, xxx);
get_cpu_var(xxx)++;
put_cpu_var(xxx);
```

Динамические определения (на этапе выполнения) — это другая группа API: динамически выделяют области фиксированного размера, закреплённые за процессором:

```
void *alloc_percpu(type);
void *__alloc_percpu(size_t size, size_t align);
void free_percpu(const void *data);
```

Функции размещения возвращают указатель на экземпляр области данных, а для работы с таким указателем вводятся вызовы, аналогичные случаю статического распределения:

- get_cpu_ptr(ptr); вызов возвращает указатель (типа void*) на экземпляра указанной переменной на текущем процессоре, при этом запрещается вытеснение кода в режиме ядра.
- put_cpu_ptr(ptr); разрешает вытеснение.
- per_cpu_ptr(ptr, int cpu); возвращает указатель на экземпляра указанной переменной на **другом** процессоре.

Пример динамически определённой переменной:

```
long long *xxx = (long long*)alloc_percpu(long long);
++*get_cpu_ptr(xxx);
put_cpu_var(xxx);
```

Требование не блокируемости кода, работающего с локальными данными процесса, остаётся актуальным и в этом случае.

Примечание: Легко видеть, что новая модель (будь это группа API, работающая с самими переменными, или с указателями на них) не так уж значительно отличается от предыдущей: устранена необходимость явного

индексирования массива экземпляров по номеру процессора; это делается внутренними скрытыми механизмами, и окончательно возвращается уже индексированный экземпляр, связанный с текущим процессором.

Блокировки

Различные виды блокировок используются для того, чтобы оградить критический участок кода от одновременного исполнения. В этом смысле блокировки гораздо ближе к защите участков кода, чем к защите областей данных, хотя семафоры, например, (не бинарные) используются, главным образом, именно для ограничения доступа к данным: классические задачи производители-потребители.

До появления и широкого распространения SMP, когда параллелизмы были квази-параллелизмами, блокировки использовались в своём классическом варианте (Э. Дейкстра), они защищали критические области от последовательного доступа несколькими вытесненными процессами. Такие механизмы работают на вытеснении запрашивающих процессов в блокированное состояние до времени освобождения критических ресурсов. Эти блокировки мы будем называть пассивными блокировками. При таких блокировках процессор прекращает (в точке блокирования) выполнение текущего процесса и переключается на выполнение другого процесса (возможно idle).

Принципиально другой вид блокировок — **активные** блокировки — появляются только в SMP системах, когда процессор в ожидании недоступного пока ресурса не переводится в блокированное состояние, а «накручивает» в ожидании освобождения ресурса «пустые» циклы. В этом случае, процессор не освобождается на выполнение другого ожидающего процесса в системе, а продолжает активное выполнение («пустых» циклов) в контексте текущего процесса.

Эти два рода блокировок (каждый из которых включает несколько подвидов) принципиально отличаются:

- возможностью использования: пассивно заблокировать (переключить контекст) можно только такую последовательность кода, которая имеет свой собственный контекст (запись задачи), куда позже можно вернуться (активировать процесс) — в обработчиках прерываний или тасклетах это не так;
- эффективностью: активные блокировки не всегда проигрывают пассивным в производительности, переключение контекста в системе это очень трудоёмкий процесс, поэтому для ожидания короткого интервала времени активные блокировки могут оказаться даже эффективнее, чем пассивные;

Семафоры и мютексы

Семафоры ядра определены в linux/semaphore>. Так как задачи, которые конфликтуют при захвате блокировки, переводятся в состояние ожидания и в этом состоянии ждут, пока блокировка не будет освобождена, семафоры хорошо подходят для блокировок, которые могут удерживаться в течение длительного времени. С другой стороны, семафоры не оптимальны для блокировок, которые удерживаются в течение очень короткого периода времени, так как накладные затраты на перевод процессов в состояние ожидания могут превысить время, в течение которого удерживается блокировка. Существует очевидное ограничение на использование семафоров в ядре: их невозможно использовать в том коде, который не должен перейти в блокированное состояние, например, при обработке верхней половины прерываний.

В то время как спин-блокировки позволяют удерживать блокировку только одной задаче в любой момент времени, количество задач (count), которым разрешено одновременно удерживать семафор (владеть семафором), может быть задано при декларации переменной семафора (поэтому небинарные семафоры ещё называют для определённости счётными семафорами):

```
struct semaphore {
   spinlock_t lock;
   unsigned int count;
   struct list_head wait_list;
};
```

Если значение count больше 1, то семафор называется счетным семафором, и он допускает количество потоков, которые одновременно удерживают блокировку, не большее чем значение счетчика использования

(count). Часто встречается ситуация, когда разрешенное количество потоков, которые одновременно могут удерживать семафор, равно 1 (как и для спин-блокировок), в этом семафоры называются бинарными семафорами.

Во многом ту же функциональность, что и бинарный семафор, обеспечивают или взаимоисключающие блокировки (mutex, мютекс, потому что он гарантирует взаимоисключающий доступ — mutual exclusion). Мютексы определяются в linux/mutex.h> (исключая отладочную часть структуры):

```
struct mutex {
    atomic_lomg_t owner
    spinlock_t wait_lock;
    struct list_head wait_list;
};
```

Бинарные семафоры и мютексы используются, зачастую, для обеспечения взаимоисключающего доступа к фрагментам кода, называемым критической секцией, в таком качестве и состоит их наиболее частое использование. В то время как счётные семафору чаще используются для защиты монопольного доступа к элементам данных.

При всей сходности бинарного светофора и мютекса (что их даже путают по использованию), они принципиально отличаются: у заблокированного мютекса, в отличие от семафора, всегда имеется **владелец** — поток заблокировавший (захвативший мютекс), и **только** этот поток может освободить мютекс.

Примечание: Независимо от того, определено ли поле владельца захватившего мютекс (как это делается по разному в различных POSIX-совместимых ОС), принципиальными особенностями мютекса, вытекающими из его логики, в отличии от счётного семафора будет то, что: а). у захваченного мютекса всегда будет и единственный владелец, его захвативший, и б). освободить блокированные на мютексе потоки (освободить мютекс) может только один владеющий мютексом поток; в случае счётного семафора освободить блокированные на семафоре потоки может любой из потоков, владеющий семафором.

Из того, что захваченный мютекс может освободить только его владелец (поток) вытекает очень важное следствие: повторный захват того же мютекса в потоке (например рекурсивно) будет приводить к бесконечному блокированию потока (deadlock, мёртвые объятия).

Как и большинство объектов ядра, и мютексы и семафоры могут создаваться и инициализироваться **статически** (в момент объявления в коде) и **динамически** (выполнением инициализации в ходе выполнения).

Статическое определение бинарного семафора выполняется макросом:

```
DEFINE_SEMAPHORE(name);
```

Этим создаётся struct semaphore с указанным именем name.

Счётный семафор должен инициализироваться динамически.

Для создания взаимоисключающей блокировки (mutex), что используется наиболее часто, используется запись: DEFINE_MUTEX(name);

Этим создаётся struct mutex с указанным именем name.

Но чаще семафоры создаются динамически, как часть больших структур данных. В таком случае для инициализации счётного семафора используется функция:

```
inline void sema_init(struct semaphore *sem, int val);
```

```
A вот такая же инициализация для мютекса в разблокированном состоянии — это макрос: mutex_init(name)
```

В операционной системе Linux для захвата семафора используется операция down(), она уменьшает его счетчик на единицу. Если значение счетчика больше или равно нулю, то блокировка захватывается успешно (задача может входить в критический участок). Если значение счетчика (после декремента) меньше нуля, то

задание блокируется, помещается в очередь ожидания и процессор переходит к выполнению других задач. Метод up() используется для того, чтобы освободить семафор (после завершения выполнения критического участка), его выполнение увеличивает счётчик семафора на единицу.

Операции над семафорами:

```
void down(struct semaphore *sem);
void up(struct semaphore *sem);
int down_interruptible(struct semaphore *sem);
int down_killable(struct semaphore *sem);
int down_trylock(struct semaphore *sem);
int down_timeout(struct semaphore *sem, long jiffies);
```

down() - переводит задачу в блокированное состояние ожидания с флагом TASK_UNINTERRUPTIBLE. Это часто может быть нежелательно, так как процесс, который ожидает на освобождение семафора, не будет отвечать на сигналы.

up() - инкрементирует счётчик семафора, если есть блокированные на семафоре потоки, то **один** из них может захватить блокировку (принципиальным является то, что какой конкретно поток из числа заблокированных будет освобождён - **непредсказуемо**).

down_interruptible() - выполняет попытку захватить семафор. Если эта попытка неудачна, то задача переводится в блокированное состояние с флагом TASK_INTERRUPTIBLE (в структуре задачи). Такое состояние процесса означает, что задание может быть возвращено к выполнению с помощью сигнала, а такая возможность обычно очень ценная. Если сигнал приходит в то время, когда задача блокирована на семафоре, то задача возвращается к выполнению, а функция down_interruptible() возвращает значение -EINTR.

down_trylock() - используется для неблокирующего захвата семафора. Если семафор уже захвачен, то функция немедленно возвращает ненулевое значение. В случае успешного захвата семафора возвращается нулевое значение и захватывается блокировка.

down_timeout() - используется для попытки захвата семафора на протяжении интервала времени jiffies системных тиков.

Для мутексов аналогичный по смыслу выполняемых действий (основной) набор операций:

```
void mutex_lock(struct mutex *lock);
void mutex_unlock(struct mutex *lock);
bool mutex_is_locked(struct mutex *lock);
int mutex_trylock(struct mutex *lock);
int mutex_lock_interruptible(struct mutex *lock);
int mutex_lock_killable(struct mutex *lock);
```

Что означает синхронизация для параллельных вычислений, а кроме того первый пример использования мютексов мы рассмотрим на следующем коде:

mlock.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/delay.h>
#include <linux/kthread.h>
#include <linux/mutex.h>
#include "../prefix.c"
#define num 4
                                 // num - число рабочих потоков
static ulong rep = 10000;
                                 // rep - число повторений (объём работы)
module_param(rep, ulong, 0);
static bool sync = 1;
                                 // sync - синхронизация: 0 - да, 1 - нет
module_param(sync, bool, 0);
DEFINE_MUTEX(mtx);
static ulong locked = 0;
                                // накапливаемая сумма
```

```
static struct completion finished[num];
static int thread_func(void* data) {
   uint i, n = *(uint*)data;
                                 // порядковый номер потока (локальный!)
  printk("! %s is started\n", st(n));
   for(i = 0; i < rep; i++) {
      if(!sync) mutex_lock(&mtx);
      locked++;
      if(!sync) mutex_unlock(&mtx);
   printk("! %s is finished\n", st(n));
   complete(finished + n);
   return 0;
}
static int test_mlock(void) {
   unsigned long j1 = jiffies;
                                 // время точки старта
   struct task_struct *t[num];
   uint i:
   printk("! потоков = %d | повторов = %ld | синхронизация: %s\n",
          num, rep, sync ? "нет" : "да" );
   for(i = 0; i < num; i++)</pre>
      init_completion(finished + i);
   for(i = 0; i < num; i++)</pre>
      #define IDENT "mlock_thread_%d"
      t[i] = kthread_run(thread_func, (void*)&i, IDENT, i);
   for(i = 0; i < num; i++)
     wait_for_completion(finished + i);
   j1 = jiffies - j1;
   printk("! время работы: %ld.%02ld сек. (%ld), сумма=%ld\n",
           j1 / HZ, (j1 * 100) / HZ % 100, j1, locked);
   return -1;
}
module_init(test_mlock);
MODULE_LICENSE("GPL");
```

\$ time sudo insmod mlock.ko sync=0 rep=10000000

```
insmod: ERROR: could not insert module mlock.ko: Operation not permitted
real
       0m10,166s
       0m0,042s
user
       0m0,013s
SVS
$ dmesg | tail -n10
[ 4026.438466] ! потоков = 4 | повторов = 10000000 | синхронизация: да
[ 4026.438570] ! 4298693807 : kthread [19517:1] is started
[ 4026.438790] ! 4298693807 : kthread [19518:2] is started
[ 4026.443870] ! 4298693813 : kthread [19519:3] is started
[ 4026.450833] ! 4298693820 : kthread [19520:0] is started
[ 4036.071615] ! 4298703440 : kthread [19520:0] is finished
[ 4036.250586] ! 4298703619 : kthread [19519:3] is finished
[ 4036.527005] ! 4298703896 : kthread [19517:1] is finished
```

```
[ 4036.539002] ! 4298703908 : kthread [19518:2] is finished [ 4036.539019] ! время работы: 10.10 сек. (10101), сумма=40000000
```

Это было выполнение с синхронизацией: как и ожидалось 4*1000000 инкрементов создали значение 40000000. А теперь, раз всё так хорошо, и понадеявшись на «авось» мы уберём синхронизацию:

```
$ time sudo insmod mlock.ko sync=1 rep=10000000
```

```
insmod: ERROR: could not insert module mlock.ko: Operation not permitted real 0m0,597s user 0m0,042s sys 0m0,013s
```

Теперь время выполнения уменьшилось почти в 20 раз! Это большая победа оптимизации ... Но:

```
$ dmesg | tail -n10
```

```
[ 4009.641894] ! потоков = 4 | повторов = 10000000 | синхронизация: нет [ 4009.642139] ! 4298677010 : kthread [19462:1] is started [ 4009.642161] ! 4298677011 : kthread [19463:2] is started [ 4009.651142] ! 4298677020 : kthread [19464:3] is started [ 4009.658137] ! 4298677027 : kthread [19465:0] is started [ 4010.144128] ! 4298677513 : kthread [19463:2] is finished [ 4010.168708] ! 4298677537 : kthread [19465:0] is finished [ 4010.172651] ! 4298677541 : kthread [19462:1] is finished [ 4010.172889] ! 4298677541 : kthread [19464:3] is finished [ 4010.172908] ! время работы: 0.53 сек. (531), сумма=20370339
```

... но из ожидаемых 40000000 выполнились только 20370339, то есть около 50%. Это и есть наблюдаемые эффекты синхронизации (или её отсутствия):

- 1. Любой параллельный доступ к данным, который может хоть каким-то образом модифицировать эти денные, без синхронизации порождает **грубейшие** ошибки.
- 2. Синхронизации дорогие операции (в смысле производительности)! Правильное использование синхронизации может увеличивать время выполнения на порядок, или даже на порядки... И здесь есть простор для оптимизации.

Спин-блокировки

Блокирующая попытка входа в критическую секцию при использовании семафоров означает потенциальный перевод задачи в блокированное состояние и переключение контекста, что является дорогостоящей операцией. Для синхронизации в случае, когда: а). контекст выполнения не позволяет переходить в блокированное состояние (контекст прерывания), или б). требуется кратковременная блокировка без переключение контекста - используются спин-блокировки (spinlock_t), представляющие собой активное ожидание освобождения в пустом цикле. Если необходимость синхронизации связана только с наличием в системе нескольких процессоров, то для небольших критических секций следует использовать спин-блокировку, основанную на простом ожидании в цикле. Спин-блокировка может быть только бинарной. По spinlock_t достаточно много определений разбросано по нескольким заголовочным файлам:

```
$ ls -w80 /lib/modules/`uname -r`/build/include/linux/spinlock*
```

```
/lib/modules/5.4.0-124-generic/build/include/linux/spinlock_api_smp.h
/lib/modules/5.4.0-124-generic/build/include/linux/spinlock_api_up.h
/lib/modules/5.4.0-124-generic/build/include/linux/spinlock.h
/lib/modules/5.4.0-124-generic/build/include/linux/spinlock_types.h
/lib/modules/5.4.0-124-generic/build/include/linux/spinlock_types_up.h
/lib/modules/5.4.0-124-generic/build/include/linux/spinlock_up.h

typedef struct {
   raw_spinlock_t raw_lock;
...
} spinlock_t;
```

Для инициализации spinlock_t (и родственного типа rwlock_t, о котором детально ниже) раньше (и в литературе) использовались константные макросы:

```
spinlock_t lock = SPIN_LOCK_UNLOCKED;
```

```
rwlock_t lock = RW_LOCK_UNLOCKED;
```

Но сейчас мы можем читать в комментариях:

```
// SPIN_LOCK_UNLOCKED and RW_LOCK_UNLOCKED defeat lockdep state tracking and are hence deprecated.
```

То есть, эти макроопределения объявлены не поддерживаемыми, и могут быть исключены в любой последующей версии. Для определения и инициализации используем новые макросы (эквивалентные по смыслу записанным выше) вида:

```
DEFINE_SPINLOCK(lock);
DEFINE_RWLOCK(lock);
```

Это, как и обычно, статические определения отдельных (автономных) переменных типа spinlock_t. И так же, как и для других примитивов, может быть динамическая инициализация ранее объявленной переменной (чаще эта переменная — поле в составе более сложной структуры):

```
void spin_lock_init(spinlock_t *sl);
```

```
Oсновной интерфейс spinlock_t (основная пара операций: захват и освобождение): spin_lock (spinlock_t *sl); spin_unlock(spinlock_t *sl);
```

Если при компиляции ядра не установлено SMP (использование много-процессорности) и не конфигурировано вытеснение кода в ядре (наличие одновременно 2-х этих условий), то spinlock_t вообще не компилируются (на их месте остаются пустые места) за счёт препроцессорных директив условной трансляции.

Примечание: В отличие от реализаций в некоторых других операционных системах, спин-блокировки в операционной системе Linux не рекурсивны. Это означает, что код:

```
DEFINE_SPINLOCK(lock);
spin_lock(&lock);
spin_lock(&lock);
```

- просто обречён на дэдлок — процессор будет активно выполнять этот фрагмент до бесконечности (то есть происходит деградация системы — число доступных в системе процессоров уменьшается)...

Вот такой рекурсивный захват спин-блокировки может неявно происходить в обработчике прерываний, поэтому перед захватом такой блокировки нужно запретить прерывания на локальном процессоре. Это общий случай, поэтому для него предоставляется специальный интерфейс:

```
DEFINE_SPINLOCK(lock);
unsigned long flags;
spin_lock_irqsave(&lock, flags);
/* критический участок ... */
spin_unlock_irqre_store(&lock, flags);
```

Для спин-блокировки определены ещё такие интерфейсы, как:

- попытка захвата без блокирования, если блокировка уже захвачена, функция возвратит ненулевое значение: int $spin_ty_lock(spinlock_t *sl);$
- возвращает ненулевое значение, если блокировка в данный момент захвачена: int spin_is_locked(spinlock_t *sl);

Блокировки чтения-записи

Особым, но особо часто встречающимся случаем синхронизации являются случай «читателей» и «писателей». Читатели только читают состояние некоторого ресурса, и поэтому могу осуществлять к нему одновременный параллельный доступ. Писатели же изменяют состояние ресурса, и в силу этого писатель должен иметь к ресурсу монопольный доступ (только один писатель), причем чтение ресурса (для всех читателей) в этот момент времени так же должно быть заблокировано. Для реализации блокировок чтения-записи в ядре Linux существуют отдельные версии для семафоров и спин-блокировок. Мютексы реального

времени не имеют реализации для случая читателей и писателей.

Примечание: Обратим здесь внимание на то, что в точности той же функциональности мы могли бы достигнуть и используя классические примитивы синхронизации (мютекс или спинлок), просто захватывая критический участок независимо от типа предстоящей операции. Блокировки чтения-записи введены из соображений **эффективности** реализации для очень типового случая применения.

В случае семафоров, вместо структуры struct semaphore вводится struct rw_semaphore, а набор интерфейсных функций захвата освобождения (простые down()/up()) расширяется до:

```
down_read(&rwsem); - попытка захватить семафор для чтения up_read(&rwsem); - освобождение семафора для чтения down_write(&rwsem); - попытка захватить семафор для записи up_write(&rwsem); - освобождение семафора для записи
```

Семантика этих операций следующая:

- если семафор ещё не захвачен, то любой захват (down_read(), down_write()) будет успешным (без блокирования);
- если семафор захвачен уже для чтения, то последующие сколь угодно много попыток захвата семафора для чтения (down_read()) будут завершаться успешно (без блокирования), но запрос на захват такого семафора для записи (down_write()) закончится блокированием;
- если семафор захвачен уже для записи, то любая последующая попытка захвата семафора (независимо, down_read()) это или down_write()) закончится блокированием;

Статически определенный семафор чтения-записи создаётся макросом: static DECLARE_RWSEM(name);

Семафоры чтения-записи, которые создаются динамически, должны быть инициализированы с помощью функции:

```
void init_rwsem(struct rw_semaphore *sem);
```

Примечание: Из описаний инициализаторов видно, что семафоры чтения-записи являются исключительно бинарными (не счётными).

Пример того, как могут быть использованы семафоры чтения-записи при работе (обновлении и считывании) циклических списков Linux (о которых мы говорили ранее):

```
struct data {
   int value;
   struct list_head list;
};
static struct list_head list;
static struct rw_semaphore rw_sem;
int add_value(int value) {
   struct data *item;
   item = kmalloc(sizeof(*item), GFP_ATOMIC);
   if (!item) goto out;
   item->value = value;
   down_write(&rw_sem);
                                     /* захватить для записи */
   list_add(&(item->list), &list);
   up_write(&rw_sem);
                                     /* освободить по записи */
   return 0;
   return -ENOMEM;
```

```
}
  int is_value(int value) {
     int result = 0;
     struct data *item;
     struct list_head *iter;
     down_read(&rw_sem);
                                        /* захватить для чтения */
     list_for_each(iter, &list) {
        item = list_entry(iter, struct data, list);
        if(item->value == value) {
           result = 1; goto out;
        }
     }
  out:
     up_read(&rw_sem);
                                        /* освободить по чтению */
     return result;
  }
  void init_list(void) {
     init_rwsem(&rw_sem);
     INIT_LIST_HEAD(&list);
  }
      Точно так же, как это сделано для семафоров, вводится и блокировка чтения-записи для спин-
блокировки:
  typedef struct {
     raw_rwlock_t raw_lock;
  } rwlock_t;
С набором операций (макросы):
  read_lock(rwlock_t *rwlock);
  read_unlock(rwlock_t *rwlock);
  write_lock(rwlock_t *rwlock);
  write_unlock (rwlock_t *rwlock);
```

Примечание: Если при компиляции ядра не установлено SMP и не конфигурировано вытеснение кода в ядре, то spinlock_t вообще не компилируются (на их месте остаются пустые места), а, значит, соответственно и rwlock_t.

Примечание: Блокировку, захваченную для чтения, уже нельзя далее «повышать» до блокировки, захваченной для записи; последовательность операторов:

```
read_lock(&rwlock);
write_lock(&rwlock);
```

Такой «код» гарантирует нам дэдлок, так как при захвате блокировки на запись будет выполняться периодическая проверка, пока все потоки, которые захватили блокировку для чтения, ее не освободили, это касается и текущего потока, который не сделает этого никогда... Но несколько потоков **чтения** безопасно могут захватывать одну и ту же блокировку чтения-записи, поэтому один поток также может безопасно рекурсивно захватывать одну и ту же блокировку для чтения несколько раз, например в обработчике прерываний без запрета прерываний.

На момент создания механизма блокировок чтения-записи, их использованию прогнозировали значительное повышение производительности, и они вызывали заметный энтузиазм разработчиков. Но последующая практика показала, что этому механизму присуща скрытая опасность того, что при высокой и равномерной плотности запросов чтения, запрос на модификацию (запись) структуры записи может отсрочиваться на неограниченно большие интервалы времени. Об этой особенности нужно помнить, взвешивая применение этого механизма в своём коде. Частично смягчить это ограничение пытается следующий подвид блокировок — сериальные блокировки.

Сериальные (последовательные) блокировки

Это пример одного только из нескольких механизмов синхронизации, которые и блокировками по существу (в полной мере) не являются... Это подвид блокировок чтения-записи. Такой механизм добавлен для получения эффективных по времени реализаций. Описаны в linux/seqlock.h>, для их представления вводится тип seqlock_t:

```
typedef struct {
   unsigned sequence;
   spinlock_t lock;
} seqlock_t;

Taкой элемент блокировки создаётся и инициализируется статически:
DEFINE_SEQLOCK(name);

Или эквивалентная динамическая инициализация:
seqlock_t lock;
seqlock_init(&lock);
```

Доступ на чтение работает получая целочисленное значение (без знака) последовательности (ключ) на входе в защищаемую критическую секцию. На выходе из этой секции это значение должно сравниваться с текущим таким значением (на момент завершения); если есть несоответствие, то значит секция (за это время!) обрабатывалась операциями записи, и проделанное чтение должно быть повторено. В результате, код читателя имеет вид подобный:

```
DEFINE_SEQLOCK(lock);
unsigned int seq;
do {
   seq = read_seqbegin(&lock);
   /* ... */
} while read_seqretry(&lock, seq);
```

Блокировка по записи реализована через спин-блокировку. Писатели должны получить эксклюзивную спин-блокировку, чтобы войти в критическую секцию, защищаемую последовательной блокировкой. Чтобы это сделать, код писателя делает вызов функции:

```
static inline void write_seqlock(seqlock_t *sl) {
    spin_lock(&sl->lock);
    ++sl->sequence;
    smp_wmb();
}

Снятие блокировки записи выполняет другая функция:
    static inline void write_sequnlock(seqlock_t *sl) {
        smp_wmb();
        sl->sequence++;
        spin_unlock(&sl->lock);
}
```

Здесь любопытно то, что писатель делает инкремент ключа последовательности дважды: после захвата спинблокировки и перед её освобождением. В этой связи интересно посмотреть реализацию того, как читатель получает своё начальное значение ключа вызовом read_seqbegin():

```
static __always_inline unsigned read_seqbegin(const seqlock_t *sl) {
  unsigned ret;
repeat:
  ret = sl->sequence;
  smp_rmb();
  if(unlikely(ret & 1)) {
     cpu_relax();
     goto repeat;
}
```

```
return ret;
}
```

Отсюда понятно, что если читатель запросит код последовательного доступа в то время, когда в критической секции находится писатель (писатель сделал начальный инкремент, но не сделал завершающий), то запросивший читатель будет выполнять пустые циклы ожидания до тех пор, пока писатель не покинет секцию.

Существует также вариант write_tryseqlock(), которая возвращает ненулевое значение, если писатель не смог получить блокировку.

Если механизмы последовательной блокировки должны быть использованы в обработчике прерываний, то должны использоваться специальные (безопасные) версии API всех показанных выше вызовов (макросы):

```
unsigned int read_seqbegin_irqsave(seqlock_t* lock, unsigned long flags);
int read_seqretry_irqrestore(seqlock_t *lock, unsigned int seq, unsigned long flags);
void write_seqlock_irqsave(seqlock_t *lock, unsigned long flags);
void write_seqlock_irq(seqlock_t *lock);
void write_sequnlock_irqrestore(seqlock_t *lock, unsigned long flags);
void write_sequnlock_irq(seqlock_t *lock);
```

Где flags — просто заранее зарезервированная область сохранения IRQ флагов.

Мютексы реального времени

Кроме обычных мютексов (как бинарного подвида семафоров), в ядре создан новый интерфейс для мютексов реального времени (rt_mutex). Структура мютекса реального времени (linux/rtmutex.h>), если исключить из рассмотрения её отладочную часть:

```
struct rt_mutex {
    raw_spinlock_t
    struct rb_root_cached struct
    struct task_struct
}

// The rt_mutex structure

wait_lock; // spinlock to protect the structure
struct to enqueue waiters in priority order

*owner; // the mutex owner
};
```

Характерным является явное присутствие поля owner, что характерно для любых вообще мютексов POSIX (и отличает их от семафоров), это уже обсуждалось ранее. Там же определяется весь API для работы с этим примитивом, который не предлагает ничего необычного:

Инверсия и наследование приоритетов

Мютексы реального времени доступны только тогда, когда ядро собрано с параметром CONFIG_RT_MUTEXES, что проверяем так:

```
$ grep RT_MUTEX /boot/config-`uname -r`
CONFIG_RT_MUTEXES=y
# CONFIG_DEBUG_RT_MUTEXES is not set
```

В отличие от регулярных мютексов, мютексы реального времени обеспечивают **наследование приоритетов** (priority inheritance, PI), что является одним из нескольких немногих известных способов,

препятствующих возникновению **инверсии приоритетов** (priority inversion) 41 . Если RT мютекс захвачен процессом A, и его пытается захватить процесс B (более высокого приоритета), то:

- процесс В блокируется и помещается в очередь ожидающих освобождения процессов struct rb_root_cached (в описании структуры rt_mutex);
- при необходимости, этот список ожидающих процессов переупорядочивается в порядке приоритетов ожидающих процессов;
- приоритет владельца owner мютекса (текущего владеющего, захватившего потока) В повышается до приоритета ожидающего процесса А (или максимального приоритета из ожидающих в очереди процессов);
- после освобождения мютекса приоритет владельца В восстанавливается до его начального значения;
- это и обеспечивает избежание потенциальной инверсии приоритетов.

Примечание: Эти действия затрагивают глубины управления потоками, для этого в sched.h> определяется специальный вызов:

```
void rt_mutex_setprio(struct task_struct *p, int prio);

И парный ему:
   static inline int rt_mutex_getprio(struct task_struct *p) {
     return p->normal_prio;
   }
```

Из этой inline реализации хорошо видно, что в основной структуре описания потока необходимо теперь иметь **несколько** полей приоритета:

```
struct task_struct {
...
  int prio, static_prio, normal_prio;
...
}
```

Из которых поле prio является динамическим приоритетом, согласно которому и происходит диспетчеризация процессов в системе, а поле приоритета normal_prio остаётся неизменным, по значению которого происходит восстановление приоритета после освобождения мютекса реального времени.

Множественное блокирование

В системах с большим количеством блокировок (а ядро именно такая система), необходимость проведения более чем одной блокировки за раз не является необычной для кода. Если какие-то операции должны быть выполнены с использованием двух различных ресурсов, каждый из которых имеет свою собственную блокировку, часто нет альтернативы, кроме получения обоих блокировок. Однако, получение множества блокировок может быть крайне опасным:

```
DEFINE_SPINLOCK(lock1);
DEFINE_SPINLOCK(lock2);
...
spin_lock (&lock1); /* 1-й фрагмент кода */
spin_lock (&lock2);
...
spin_lock (&lock2); /* где-то в совсем другом месте кода... обратный порядок */
spin_lock (&lock1);
```

Такой образец кода, в конечном итоге, когда-то обречён на бесконечное блокирование (deadlock).

Если есть необходимость захвата нескольких блокировок, то единственной возможностью есть а). один тот же порядок захвата, б). и освобождения блокировок, в). порядок освобождения обратный порядку захвата, и г). так это должно выглядеть в каждом из фрагментов кода. В этом смысле предыдущий пример может быть переписан так:

⁴¹ Инверсия приоритетов — очень значимая и очень тяжёлая проблема в инженерных проектах **реального времени**. И ситуация инверсии приоритетов весьма тяжело моделируется, возникает с малой частотой, и тяжело диагностируется.

```
spin_lock (&lock1); /* так должно быть везде, где использованы lock1 и lock2 */
spin_lock (&lock2);
   /* ... здесь выполняется действие */
spin_unlock (&lock2);
spin_unlock (&lock1);
```

На практике обеспечить такую синхронность работы с блокировками в различных фрагментах кода крайне проблематично! (потому, что это может касаться фрагментов кода разных авторов).

Уровень блокирования

Нужно обратить внимание на такой отдельный вопрос как уровень блокирования. Очень часто, особенно когда это касается защиты критического участка кода, а не ограждения структуры данных, блокирование для синхронизации можно осуществлять на разных уровнях **вложенности**. Простейший пример этого мог бы быть фрагмент вида:

```
static DECLARE_MUTEX(sema);
down(&sema);
for(int i = 0; i < n; i++) {
    // здесь делается нечто монопольное за время Т
}
up(&sema);

Этот же фрагмент может быть выполнен по-другому, что функционально эквивалентно:
static DECLARE_MUTEX(sema);
for(int i = 0; i < n; i++) {
    down(&sema);
    // здесь делается нечто монопольное за время Т
    up(&sema);
}
```

Но во втором случае потенциальное блокирование любых других потоков, потребовавших семафора будет представляться как п раздельных интервалов длительностью Т, а в первом как один сплошной интервал протяжённостью n*T. Но такой интервал ожидания часто — это время латентности системы. Реальные программные системы это сложные образования, где глубина вложенных компонент во много раз больше единицы, как в показанном условном примере. Общее правило состоит в том, что блокирование (синхронизация) должно осуществляться на как можно более глубоком уровне, даже если это потребует многократного увеличения числа обращений к примитиву синхронизации.

Примечание: На протяжении многих лет (фактически от рождения в 1991г.) в ядре Linux существовала так называемая глобальная блокировка ядра: если кто-либо в системе захватывал такую блокировку, то **все** последующие запросы глобальной блокировки, откуда бы они не исходили, блокировались. Это страшная вещь! И радикально избавиться от глобальной блокировки (до этого только постоянно сужалась область её применимости) с большим трудом удалось только к ядру 3.Х к 2011г.

А теперь пример, который не столько ценен сам по себе, но живые эксперименты с которым позволяют очень тонко прочувствовать как происходит синхронизация потоков, и как эта синхронизация может быть сделана на самых различных уровнях (кроме того это пример использования семафоров, обещанный ранее):

slock.c:

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/delay.h>
#include <linux/kthread.h>
#include <linux/semaphore.h>
#include "../prefix.c"

static int num = 2; // num - число рабочих потоков
```

```
module_param(num, int, 0);
static int rep = 100;
                                   // rep - число повторений (объём работы)
module_param(rep, int, 0);
static int sync = -1;
                                   // sync - уровень на котором синхронизация
module_param(sync, int, 0);
static int max_level = 2;
                                  // max_level - уровень глубины вложенности
module_param(max_level, int, 0);
DEFINE_SEMAPHORE(sema);
static long locked = 0;
static long loop_func(int lvl){
   long n = 0;
   if(lvl == sync){ down(&sema); locked++; }
   if(0 == lvl) {
      const int tick = 1;
      msleep(tick);
                                 // выполняемая работа потока
     n = 1;
   }
   else {
      int i;
      for(i = 0; i < rep; i++) {
         n += loop_func(lvl - 1);
      }
   }
   if(lvl == sync) up(&sema);
   return n;
}
struct param {
                                   // параметр потока
         num;
   struct completion finished;
};
#define IDENT "mlock_thread_%d"
static int thread_func(void* data) {
   long n = 0;
   struct param *parent = (struct param*)data;
                                 // порядковый номер потока (локальный!)
   int num = parent->num - 1;
   struct task_struct *t1 = NULL;
   struct param parm;
   printk("! %s is running\n", st(num));
   if(num > 0) {
      init_completion(&parm.finished);
      parm.num = num;
      t1 = kthread_run(thread_func, (void*)&parm, IDENT, num);
   n = loop_func(max_level);
                                // рекурсивный вызов вложенных циклов
   if(t1 != NULL)
      wait_for_completion(&parm.finished);
   complete(&parent->finished);
   printk("! %s do %ld units\n", st(num), n);
   return 0;
}
static int test_mlock(void) {
   struct task_struct *t1;
   struct param parm;
```

```
unsigned j1 = jiffies, j2;
   if(sync > max_level) sync = -1; // без синхронизации
   printk("! repeat %d times in %d levels; synch. in level %d\n",
           rep, max_level, sync);
   init_completion(&parm.finished);
   parm.num = num;
   t1 = kthread_run(thread_func, (void*)&parm, IDENT, num);
  wait_for_completion(&parm.finished);
   printk("! %s is finished\n", st(num));
   j2 = jiffies - j1;
   printk("!! working time was %d.%1d seconds, locked %ld times\n",
           j2 / HZ, (j2 * 10) / HZ % 10, locked);
   return -1;
}
module_init(test_mlock);
MODULE_LICENSE("GPL");
```

Модуль достаточно сложный (не по коду, а по логике), поэтому некоторые краткие комментарии:

- включаемый файл определяет функцию st() для форматирования диагностики о потоке (с меткой времени jiffies), эту функцию мы уже видели ранее в обсуждении создания потоков;
- потоки (числом num параметр запуска модуля) запускают друг друга последовательно, и завершаются в обратном порядке: каждый поток ожидает завершения им порождённого (по типу как это делается в рекурсии, но только в динамике ... здесь нет как таковой рекурсии);
- «работа» потока состоит в циклическом (параметр: rep раз) выполнении рекурсивной функции loop_func();
 for(j1; ...)
- рекурсия, вообще то говоря, крайне рискованная вещь в модулях ядра, из-за ограниченности и фиксированного размера стека ядра, но в данном случае а). это иллюстрационная задача (и она, попутно, показывает возможность рекурсии в коде ядра), б). функция сознательно имеет минимальной число локальных (стековых) переменных, в). причина, которая весит больше всех остальных вместе взятых рекурсия позволяет создать структуру вложенных циклов переменной и произвольно большой глубины вложенности (параметр max_level модуля), вызов loop_func(N) эквивалентен:

```
for(j2; ...)
   for(j3; ...)
     ...
   for(jN; ...)
```

- варьируя параметр модуля Sync, можно заказывать, на какой глубине вложенных циклов потоки станут пытаться синхронизироваться захватом семафора Sema: sync=0 на самом глубоком уровне имитации «работы» потока, sync=1 уровнем выше, ... sync=max_level на максимально возможном верхнем уровне охватывающего цикла, sync<0 или sync>max_level вообще не синхронизироваться, не пытаться получить доступ к семафору Sema;
- модуль выполнен в уже полюбившейся нам манере исполнения: как пользовательская задача, ничего не устанавливающая в ядре, но выполняющаяся в режиме защиты супервизора.

Ну, а дальше остаётся только многократно экспериментировать... Вот **экспоненциальная** степень роста полного объёма работы в зависимости от глубины вложенности (94.6 раз при росте max_level c 2 до 4 — без синхронизации, с синхронизацией всё будет значительно хуже):

```
[17675.562584] ! 4299311045 : kthread [20837:1] is running
[17675.562629] ! 4299311045 : kthread [20838:0] is running
[17676.766882] ! 4299311347 : kthread [20838:0] do 100 units
[17676.766885] ! 4299311347 : kthread [20837:1] do 100 units
[17676.766926] ! 4299311347 : kthread [20836:2] is finished
[17676.766928] !! working time was 1.2 seconds, locked 0 times
$ time sudo insmod slock.ko rep=10 num=2 max_level=4 sync=-1
insmod: ERROR: could not insert module slock.ko: Operation not permitted
real
        2m0,379s
user
        0m0,008s
        0m0,005s
sys
$ dmesg | grep ! | tail -n7
[17830.610924] ! repeat 10 times in 4 levels; synch. in level -1
[17830.611044] ! 4299349808 : kthread [20915:1] is running
[17830.611099] ! 4299349808 : kthread [20916:0] is running
[17950.836423] ! 4299379865 : kthread [20916:0] do 10000 units
[17950.912423] ! 4299379884 : kthread [20915:1] do 10000 units
[17950.912433] ! 4299379884 : kthread [20914:2] is finished
[17950.912435] !! working time was 120.3 seconds, locked 0 times
```

Такое заметное торможение синхронизированной задачи, может, объясняется ещё и тем, что в **отсутствии** блокирования критических областей примитивами синхронизации (семафор в этом случае) в выполнении «работы» (как бы бессмысленной она не была) параллельно включаются другие ядра многопроцессорной системы. При включении синхронизации подключение к выполнению других процессоров пресекается. (Проверить это предположение у меня не было возможности, потому что одноядерные процессоры остались в доступе только в политехнических музеях, а Linux консольная команда taskset управляет аффинити маской запускаемого пользовательского процесса, но никак не модуля ядра.)

А вот различия в **числе** выполненных синхронизаций в зависимости от того на какой глубине вложения они применяются:

```
$ time sudo insmod slock.ko rep=7 num=5 max_level=3 sync=-1
insmod: ERROR: could not insert module slock.ko: Operation not permitted
       0m4,233s
       0m0,006s
user
sys
       0m0,007s
$ dmesg | grep '!!' | tail -n1
[18805.948779] !! working time was 4.1 seconds, locked 0 times
$ time sudo insmod slock.ko rep=7 num=5 max_level=3 sync=0
insmod: ERROR: could not insert module slock.ko: Operation not permitted
real
       0m20,668s
       0m0,006s
user
sys
       0m0,007s
$ dmesg | grep '!!' | tail -n1
[18907.343872] !! working time was 20.6 seconds, locked 1715 times
$ time sudo insmod slock.ko rep=7 num=5 max_level=3 sync=1
insmod: ERROR: could not insert module slock.ko: Operation not permitted
real
       0m20,676s
user
       0m0,008s
sys
       0m0,004s
$ dmesg | grep '!!' | tail -n1
[18939.039549] !! working time was 20.6 seconds, locked 245 times
$ time sudo insmod slock.ko rep=7 num=5 max_level=3 sync=2
insmod: ERROR: could not insert module slock.ko: Operation not permitted
       0m20,712s
real
       0m0,009s
user
sys
       0m0,003s
$ dmesg | grep '!!' | tail -n1
[18982.239179] !! working time was 20.6 seconds, locked 35 times
$ time sudo insmod slock.ko rep=7 num=5 max_level=3 sync=3
```

```
insmod: ERROR: could not insert module slock.ko: Operation not permitted
real
       0m20,764s
user
       0m0,009s
sys
       0m0,003s
$ dmesg | grep '!!' | tail -n1
[19015.890922] !! working time was 20.6 seconds, locked 5 times
$ time sudo insmod slock.ko rep=7 num=5 max_level=3 sync=4
insmod: ERROR: could not insert module slock.ko: Operation not permitted
real
       0m4,195s
user
       0m0,008s
sys
       0m0,005s
$ dmesg | grep '!!' | tail -n1
[19030.418666] !! working time was 4.1 seconds, locked 0 times
```

Очень показательно в выводе число обращений (locked) к семафору: на одном и том же периоде выполнения число обращений изменяется на 3 **порядка**, во столько же раз «гуляет» продолжительность единичного акта захвата примитива синхронизации, то, с чего началось обсуждение этого раздела.

Этот пример не показал зависимости общего итогового времени выполнения от глубины уровня синхронизации, но здесь задействованы такие продолжительные циклы «работы» в критической секции, что они нивелируют издержки синхронизации, маскирует разницу. Но не хотелось ещё больше усложнять пример. В реальных задачах, тем не менее, соблюдается общее правило: чем выше (по уровням вложенности) выбран уровень синхронизация — тем больше затраты времени на выполнение.

Предписания порядка выполнения

Механизмы, предписывающие порядок выполнения кода, к синхронизирующим механизмам относятся весьма очень условно, они не являются непосредственно синхронизирующими механизмами, но рассматриваются всегда вместе с ними (по принципу: надо же их где-то рассматривать?). Рассматривают их совместно с синхронизациями потому, что их роднит **единственное** сходство: и те и другие могут влиять на порядок выполнения операторов, и изменять его в «плавном» последовательном выполнении операторов кода.

Аннотация ветвлений

Одним из таких механизмов являются определённые в linux/compiler.h> макросы likely() и unlikely(), которые иногда называют аннотацией ветвлений, например:

```
if(unlikely(...)) {
    /* сделать нечто редкостное */
};

Или:
    if(likely(...)) {
        /* обычное прохождение вычислений */
}
    else {
        /* что-то нетрадиционное */
};
```

Те, кто помнит в минимальном объёме специфику выполнения процессорной инструкции jmp, вспомнит, что при её выполнении происходит разгрузка (и перезагрузка) конвейера уже частично декодированных последующих команд. Кроме того, в игру может включиться и кеш памяти, который может потребовать перезагрузки в дальнюю jmp область (а это разница в скорости обычно в 2-4 раза и более). А если это так, и если во всяком ветвлении (условном переходе) одна из ветвей обязательно должна выполнять jmp, то можно дать указание компилятору компилировать код так, чтобы веткой с дальним jmp оказалась ветка с наименьшей вероятностью (частотой) выполнения. Таким образом, аннотации ветвлений нужны для повышения производительности выполнения кода (иногда заметно ощутимой), никаким другим образом на выполнение они не влияют. Кроме того, такие предписания б). делают код более читабельным, в). недопустимы (не определены) в пространстве пользовательского кода (только в ядре).

Примечание: Подобные оптимизации становятся актуальными с появлением в процессорах конвейерных вычислений с предсказыванием. На других платформах, отличных от Intel x86, они могут быть на сегодня и не столь ощутимыми (это нужно уточнять детальным просмотром архитектуры перед началом разработки).

Барьеры

Другим примером предписаний порядка выполнения являются барьеры в памяти, препятствующие в процессе оптимизации переносу операций чтения и записи через объявленный барьер. Например, при записи фрагмента кода:

```
a = 1;
b = 2;
```

Порядок выполнения операция, вообще то говоря, непредсказуем, причём последовательность (во времени) выполнения операций можут изменить: а). компилятор из соображений оптимизации, б). процессор (периода выполнения) из соображений аппаратной оптимизации работы с шиной памяти. В этом случае это совершенно нормально, более того, даже запись операторов:

```
a = 1;
b = a + 1;
```

- будет гарантировать отсутствие перестановок в процессе оптимизации, так как компилятор «видит» операции в едином контексте (фрагменте кода). Но в других случаях, когда операции производятся из различных мест кода нужно гарантировать, что они не будут перенесены через определённые барьеры. Операции (макросы) с барьерами объявлены в </asm-generic/system.h>, на сегодня все они (rmb(), wmb(), mb(), ...) определены одинаково:

```
#define mb() asm volatile ("": : :"memory")
```

Все они препятствуют выполнению операций с памятью после такого вызова до завершения всех операций, записанных до вызова.

Ещё один макрос объявлен в linux/compiler.h>, он препятствует компилятору при оптимизации переставлять между собой операторы до этого вызова и после него:

```
void barrier(void);
```

Обработка прерываний

«Трудное — это то, что может быть сделано немедленно; невозможное — то, что потребует немного больше времени.» Сантаяна.

Мы закончили рассмотрение механизмов параллелизмов, для случаев, когда это действительно параллельно выполняющиеся фрагменты кода (в случае SMP и наличия нескольких процессоров), или когда это квази-параллельность, и различные ветви асинхронно вытесняют друг друга, занимая единый процессор. Глядя на сложности, порождаемые параллельными вычислениями, можно было бы попытаться и вообще отказаться от параллельных механизмов в угоду простоте и детерминированности последовательного вычислительного процесса. И так и стараются поступить часто в малых и встраиваемых архитектурах. Можно было бы ..., если бы не один вид естественного асинхронного параллелизма, который возникает вне ваших желаний в любой, даже самой простой и однозадачной операционной системе, такой, например, как MS-DOS, и это — аппаратные прерывания. И наличие такого одного механизма сводит на нет попытки представить реальный вычислительный процесс как чисто последовательностный, как принято в сугубо теоретическом рассмотрении: параллелизм присутствует всегда!

Обмен с периферийным оборудованием, по существу, может происходить **только двумя** способами: циклическим программным опросом (пулингом) и по прерываниям от периферийного оборудования.

Примечание: Есть одна область практических применений средств компьютерной индустрии, которая развивается совершенно автономно, и в которой попытались уйти от асинхронного обслуживания аппаратных

прерываний, относя именно к наличию этих механизмов риски отказов, снижения надёжности и живучести систем (утверждение, которое само по себе вызывает изрядные сомнения, или, по крайней мере, требующее доказательств, которые на сегодня не представлены). И область эта: промышленные **программируемые** логические контроллеры (PLC), применяемые в построении систем АСУ ТП экстремальной надёжности (это совершенно отдельный класс компьютерного оборудования). Такие PLC строятся на абсолютно тех же процессорах общего применения, но обменивающиеся с многочисленной периферией не по прерываниям, а только методами непрерывного циклического программного опроса (пулинга), часто с периодом опроса миллисекундного диапазона или даже ниже. Не взирая на некоторую обособленность этой ветви развития, она занимает (в финансовых объёмах) весьма существенную часть компьютерной индустрии, где преуспели такие мировые бренды как: Моdicon (ныне Schneider Electric), Siemens, Allen-Bradley и ряд других. Примечательно, что целый ряд известных моделей PLC работают, в том числе, и под операционной системой Linux, но работа с данными в них основывается на совершенно иных принципах, что, собственно, и превращает их PLC. Вся эта отрасль стоит особняком, и к её особенностям мы не будем больше обращаться.

Могут быть комбинированное использование способов, остроумное решение в этом направлении являет собой сетевая подсистема Linux (так называемый NAPI, New API): в периоды «затишья» сетевой активности подсистема ожидает прихода первых сетевых пакетов по прерыванию. Но после получения первого пакета серии, ожидая следующий всплеск активности, сетевая подсистема переходит в режим пулинга, циклически опрашивая сетевой адаптер. Как только сетевая активность затихает, пулинг прекращается, и подсистема возвращается в режим ожидания следующего прерывания.

Общая модель обработки прерывания

Схема обработки аппаратных прерываний — это принципиально архитектурно зависимое действие, связанное с непосредственным взаимодействием с контроллером прерываний. Но схема в основных чертах остаётся неизменной, независимо от архитектуры. Вот как она выглядела, к примеру, в системе MS-DOS для процессоров х86 и «старого» контроллера прерываний (чип 8259) - на уровне ассемблера это нечто подобное последовательности действий:

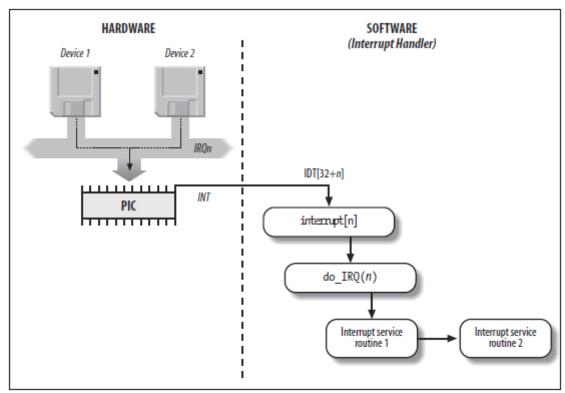
- После возникновения аппаратного прерывания управление асинхронно получает функция (ваша функция!), адрес которой записан в векторе (вентиле) прерывания.
- Обработку прерывания функция обработчика выполняет при **запрещённых** следующих прерываниях.
- После завершения обработки прерывания функция-обработчик восстанавливает контроллер прерываний (чип 8259), посылая сигнал о завершении прерывания. Это осуществляется отправкой команды EOI (End Of Interrupt — код 20h — конец прерывания) в командный регистр (порт) микросхемы 8259. Это однобайтовый регистр адресуется через порт ввода/вывода 20h.
- Функция-обработчик завершается, возвращая управление командой iret (не ret, как все прочие привычные нам функции, вызываемые синхронно!).

Показанная схема слишком неэффективна, ненадёжна (в отношении пропущенных прерываний, на время аппаратного запрета прерываний), и просто не может быть распространена на многозадачное окружение и на SMP архитектуры, использующие более современные чипы APIC контроллера прерываний (принципиально отличающиеся работой). В Linux обработка прерывания разделяется на **две последовательные** фазы и трансфомируется в следующую схему:

- Для линии IRQ регистрируется функция обработчика «верхней половины» (это та же ISR функция по смыслу, «верхняя половина» обработчика), который выполняется при запрещённых прерываниях локального процессора. Именно этой функции передаётся управление при возникновении аппаратного прерывания.
- Синтаксически функция-обработчик должна иметь строго описанный функциональный тип irq_handler_t, и возвращает управление ядру системы традиционным return, с возвращаемым значением IRQ_NONE или IRQ_HANDLED.
- При возникновении аппаратного прерывания по линии IRQ функция-обработчик получит управление.
 Эта функция выполняется в контексте прерывания это одно из самых важных ограничений, накладываемых Linux, мы не раз будем возвращаться к нему. Перед своим завершением функция-обработчик регистрирует для последующего выполнения функцию нижней половины обработчика, которая и завершит позже начатую работу по обработке этого прерывания...

- В этой точке (после return из обработчика верхней половины) ядро завершает всё взаимодействие с аппаратурой контроллера прерываний, разрешает последующие прерывания на локальном процессоре, восстанавливает контроллер командой завершения обработки прерывания (посылает в порт EOI) и возвращает управление из прерывания (из ядра!) уже именно командой iret. После этого будет восстановлен контекст прерванного процесса (потока), действительный указатель Current.
- А вот запланированная выше к выполнению функция нижней половины будет вызвана ядром в некоторый момент позже (часто это может быть и непосредственно после завершения return из верхней половины, но это непредсказуемо), тогда, когда удобнее будет ядру системы. Принципиально важное отличие функции нижней половины состоит в том, что она выполняется уже при разрешённых прерываниях.

Исторически в Linux сменялось несколько разнообразных API реализации этой схемы (сами названия «верхняя половина» и «нижняя половина» - это дословно названия одной из старых схем, которая сейчас не присутствует в ядре). С появлением параллелизмов в ядре Linux, все новые схемы реализации обработчиков нижней половины (рассматриваются далее) построены на выполнении такого обработчика **отдельным потоком ядра**.



Такого укрупнённого изложения схемы обработки аппаратных прерываний нам уже достаточно для всего дальнейшего экскурса в детали прерываний. Но прежде нужно очень тщательно сформулировать ту самую отличительную сторону прерываний, делающую работу с ними сложной: что же такое есть контекст выполнения в Linux. В Linux все синхронные ветви последовательно выполняющегося кода могут принадлежать к категориям:

- 1. Пользовательский процесс (приложение).
- 2. Отдельный **поток** (POSIX pthread_t) в многопоточном пользовательском процессе. (Как мы видим, в Linux ядро диспетчирует именно потоки, **задачи**, поэтому в отношении предыдущего пункта было бы правильнее сказать: главный **поток** пользовательского приложения, представленный функцией main().)
- 3. Linux операционная система с **вытеснением в ядре**. Поэтому в ядре существуют автономные **потоки ядра**, они и представляют третью категорию.

Не взирая на различия в предназначении, выполняемые единицы всех этих категорий представляются в ядре (linux/sched.h>) одинаковой структурой задачи: struct task_struct. Более того, для диспетчирования ядром все они включены в единую систему приоритетных циклических очередей. Структура

задачи struct task_struct — это очень крупная структура, содержащая, кроме прочего, полный набор текущих параметров в состоянии, например, когда задача прерывается (совершенно не обязательно асинхронно и аппаратным прерыванием — просто у задачи может истечь выделенный ей квант времени, и она будет прервана диспетчером ядра). Таким образом, struct task_struct содержит полный необходимый и достаточный набор всех параметров, чтобы приостановленную задачу активировать в сколь угодно отдалённом будущем. Называют, что все эти категории «активностей» выполняются в контексте задачи.

При возникновении аппаратного прерывания, текущая задача прерывается, её контекст сохраняется, и управление передаётся функции ISR (верхней половины). Но для выполняющего ISR кода не создаётся struct task_struct. И такое выполнение называют: контекст прерывания. И стоит функции ISR вызвать любую другую функцию API ядра, вызывающею блокирование вызывающего кода (начиная с такой безобидной паузы как msleep()) и управление будет передано коду какой-то из других задач (struct task_struct), но оно никогда не возвратится обратно, потому, что у ISR нет контекста задачи, в который можно возвратиться. И произойдёт подобное не только при прямом вызове таких блокирующих функций API, но и при вызове в сколь угодно длинной последовательной цепочке вызовов (некоторые из которых могут быть писаны другим автором). А последствием такого неосмотрительного действия программиста станет общий крах ядра системы. В этом состоит, пожалуй, главная сложность обработки прерываний в модуле ядра: непрерывное отслеживание того, в каком контексте отрабатывает код, который вы создаёте.

Наблюдение прерываний в /ргос

Но, прежде чем дальше углубляться в организацию обработки прерывания, коротко остановимся на том, как мы можем наблюдать и контролировать то, что происходит с прерываниями. Всякий раз, когда аппаратное прерывание обрабатывается процессором, внутренний счётчик прерываний увеличивается, предоставляя возможность контроля за подсистемой прерываний. Счётчики отображаются в /proc/interrupts (последняя колонка это и есть имя обработчика, зарегистрированное (как это будет показано далее) параметром пате при регистрации в вызове request_irq()). Ниже показана «раскладка» прерываний в архитектуре х86 при использовании старого, стандартного программируемого контроллера прерываний РС 8259 (если быть точнее, то показана схема с двумя каскодно объединёнными по линии IRQ2 контроллерами 8259, которая была классикой более 20 лет — чип контроллера прерываний 8259 создавался ещё под 8-бит процессор 8080). Такую картину можно наблюдать только на компьютере с одним (и очень старым) процессором:

\$ cat /proc/interrupts

	CPU0		
0:	33675789	XT-PIC	timer
1:	41076	XT-PIC	i8042
2:	0	XT-PIC	cascade
5:	18	XT-PIC	uhci_hcd:usb1, CS46XX
6:	3	XT-PIC	floppy
7:	Θ	XT-PIC	parport0
8:	1	XT-PIC	rtc
9:	Θ	XT-PIC	acpi
11:	2153158	XT-PIC	ide2, eth0, mga@pci:0000:01:00.0
12:	347114	XT-PIC	i8042
14:	38	XT-PIC	ide0

Те линии IRQ, для которых не установлены текущие обработчики прерываний, не отображаются в /proc/interrupts. Здесь уже хорошо видно разделение линии IRQ 11 между тремя различными PCI устройствами.

То же самое, но на существенно более новом компьютере с несколькими процессорами (ядрами), когда источником прерываний является усовершенствованный контроллер прерываний IO-APIC (отслеживаются прерывания как по фронту — IO-APIC-edge, так и по уровню — IO-APIC-level/IO-APIC-fasteoi):

\$ cat /proc/interrupts

	CPU0	CPU1	CPU2	CPU3		
0:	49	0	0	0	IO-APIC-edge	timer
1:	8	Θ	0	0	IO-APIC-edge	i8042
4:	2	0	0	0	IO-APIC-edge	

7:	0	0	0	0	IO-APIC-edge	parport0
8:	1	Θ	0	0	IO-APIC-edge	rtc0
9:	Θ	0	0	0	IO-APIC-fasteoi	acpi
12:	144	Θ	0	0	IO-APIC-edge	i8042
14:	0	Θ	0	0	IO-APIC-edge	ata_piix
15:	0	Θ	0	0	IO-APIC-edge	ata_piix
16:	30	0	0	0	IO-APIC-fasteoi	uhci_hcd:usb5, i915
18:	0	Θ	0	0	IO-APIC-fasteoi	uhci_hcd:usb4
19:	5620	7184	0	0	IO-APIC-fasteoi	ata_piix, uhci_hcd:usb3
22:	572	0	0	0	IO-APIC-fasteoi	HDA Intel
23:	0	0	0	0	IO-APIC-fasteoi	<pre>ehci_hcd:usb1, uhci_hcd:usb2</pre>
27:	83	Θ	157	0	PCI-MSI-edge	eth0
NMI:	0	Θ	0	0	Non-maskable inte	errupts
LOC:	6646	8926	5769	5409	Local timer inte	rrupts

(Обратим внимание на прерывания по линии IRQ 27, когда прерывания от сетевого адаптера eth0 чередуясь обрабатываются на разных процессорах.)

Чрезвычайно важным является то, что различные линии IRQ могут быть запрограммированы в контроллере IO-APIC на разные механизмы срабатывание: по фронту — IO-APIC-edge, или по уровню — IO-APIC-fasteoi.) Механизм срабатывания вы, как разработчик проекта, можете выбирать по собственному усмотрению при установке обработчика прерывания (ISR), будет показано немного далее. Это может иметь принципиальное значение: обработка по фронту может пропускать прерывания, происходящие на одной линии IRQ от 2-х разных устройств, а обработка по уровню — приводить к ложным срабатываниям при неправильной обработке. Для нескольких устройств на шине PCI, разделяющих одну линию IRQ, чаще всего выбирают обработкку прерываний по уровню. (Смысл и процесс обработки по уровню и по фронту лучше всех показаны Р.Кёртеном в [14]).

А вот как это может выглядеть на ARM компьютере (то есть оборудование может быть самым разным, но методы наблюдения остаются адекватными):

\$ inxi -MC

Machine: Type: ARM Device System: Xunlong Orange Pi One details: Allwinner sun8i Family rev: N/A

serial: 02c000815fd5e717

CPU: Topology: Quad Core model: ARMv7 v7l variant: cortex-a7 bits: 32 type: MCP

Speed: 1008 MHz min/max: 480/1008 MHz Core speeds (MHz): 1: 1008 2: 1008 3: 1008 4:

1008

\$ cat /proc/interrupts

	CPU0	CPU1	CPU2	CPU3	
25:	0	Θ	Θ	0	GICv2 50 Level timer@1c20c00
26:	Θ	Θ	Θ	0	GICv2 29 Level arch_timer
27:	2684922	1225055	1778816	470413	GICv2 30 Level arch_timer
30:	206	0	Θ	0	GICv2 82 Level 1c02000.dma-controller
31:	1452	Θ	Θ	0	GICv2 118 Level 1c0c000.lcd-controller
32:	331414	Θ	Θ	0	GICv2 92 Level sunxi-mmc
34:	0	0	0	0	GICv2 103 Level musb-hdrc.4.auto
35:	0	0	0	0	GICv2 104 Level ehci_hcd:usb1
36:	0	0	0	0	GICv2 105 Level ohci_hcd:usb2
37:	2	0	0	0	GICv2 106 Level ehci_hcd:usb3
38:	34	Θ	1402	0	GICv2 107 Level ohci_hcd:usb4
42:	197166	Θ	Θ	0	GICv2 114 Level eth0
45:	6	0	0	0	GICv2 32 Level ttyS0
46:	904	0	0	0	GICv2 120 Level 1ee0000.hdmi, dw-hdmi-cec
47:	0	Θ	Θ	0	sun6i-r-intc 40 Level 1f00000.rtc
51:	0	0	0	0	GICv2 90 Level 1c0e000.video-codec
52:	0	0	0	0	GICv2 126 Level sun8i-ce-ns
53:	0	Θ	Θ	0	GICv2 129 Level gp
54:	Θ	Θ	Θ	0	GICv2 130 Level gpmmu
55:	0	Θ	Θ	0	GICv2 131 Level pp0

56:	Θ	0	Θ	0	GICv2 132 Level ppmmu0
57:	Θ	0	Θ	0	GICv2 134 Level pp1
58:	Θ	0	Θ	0	GICv2 135 Level ppmmu1
60:	1203879	0	Θ	0	GICv2 63 Level ths
61:	Θ	0	Θ	0	GICv2 152 Level arm-pmu
62:	0	0	0	0	GICv2 153 Level arm-pmu
63:	0	Θ	0	0	GICv2 154 Level arm-pmu
64:	Θ	0	Θ	0	GICv2 155 Level arm-pmu
109:	1	0	Θ	0	sunxi_pio_edge 44 Edge usb0-id-det
132:	1	Θ	0	0	sunxi_pio_edge 3 Edge sw4
IPI0:	0	0	0	0	CPU wakeup interrupts
IPI1:	0	0	0	Θ	Timer broadcast interrupts
IPI2:	188159	559359	266176	229523	Rescheduling interrupts
IPI3:	35362	29678	15459	9251	Function call interrupts
IPI4:	0	0	0	0	CPU stop interrupts
IPI5:	431	457	290	440	IRQ work interrupts
IPI6:	0	Θ	0	0	completion interrupts
Err:	0				

Ещё одним источником (динамической) информации о произошедших (обработанных) прерываниях является файл /proc/stat:

```
$ cat /proc/stat

cpu 960 352 3120 226661 670 9 60 0 0

cpu0 265 103 367 56843 304 8 47 0 0

cpu1 246 102 824 56630 204 1 12 0 0

cpu2 224 51 863 56717 80 0 0 0 0

cpu3 224 94 1065 56470 80 0 0 0 0

intr 45959 49 8 0 0 2 0 0 0 1 0 0 0 144 0 0 0 30 0 0 12825 0 0 572 0 0 0 0 249 0 0 ...
```

Здесь строка, начинающаяся с intr, содержит (начиная со 2-го числового значения) **суммарное** число обработанных прерываний по всем процессорам, для всех последовательных номеров линий IRQ (IRQ 0, IRQ 1, IRQ 2 ... — сравните с ранее показанным предыдущим выводом для x86, они сделаны **почти** одновременно).

Мы можем не только наблюдать, но и **управлять** (что понадобится вскоре) распределением прерываний по процессорам:

```
# cat /proc/irq/27/smp_affinity
4
# cat /proc/interrupts | grep eth0
27: 83 0 4102 0 PCI-MSI-edge eth0
```

Видим, что уже после загрузки афинити-маска (битовая маска разрешённых процессоров) для обработчика прерывания IRQ 27 была установлена системой в 4(100). Мы можем изменить это распределение на 2(10):

```
# echo 2 > /proc/irq/27/smp_affinity
# cat /proc/irq/27/smp_affinity
2
# watch -n1 'cat /proc/interrupts | grep eth0'
27: 83 117 4111 0 PCI-MSI-edge eth0
```

Регистрация обработчика прерывания

Все функции и определения, реализующие интерфейс обработчика прерывания, объявлены в linux/interrupt.h>. Первое, что мы должны всегда сделать — это зарегистрировать функцию обработчик (ISR) прерываний (все прототипы показаны для ядра 5.4, но определения в этой части мало меняются с ядра 2.6.37):

Где:

irq - номер линии запрашиваемого прерывания.

handler - указатель на функцию-обработчик.

flags - битовая маска опций (описываемая далее), связанная с управлением прерыванием.

name - символьная строка, используемая в /proc/interrupts, для отображения владельца прерывания.

dev - указатель на уникальный идентификатор устройства на линии IRQ, для не разделяемых прерываний (например шины ISA) может указываться NULL. Данные по указателю dev требуются для удаления только специфицируемого устройства на разделяемой линии IRQ. Первоначально накладывалось единственное требование, чтобы этот указатель был уникальным, например, при размещении-освобождении N однотипных устройств вполне допустимым могла бы быть конструкция:

```
for(int i = 0; i < N; i++) request_irq(irq, handler, 0, const char *name, (void*)i);
...
for(int i = 0; i < N; i++) free_irq(irq, (void*)i);
```

Здесь указатель (Void*)і совершенно бессмысленный **в качестве указателя**, но совершенно нормальный по назначению своего использования. В некоторых случаях показанный фрагмент — это совершенно пригодный фрагмент кода. Но позже оказалось целесообразным и удобным использовать именно в качестве *dev — указатель на специфическую для устройства структуру, которая содержит все характерные данные экземпляра устройства: поскольку для каждого экземпляра размещается своя копия структуры, то указатели на них и будут уникальными, что и требовалось. Этот же указатель будет передаваться в функцию-обработчик handler() вторым параметром при каждом прерывании, тем самым передавая уникальный идентификатор источника произошедшего прерывания. На сегодня это общеупотребимая практика увязывать обработчик прерывания со структурами данных устройства.

Примечание: прототипы irq_handler_t и флаги установки обработчика существенно меняются от версии к версии, например, радикально поменялись после 2.6.19, все флаги, именуемые сейчас IRQF_* до этого именовались SA_*. В результате этого можно встретиться с невозможностью компиляции даже относительно недавно разработанных модулей-драйверов.

Флаги установки обработчика:

- другие (не все, только основные, часто используемые) флаги:

IRQF_SHARED — разрешить разделение (совместное использование) линии IRQ с другими устройствами (PCI шина и устройства).

IRQF_PROBE_SHARED — устанавливается вызывающим, когда он предполагает возможные проблемы с совместным использованием.

IRQF_TIMER — флаг, маркирующий это прерывание как таймерное.

IRQF_PERCPU — прерывание закреплённое монопольно за отдельным CPU.

IRQF_NOBALANCING — флаг, запрещающий вовлекать это прерывание в балансировку IRQ.

При успешной установке функция request_irq() возвращает нуль. Возврат ненулевого значения указывает на то, что произошла ошибка и указанный обработчик прерывания не был зарегистрирован. Наиболее часто встречающийся код ошибки — это значение -EBUSY (ошибки в ядре возвращаются отрицательными значениями!), что указывает на то, что данная линия запроса на прерывание уже занята (или при текущем вызове, или при предыдущем вызове для этой линии не был указан флаг IRQF_SHARED).

С регистрацией нового обработчика прерываний всё просто. Но здесь есть одна маленькая (нигде не документированная, мне, по крайней мере, не удалось найти) деталь, которая может вызвать большую досаду при работе. Параметр name вызова request_irq() — это просто указатель на константную строку имени,

но эта строка никуда не копируется (как это обычно принято в API пространства пользователя), и указатель указывает на строку всё время, пока загружен модуль. А отсюда следуют далеко идущие последствия. Вот такой вызов в функции инициализации модуля будет замечательно работать:

```
request_irq(irq, handler, 0, "my_interrupt", NULL);
И с таким будет всё как вы ожидали:
  int init_module(void) {
    char *dev = "my_interrupt";
    ...
    request_irq(irq, handler, 0, dev, NULL);
}
```

Но уже вот такой, очень похожий, код даст вам в /proc/interrupts не читаемую ерунду (и это в лучшем случае, если вам сильно повезёт — вы в ядре!):

```
int init_module(void) {
   char dev[] = "my_interrupt";
   ...
   request_irq(irq, handler, 0, dev, NULL);
}
```

Здесь строка имени размещена и инициализирована в стеке, и после завершения функции инициализации она уже не существует ... но модуль то существует? Перепишем этот фрагмент и всё опять заработает:

```
char dev[] = "my_interrupt";
...
int init_module(void) {
    ...
    request_irq(irq, handler, 0, dev, NULL);
}
```

Особенно сложно подлежащие толкованию результаты вы получите из-за этой особенности, если в одном модуле собираетесь зарегистрировать несколько обработчиков прерываний:

```
int init_module(void) {
   int i;
   char *dev = "serial_xx";
   for(i = 0; i < num; i++) {
      sprintf(dev, "serial_%02d", i + 1);
      request_irq(irq, handler, IRQF_SHARED, dev, (void*)(i + 1));
   }</pre>
```

И что мы получим в этом случае? Правильно, мы получим num идентичных копий имён обработчиков (идентичных последнему заполнению), поскольку все экземпляры обработчиков будут использовать одну копию строки имени:

```
$ cat /proc/interrupts
```

```
... 22: 1652 IO-APIC-fasteoi ohci_hcd:usb2, serial_04, serial_04, serial_04, serial_04
...
```

И ещё одно очень серьёзное предупреждение относительно удаления обработчика free_irq(). В приложениях пространства пользователя мы можем себе позволить изрядную небрежность относительно завершающих действий программы: не выполнять close() для открытых дескрипторов файлов, не выполнять free() для динамически выделенных блоков памяти... Эти шалости прощаются пользователю поскольку при завершении программы выполняется так называемый эпилог, в котором система выполнит все не указанные явно действия. Если же в модуле при его завершении (выгрузке) вы не выполните явно free_irq(), то почти со 100% вероятностью произойдёт следующее:

- модуль будет выгружен, но вектор прерывания будет установлен на тот адрес, который перед тем занимала зарегистрированная функция handler() ...
- по истечению некоторого времени эта область памяти будет переписана ядром под какие-то иные цели...

 и первое же произошедшее после этого аппаратное прерывание по этой линии IRQ приведёт к немедленному краху всей системы.

Обработчик прерываний, верхняя половина

Сам обработчик прерывания часто называют (разработчики аппаратных решений, в других операционных системах, ...) как ISR (Interrupt Service Routine). Это и есть то, что в Linux обозначают как верхняя половина обработчика прерывания.

Прототип функции обработчика прерывания уже показывался выше:

```
typedef irqreturn_t (*irq_handler_t)(int irq, void *dev); где:
```

- irq линия IRQ, чем меньше номер линии IRQ, тем выше приоритет обработки этого прерывания;
- dev уникальный указатель экземпляра обработчика (именно тот, который передавался последним параметром request_irq() при регистрации обработчика).

Это именно та функция, которая будет вызываться в первую очередь при каждом возникновении аппаратного прерывания. Но это вовсе не означает, что при возврате из этой функции работа по обработке текущего прерывания будет завершена (хотя и такой вариант вполне допустим). Из-за этой «неполноты» такой обработчик и получил название «верхняя половина» обработчика прерывания. Дальнейшие действия по обработке могут быть запланированы эти обработчиком на более позднее время, используя несколько различных механизмов, обобщённо называемых «нижняя половина».

Важно то, что код обработчика верхней половины выполняется при **запрещённых** последующих прерываниях **по линии irq** (этой же линии) для того **локального** процессора, на котором этот код выполняется. А после возврата из этой функции локальные прерывания будут вновь разрешены.

Возвращается значение (nux/irqreturn.h>):

IRQ_HANDLED — устройство прерывания распознано как обслуживаемое обработчиком, и прерывание успешно обработано.

IRQ_NONE — устройство не является источником прерывания для данного обработчика, прерывание должно быть передано далее другим обработчикам, зарегистрированным на данной линии IRQ.

Типичная схема обработчика при этом будет выглядеть так:

```
static irqreturn_t intr_handler (int irq, void *dev) {
   if(! /* проверка того, что обслуживаемое устройство запросило прерывание*/)
   return IRQ_NONE;
   /* код обслуживания устройства */
   return IRQ_HANDLED;
}
```

Пока мы не углубились в дальнейшую обработку, производимую в нижней половине, хотелось бы отметить следующее: в ряде случаев (при крайне простой обработке, но, самое главное, отсутствии возможности очень быстрых наступлений повторных прерываний) оказывается вполне достаточно простого обработчика верхней половины, и нет необходимости мудрить со сложно диагностируемыми механизмами отложенной обработки.

Здесь же напомним **самую большую сложность** в программировании функции обработчика: код функции ни непосредственно, ни косвенно, через сколь угодно длинную цепочку вложенных вызовов, не имеет права вызывать ни единой функции АРІ ядра, которые вызывают переход выполняющегося кода в

блокированное состояние ожидания (msleep() и др.), или даже только предполагают возможность такого перехода при некоторых условиях (kmalloc() и др.)! Это связано с тем, что функция обработчика верхней половины выполняется в контексте прерывания, и после завершения блокированного ожидания будет просто некуда возвратиться для продолжения её выполнения. Результатом такого ошибочного вызова будет, с большой вероятностью, крах всей операционной системы. (Отметим, что таких блокирующих вызовов в составе АРІ ядра достаточно много.)

Управление линиями прерывания

Под управлением линиями прерываний, в этом месте описаний, мы будем понимать запрет-разрешение прерываний по одной или нескольким линиям irq. Раньше существовала возможность вообще запретить прерывания (на время, естественно). Но сейчас («заточенный» под SMP) набор API для этих целей выглядит так: либо вы запрещаете прерывания по всем линиям irq, но локального процессора, либо на всех процессорах, но только для одной линии irq.

Макросы управления линиями прерываний определены в linux/irqflags.h>. Управление запретом и разрешением прерываний на локальном процессоре:

```
local_irq_disable() - запретить прерывания на локальном CPU;
```

local_irq_enable() - разрешить прерывания на локальном CPU;

int irqs_disabled() - возвратить ненулевое значение, если запрещены прерывания на локальном CPU, в противном случае возвращается нуль;

Напротив, управление (запрет и разрешение) одной выбранной линией irq, но уже относительно всех процессоров в системе, делают макросы:

```
void disable_irg(unsigned int irg) -
```

void disable_irq_nosync(unsigned int irq) - обе эти функции запрещают прерывания с линии irq на контроллере (для всех CPU), причём, disable_irq() не возвращается до тех пор, пока все обработчики прерываний, которые в данный момент выполняются, не закончат работу;

void enable_irq(unsigned int irq) - разрешаются прерывания с линии irq на контроллере (для всех CPU);

void synchronize_irq(unsigned int irq) - ожидает пока завершится обработчик прерывания от линии irq (если он выполняется), в принципе, хорошая идея — всегда вызывать эту функцию перед выгрузкой модуля использующего эту линию IRQ;

Вызовы функций disable_irq*() и enable_irq() должны обязательно быть **парными** - каждому вызову функции запрещения линии должен соответствовать вызов функции разрешения. Только после последнего вызова функции enable_irq() линия запроса на прерывание будет снова разрешена.

Пример обработчика прерываний

Обычно затруднительно показать работающий код обработчика прерываний, потому что такой код должен был бы быть связан с реальным аппаратным расширением, и таким образом он будет перегружен специфическими деталями, скрывающими суть происходящего. Но оригинальный пример приведен в [6] откуда мы его и заимствуем (каталог архива IRQ):

<u>lab1_interrupt.c :</u>

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/init.h>
#include <linux/interrupt.h>

#define SHARED_IRQ 17

static int irq = SHARED_IRQ, my_dev_id, irq_counter = 0;
module_param(irq, int, S_IRUGO);
```

```
static irgreturn_t my_interrupt(int irg, void *dev_id) {
   irg counter++;
   printk(KERN_INFO "In the ISR: counter = %d\n", irq_counter);
   return IRQ_NONE; /* we return IRQ_NONE because we are just observing */
}
static int __init my_init(void) {
   if (request_irq(irq, my_interrupt, IRQF_SHARED, "my_interrupt", &my_dev_id))
  printk(KERN_INFO "Successfully loading ISR handler on IRQ %d\n", irq);
   return 0;
}
static void __exit my_exit(void) {
   synchronize_irq(irq);
   free_irq(irq, &my_dev_id);
   printk(KERN_INFO "Successfully unloading, irq_counter = %d\n", irq_counter);
}
module_init(my_init);
module_exit(my_exit);
MODULE_AUTHOR("Jerry Cooperstein");
MODULE_DESCRIPTION("LDD:1.0 s_08/lab1_interrupt.c");
MODULE_LICENSE("GPL v2");
```

Логика этого примера в том, что обработчик вешается в цепочку с существующим в системе, но он не нарушает работу ранее работающего обработчика, фактически ничего не выполняет, но подсчитывает число обработанных прерываний. В оригинале предлагается опробовать его с установкой на IRQ сетевой платы, но ещё показательнее — с установкой на IRQ клавиатуры (IRQ 1) или мыши (IRQ 12) на интерфейсе PS/2 (если таковой используется в компьютере):

```
$ cat /proc/interrupts
           CPUO
 0:
      20329441
                         XT-PIC timer
            423
                         XT-PIC 18042
 1:
$ sudo /sbin/insmod lab1_interrupt.ko irq=1
$ cat /proc/interrupts
           CPU0
 0:
      20527017
                         XT-PIC timer
                         XT-PIC i8042, my_interrupt
 1:
            572
$ sudo /sbin/rmmod lab1_interrupt
$ dmesg | tail -n5
In the ISR: counter = 33
In the ISR: counter = 34
In the ISR: counter = 35
In the ISR: counter = 36
Successfully unloading, irq_counter = 36
$ cat /proc/interrupts
           CPU0
      20568216
 0:
                         XT-PIC timer
            622
                         XT-PIC 18042
 1:
```

Оригинальность такого подхода в том, что на подобном коде можно начать отрабатывать код модуля реального устройства, ещё не имея самого устройства, и имитируя его прерывания одним из штатных источников прерываний компьютера, с тем, чтобы позже всё это переключить на реальную линию IRQ, используемую устройством.

Отложенная обработка, нижняя половина

Отложенная обработка прерывания предполагает, что некоторая часть действий по обработке результатов прерывания может быть отложена на более позднее выполнение, когда система будет менее загружена. Главная достигаемая здесь цель состоит в том, что отложенную обработку можно производить не в самой функции обработчика прерывания, и к этому моменту времени может быть уже восстановлено разрешение прерываний по обслуживаемой линии (в обработчике прерываний последующие прерывания запрещены).

Термин «нижняя половина» обработчика прерываний как раз и сложился для обозначения той совокупности действий, которую можно отнести к отложенной обработке прерываний. Когда-то в ядре Linux был один из способов организации отложенной обработки, который так и именовался: обработчик нижней половины, но сейчас он неприменим. А термин так и остался как нарицательный, относящийся к всем разным способам организации отложенной обработки, которые и рассматриваются далее.

Отложенные прерывания (softirg)

Отложенные прерывания определяются статически **во время компиляции ядра**. Поэтому, забегая вперёд, примем на заметку, что технику отложенных прерываний можно реализовать **в чистом виде** только если произвести пересборку ядра Linux под свои требования.

Отложенные прерывания представлены с помощью структур softirq_action, определенных в файле linux/interrupt.h> в следующем виде (ядро 5.4):

```
// структура, представляющая одно отложенное прерывание
struct softirq_action {
   void (*action)(struct softirq_action *);
};

В ядре 2.6.18 (и много где в литературе) вы увидите определение (более раннее) другое:
struct softirq_action {
   void (*action)(struct softirq_action *);
   void *data;
};
```

Для уточнения картины с softirq_action вам будет недостаточно заголовочных файлов (это один из редких таких случаев), и необходимо будет окунуться в рассмотрение исходных кодов **peaлизации** ядра (файл <kernel/softirq.c>: если у вас не установлены исходные тексты ядра, то нужно либо сделать это, либо, что более разумно, обратиться к таким ресурсам как http://lxr.free-electrons.com/ или http://lxr.linux.no/):

```
/* задействованные номера */
  HI_SOFTIRQ=0,
   TIMER_SOFTIRQ,
   NET_TX_SOFTIRQ,
   NET_RX_SOFTIRQ,
   BLOCK_SOFTIRQ,
  BLOCK_IOPOLL_SOFTIRQ,
  TASKLET_SOFTIRQ,
   SCHED_SOFTIRQ,
  HRTIMER_SOFTIRQ,
  RCU_SOFTIRQ, /* Preferable RCU should always be the last softirq */
   NR_SOFTIRQS /* число задействованных номеров */
};
static struct softirq_action softirq_vec[NR_SOFTIRQS]
char *softirq_to_name[NR_SOFTIRQS] = {
   "HI", "TIMER", "NET_TX", "NET_RX", "BLOCK", "BLOCK_IOPOLL",
   "TASKLET", "SCHED", "HRTIMER", <> "RCU"
};
```

В 2.6.18 (то, что кочует из одного литературного источника в другой) аналогичные описания были заметно проще и статичнее:

```
enum {
   HI_SOFTIRQ=0,
   TIMER_SOFTIRQ,
   NET_TX_SOFTIRQ,
   NET_RX_SOFTIRQ,
   BLOCK_SOFTIRQ,
   TASKLET_SOFTIRQ
};
static struct softirq_action softirq_vec[32]
```

Следовательно, имеется возможность создать 32 обработчика softirq, и это количество фиксировано. В этой версии ядра (2.6.18) их было 32, из которых задействованных было 6. Эти определения из предыдущей версии помогают лучше понять то, что имеет место в настоящее время.

Динамическая диагностика использования Softirq в работающей системе может производиться так:

\$ cat /proc/softirgs

•	•			
	CPU0	CPU1	CPU2	CPU3
HI:	Θ	Θ	0	Θ
TIMER:	764858	806727	615475	617660
NET_TX:	Θ	Θ	2520	Θ
<pre>NET_RX:</pre>	777	700	471255	521
BLOCK:	48435	112893	12	24613
BLOCK_IOPOLL:	Θ	Θ	0	Θ
TASKLET:	108	81	5	1
SCHED:	405389	430031	327195	345751
HRTIMER:	985	1356	1211	1518
RCU:	884440	850717	837750	672217

В любом случае (независимо от версии), добавить новый уровень обработчика (назовём его XXX_SOFT_IRQ) без перекомпиляции ядра мы не сможем. Максимальное число используемых обработчиков softirq не может быть динамически изменено. Отложенные прерывания с меньшим номером выполняются раньше отложенных прерываний с большим номером (приоритетность). Обработчик одного отложенного прерывания никогда не вытесняет другой обработчик softirq. Единственное событие, которое может вытеснить обработчик softirq, — это аппаратное прерывание. Однако на другом процессоре одновременно с обработчиком отложенного прерывания может выполняться другой (и даже этот же) обработчик отложенного прерывания. Отложенное прерывание выполняется в контексте прерывания, а значит для него недопустимы блокирующие операции.

Если вы решились на пересборку ядра (в чём нет ничего страшного) и создание нового уровня softirq, то для этого необходимо:

- 1. Определить новый индекс (уровень) отложенного прерывания, вписав (файл linux/interrupt.h>) свою константу вида XXX_SOFT_IRQ в перечисление, где-то, очевидно, на одну позицию выше TASKLET_SOFTIRQ (иначе зачем переопределять новый уровень и не использовать тасклет?).
- 2. Во время инициализации модуля должен быть зарегистрирован (объявлен) обработчик отложенного прерывания с помощью вызова open_softirq(), который принимает три параметра: этот индекс отложенного прерывания, функция-обработчик и значение поля data:

```
/* The bottom half */
void xxx_analyze(void *data) {
   /* Analyze and do ...... */
}
void __init roller_init() {
   /* ... */
   request_irq(irq, xxx_interrupt, 0, "xxx", NULL);
   open_softirq(XXX_SOFT_IRQ, xxx_analyze, NULL);
```

}

3. Функция-обработчик отложенного прерывания (в точности как и рассматриваемого далее тасклета) должна в точности соответствовать правильному прототипу:

```
void xxx_analyze(unsigned long data);
```

4. Зарегистрированное отложенное прерывание, для того, чтобы оно было поставлено в очередь на выполнение, должно быть отмечено (генерировано, возбуждено: rise softirq). Это называется генерацией отложенного прерывания. Обычно обработчик аппаратного прерывания (ISR, верхней половины) перед возвратом возбуждает свои обработчики отложенных прерываний:

```
/* The interrupt handler */
static irqreturn_t xxx_interrupt(int irq, void *dev_id) {
   /* ... */
   /* Mark softirq as pending */
   raise_softirq(XXX_SOFT_IRQ);
   return IRQ_HANDLED;
}
```

5. Затем, в подходящий (не для вас, для системы) момент времени отложенное прерывание начнёт выполнятся. Обработчик отложенного прерывания выполняется при разрешённых прерываниях процессора (особенность нижней половины). Во время выполнения обработчика отложенного прерывания новые отложенные прерывания на данном процессоре запрещаются. Однако на другом процессоре обработчики отложенных прерываний могут выполняться. На самом деле, если вдруг генерируется отложенное прерывание в тот момент, когда ещё выполняется предыдущий его обработчик, то такой же обработчик может быть запущен на другом процессоре одновременно с первым обработчиком. Это означает, что любые совместно используемые данные, которые используются в обработчике отложенного прерывания, и даже глобальные данные, которые используются только внутри самого обработчика, должны соответствующим образом ограждаться примитивами синхронизации.

С одной стороны, всё достаточно просто — можете поверить, а ещё лучше проверить, что набросанной выше схемы вполне достаточно для реализации кода. С другой стороны всё как-то тяжеловесно и усложнено, особенно в сравнении с альтернативными методами, рассматриваемыми далее. Вопрос: зачем? Ответ прост: главная причина использования отложенных прерываний — превосходная масштабируемость на многие процессоры. Это становится актуальным на сегодня, когда число ядер ординарного настольного компьютера может составлять 8, и может серьёзно увеличиться за ближайшее время. Но если нет необходимости масштабирования на многие процессоры, то лучшим выбором будет механизм тасклетов.

Тасклеты

(Не ищите перевода этому термину, это жаргон: если task — это отдельная задача в терминах ядра, то tasklet, надо понимать, это так ... «маленькая задачка», маленький отдельный потк).

Предыдущая схема достаточно тяжеловесная, и в большинстве случаем её подменяют тасклеты — механизм на базе тех же softirq с двумя фиксированными индексами HI_SOFTIRQ или TASKLET_SOFTIRQ. Тасклеты это ни что иное, как частный случай реализации softirq. Тасклеты представляются (linux/interrupt.h>) с помощью структуры:

```
struct tasklet_struct {
   struct tasklet_struct *next; /* указатель на следующий тасклет в списке */
   unsigned long state; /* текущее состояние тасклета */
   atomic_t count; /* счетчик ссылок */
   void (*func)(unsigned long); /* функция-обработчик тасклета*/
   unsigned long data; /* аргумент функции-обработчика тасклета */
};
```

Поле state может принимать только одно из значений: 0, TASKLET_STATE_SCHED, TASLET_STATE_RUN. Значение TASKLET_STATE_SCHED указывает на то, что тасклет запланирован на

Поле count используется как счетчик ссылок на тасклет. Если это значение не равно нулю, то тасклет запрещен и не может выполняться; если оно равно нулю, то тасклет разрешен и может выполняться в случае, когда он помечен как ожидающий выполнения.

Схематически код использования тасклета полностью повторяет структуру кода softirq:

Инициализация тасклета при инициализации модуля:

```
struct xxx_device_struct { /* Device-specific structure */
    /* ... */
    struct tasklet_struct tsklt;
    /* ... */
}
void __init xxx_init() {
    struct xxx_device_struct *dev_struct;
    /* ... */
    request_irq(irq, xxx_interrupt, 0, "xxx", NULL);
    /* Initialize tasklet */
    tasklet_init(&dev_struct->tsklt, xxx_analyze, dev);
}
```

Для статического создания тасклета (и соответственно, обеспечения прямого доступа к нему) могут использоваться один из двух макросов:

```
DECLARE_TASKLET(name, func, data)
DECLARE_TASKLET_DISABLED(name, func, data);
```

Оба макроса статически создают экземпляр структуры struct tasklet_struct с указанным именем (name). Второй макрос создает тасклет, но устанавливает для него значение поля count, равное единице, и, соответственно, этот тасклет будет запрещен для исполнения. Макрос DECLARE_TASKLET(name, func, data) эквивалентен (можно записать и так):

```
struct tasklet_struct namt = { NULL, 0, ATOMIC_INIT(0), func, data) ;
```

Используется, что совершенно естественно, в точности тот же прототип функции обработчика тасклета, что и в случае отложенных прерываний (в моих примерах просто использована та же функция).

Для того чтобы запланировать тасклет на выполнение (обычно в обработчике прерывания), должна быть вызвана функция tasklet_schedule(), которой в качестве аргумента передается указатель на соответствующий экземпляр структуры struct tasklet_struct:

```
/* The interrupt handler */
static irqreturn_t xxx_interrupt(int irq, void *dev_id) {
   struct xxx_device_struct *dev_struct;
   /* ... */
   /* Mark tasklet as pending */
   tasklet_schedule(&dev_struct->tsklt);
   return IRQ_HANDLED;
}
```

После того как тасклет запланирован на выполнение, он выполняется один раз в некоторый момент времени в ближайшем будущем. Для оптимизации тасклет **всегда** выполняется на том процессоре, который его запланировал на выполнение, что дает надежду на лучшее использование кэша процессора.

Если вместо стандартного тасклета нужно использовать тасклет высокого приоритета ($HI_SOFTIRQ$), то вместо функции $tasklet_schedule()$ вызываем функцию планирования $tasklet_hi_schedule()$.

Уже запланированный тасклет может быть запрещен к исполнению (временно) с помощью вызова функции tasklet_disable(). Если тасклет в данный момент уже начал выполнение, то функция не возвратит управление, пока тасклет не закончит своё выполнение. Как альтернативу можно использовать функцию tasklet_disable_nosync(), которая запрещает указанный тасклет, но возвращается сразу не ожидая, пока тасклет завершит выполнение (это обычно небезопасно, так как в данном случае нельзя гарантировать, что тасклет не закончил выполнение). Вызов функции tasklet_enable() разрешает тасклет. Эта функция также должна быть вызвана для того, чтобы можно было выполнить тасклет, созданный с помощью макроса DECLARE_TASKLET_DISABLED (). Из очереди тасклетов, ожидающих выполнения, тасклет может быть удален с помощью функции tasklet_kill().

Так же как и в случае отложенных прерываний (на одном из уровней которых он построен), тасклет не может переходить в блокированное состояние.

Демон ksoftirqd

Обработка отложенных прерываний (softirq) и, соответственно, тасклетов осуществляется с помощью набора потоков пространства ядра (по одному потоку на каждый процессор). Потоки пространства ядра помогают обрабатывать отложенные прерывания, когда система перегружена большим количеством отложенных прерываний.

\$ ps -ALf head -n12									
UID	PID	PPID	LWP	С	NLWP	STIME	TTY	TIME	CMD
root	1	Θ	1	0	1	08:55	?	00:00:01	/sbin/init
root	4	2	4	0	1	08:55	?	00:00:00	[ksoftirqd/0]
root	7	2	7	0	1	08:55	?	00:00:00	[ksoftirqd/1]

Для каждого **процессора** существует свой поток. Каждый поток имеет имя в виде ksoftirqd/n, где n — номер процессора. Например, в двухпроцессорной системе будут запущены два потока с именами ksoftirqd/0 и ksoftirqd/1. То, что на каждом процессоре выполняется свой поток, гарантирует, что если в системе есть свободный процессор, то он всегда будет в состоянии выполнять отложенные прерывания. После того как потоки запущены, они выполняют замкнутый цикл.

Здесь же попутно уместно напомнить, что в современном ядре Linux, даже в самых ординарных конфигурациях, может выполняться совсем немалое число автономных потоков ядра, и в разных дистрибутивах и архитектуре процессора это число может очень сильно различаться:

```
$ ps -ALf | grep ' \[' | wc -l
410
$ ps -ALf | grep ' \[' | wc -l
24
```

Очереди отложенных действий (workqueue)

Очереди отложенных действий (workqueue) — это еще один, но совершенно другой, способ реализации отложенных операций. Очереди отложенных действий позволяют откладывать некоторые операции для последующего выполнения потоком пространства ядра (эти потоки ядра называют рабочими потоками - worker threads) — отложенные действия всегда выполняются в контексте процесса. Поэтому код, выполнение которого отложено с помощью постановки в очередь отложенных действий, получает все преимущества, которыми обладает код, выполняющийся в контексте процесса, главное из которых — это возможность переходить в блокированные состояния. Рабочие потоки, которые выполняются по умолчанию, называются events/n, где n — номер процессора, например:

```
$ ps -ALf | grep '\['events
root
            15
                   2
                        15 0
                                 1 17:08 ?
                                                  00:00:00 [events/0]
                   2
                        16 0
                                 1 17:08 ?
                                                  00:00:00 [events/1]
root
            16
                        17 0
                                 1 17:08 ?
                                                  00:00:00 [events/2]
root
            17
```

Когда какие-либо действия ставятся в очередь, поток ядра возвращается к выполнению и выполняет эти действия. Когда в очереди не остается работы, которую нужно выполнять, поток снова возвращается в состояние ожидания. Каждое действие представлено с помощью struct work_struct (определяется в файле linux/workqueue.h> - очень меняется от версии ядра!):

Для создания статической структуры действия на этапе компиляции необходимо использовать макрос: $DECLARE_WORK(name, void (*func) (void *), void *data);$

Это выражение создает struct work_struct с именем name, с функцией-обработчиком func() и аргументом функции-обработчика data. Динамически отложенное действие создается с помощью указателя на ранее созданную структуру, используя следующий макрос:

```
INIT_WORK(struct work_struct *work, void (*func)(void *), void *data);
```

Функция-обработчика имеет тот же прототип, что и для отложенных прерываний и тасклетов, поэтому в примерах будет использоваться та же функция (xxx_analyze()).

Для реализации нижней половины обработчика IRQ на технике workqueue, выполнем последовательность действий примерно следующего содержания:

При инициализации модуля создаём отложенное действие:

```
#include <linux/workqueue.h>
struct work_struct *hardwork;
void __init xxx_init() {
    /* ... */
    request_irq(irq, xxx_interrupt, 0, "xxx", NULL);
    hardwork = kmalloc(sizeof(struct work_struct), GFP_KERNEL);
    /* Init the work structure */
    INIT_WORK(hardwork, xxx_analyze, data);
}

Или то же самое может быть выполнено статически
    #include <linux/workqueue.h>
    DECLARE_WORK(hardwork, xxx_analyze, data);
void __init xxx_init() {
        /* ... */
        request_irq(irq, xxx_interrupt, 0, "xxx", NULL);
}
```

Самая интересная работа начинается когда нужно запланировать отложенное действие; при использовании для этого рабочего потока ядра по умолчанию (events/n) это делается функциями :

- schedule_work(struct work_struct *work); действие планируется на выполнение немедленно и будет выполнено, как только рабочий поток events, работающий на данном процессоре, перейдет в состояние выполнения.
- schedule_delayed_work(struct delayed_work *work, unsigned long delay); в этом случае запланированное действие не будет выполнено, пока не пройдет хотя бы заданное в параметре delay количество импульсов системного таймера.

В обработчике прерывания это выглядит так:

```
static irqreturn_t xxx_interrupt(int irq, void *dev_id) {
   /* ... */
   schedule_work(hardwork);
   /* или schedule_work(&hardwork); - для статической инициализации */
   return IRQ_HANDLED;
}
```

Очень часто бывает необходимо ждать пока очередь отложенных действий очистится (отложенные действия завершатся), это обеспечивает функция:

```
void flush_scheduled_work(void);
```

Для отмены незавершённых отложенных действий с задержками используется функция: int cancel_delayed_work(struct work_struct *work);

Но мы совсем не обязательно должны рассчитывать на общую очереди (потоки ядра events) для выполнения отложенных действий — мы можем создать под эти цели собственные очереди (вместе с обслуживающим потоком). Создание обеспечивается макросами вида:

Они аналогичны рассмотренным выше schedule_*(), но работают с созданной очередью, указанной 1-м параметром. С вновь созданными потоками предыдущий пример может выглядеть так:

```
struct workqueue_struct *wq;
/* Driver Initialization */
static int __init xxx_init(void) {
   /* ... */
   request_irq(irq, xxx_interrupt, 0, "xxx", NULL);
  hardwork = kmalloc(sizeof(struct work_struct), GFP_KERNEL);
   /* Init the work structure */
  INIT_WORK(hardwork, xxx_analyze, data);
  wq = create_singlethread_workqueue("xxxdrv");
   return 0;
}
static irgreturn_t xxx_interrupt(int irg, void *dev_id) {
   /* ... */
  queue_work(wq, hardwork);
   return IRQ_HANDLED;
}
```

Аналогично тому, как и для очереди по умолчанию, ожидание завершения действий в заданной очереди может быть выполнено с помощью функции :

```
void flush_workqueue(struct workqueue_struct *wq);
```

Техника очередей отложенных действий показана здесь на примере обработчика прерываний, но она гораздо шире по сферам её применения (в отличие, например, от тасклетов), для других целей.

Сравнение и примеры

Начнём со сравнений. Оставив в стороне рассмотрение softirq, как механизм тяжёлый, и уже достаточно обсуждённый, в том смысле, что его использование оправдано при требовании масштабирования высокоскоростных процессов на большое число обслуживающих процессоров в SMP. Две другие рассмотренные схемы — это тасклеты и очереди отложенных действий. Они представляют две различные схемы реализации отложенных работ в современном Linux, которые переносят работы из верхних половин в нижние половины драйверов. В тасклетах реализуется механизм с низкой латентностью, который является простым и ясным, а очереди работ имеют более гибкий и развитый API, который позволяет обслуживать

несколько отложенных действий в порядке очередей. В каждой схеме откладывание (планирование) последующей работы выполняется из контекста прерывания, но только тасклеты выполняют запуск автоматически в стиле «работа до полного завершения», тогда как очереди отложенных действий разрешают функциям-обработчикам переходить в блокированные состояния. В этом состоит главное принципиальное отличие: рабочая функция тасклета не может блокироваться.

Теперь можно перейти к примерам. Уже отмечалось, что экспериментировать с аппаратными прерываниями достаточно сложно. Кроме того, в ходе проводимых занятий неоднократно задавался вопрос: «Можно ли тасклеты использовать автономно, вне процесса обработки прерываний?». Вот так мы и построим иллюстрирующие модули: сама функция инициализации модуля будет активировать отложенную обработку. Ниже показан пример для тасклетов:

```
mod_tasklet.c :
#include <linux/module.h>
#include <linux/interrupt.h>
```

```
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej@front.ru>");
  MODULE_LICENSE("GPL v2");
  static cycles_t cycles1, cycles2;
  static u32 j1, j2;
  static int context;
  char tasklet_data[] = "tasklet function was called";
  void tasklet_function(unsigned long data) { /* Bottom Half Function */
     context = in_atomic();
     j2 = jiffies;
     cycles2 = get_cycles();
     printk("%010lld [%05d] : %s in contxt %d\n",
             (long long unsigned)cycles2, j2, (char*)data, context);
     return;
  }
  DECLARE_TASKLET(my_tasklet, tasklet_function,
                   (unsigned long)&tasklet_data);
  int init_module(void) {
     context = in_atomic();
     j1 = jiffies;
     cycles1 = get_cycles();
     tasklet_schedule(&my_tasklet); /* Schedule the Bottom Half */
     printk("\%010lld [\%05d] : tasklet was scheduled in contxt %d\n",
             (long long unsigned)cycles1, j1, context);
     return 0;
  }
  void cleanup_module(void) {
    tasklet_kill(&my_tasklet);
                                   /* Stop the tasklet before we exit */
    return;
  }
Вот как выглядит его исполнение:
  $ uname -a
  Linux R420 5.4.0-124-generic #140-Ubuntu SMP Thu Aug 4 02:23:37 UTC 2022 x86_64 x86_64 x86_64
  GNU/Linux
  $ sudo insmod mod_tasklet.ko
  $ lsmod | head -n3
  Module
                          Size Used by
```

```
mod_tasklet 16384 0
vboxnetadp 28672 0
$ dmesg | tail -n2 | grep " : "
[41665.550350] 100615043133471 [10341295] : tasklet was scheduled in contxt 0
[41665.550357] 100615043164872 [10341295] : tasklet function was called in contxt 1
$ sudo rmmod mod_tasklet
$ ../time/clock
00005BC0A00EFD1C
00005BC0A01327F9
00005BC0A0133D2C
2399990329
```

По временным меткам видно, что выполнение функции тасклета происходит позже планирования тасклета на выполнение, но латентность очень низкая (системный счётчик jiffies не успевает изменить значение, всё происходит в пределах одного системного тика), отсрочка выполнения составляет порядка 30000 процессорных тактов частоты 2.5 Ghz (показан уже обсуждавшийся тест clock из раздела о службе времени, нас интересует только последняя строка его вывода). Специально показана диагностика контекста в функции инициализации модуля (контекст процесса) и в функции тасклета (атомарный контекст).

Замечание вдогонку: Начиная с версий ядра 5.9-5.10 в коде ядра появились замечания, объявляющие многолетний механизм тасклетов deprecated, а API тасклетов существенно меняется (начиная с замены определения struct tasklet_struct). Это слишком свежие изменения чтобы их пытаться комментировать, но я приведу вариант предыдущего теста в таком виде, что он компилируется и точно так же выполняется как ранее.

```
$ inxi -S
System: Host: lmde32 Kernel: 5.10.0-16-686 i686 bits: 32 Desktop: Cinnamon 5.4.10 Distro: LMDE
5 Elsie
```

mod_tasklet.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/interrupt.h>
#include <linux/version.h>
                                /* LINUX_VERSION_CODE */
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej@front.ru>");
MODULE_LICENSE("GPL v2");
static cycles_t cycles1, cycles2;
static u32 j1, j2;
static int context;
char tasklet_data[] = "tasklet function was called";
void tasklet_function(unsigned long data) { /* Bottom Half Function */
       context = in_atomic();
       j2 = jiffies;
       cycles2 = get_cycles();
       printk("%010lld [%05d] : %s in contxt %d\n",
              (long long unsigned)cycles2, j2, (char*)data, context);
       return;
}
#if LINUX_VERSION_CODE < KERNEL_VERSION(5,9,0)</pre>
DECLARE_TASKLET(my_tasklet, tasklet_function,
                (unsigned long)&tasklet_data);
DECLARE_TASKLET_OLD(my_tasklet, tasklet_function);
#endif
```

А в следующем примере мы проделаем практически то же самое (близкие эксперименты для возможностей сравнения), но относительно очередей отложенных действий:

mod_workqueue.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/slab.h>
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej@front.ru>");
MODULE_LICENSE("GPL v2");
static int works = 2; // число отложенных работ
module_param(works, int, S_IRUGO);
static struct workqueue_struct *my_wq;
typedef struct {
   struct work_struct my_work;
   int
         id:
  u32
          j;
  cycles_t cycles;
} my_work_t;
static void my_wq_function(struct work_struct *work) { /* Bottom Half Function */
  u32 j = jiffies;
  cycles_t cycles = get_cycles();
  my_work_t *wrk = (my_work_t *)work;
   printk("#%d : %010lld [%05d] => %010lld [%05d] = %06lu : context %d\n",
          wrk->id, (long long unsigned)wrk->cycles, wrk->j,
           (long long unsigned)cycles, j,
           (long unsigned)(cycles - wrk->cycles), in_atomic()
         );
 kfree((void*)wrk);
 return;
}
int init_module(void) {
  int n, ret;
   if((my_wq = create_workqueue("my_queue")))
      for(n = 0; n < works; n++) {
         /* One more additional work */
         my_work_t *work = (my_work_t*)kmalloc(sizeof(my_work_t), GFP_KERNEL);
         if(work) {
            INIT_WORK((struct work_struct *)work, my_wq_function);
```

```
work->id = n;
            work->j = jiffies;
            work->cycles = get cycles();
            ret = queue_work(my_wq, (struct work_struct*)work);
            if(!ret) return -EPERM;
         }
         else return -ENOMEM;
      }
   else return -EBADRQC;
   return 0;
}
void cleanup_module(void) {
  flush_workqueue(my_wq);
 destroy_workqueue(my_wq);
  return;
}
```

Вот как исполнение проходит на этот раз на том же самом компьютере:

```
$ sudo insmod mod_workqueue.ko works=5
$ lsmod | head -n3
Module
                      Size Used by
                      16384 0
mod_workqueue
vboxnetadp
                      28672 0
$ ps -ef | grep root | grep my_
          41699
                      2 0 22:39 ?
                                          00:00:00 [my_queue]
root
$ dmesg | tail -n5
[42052.166168] #0 : 101542920708030 [10437950] => 101542920719181 [10437950] = 011151 : context 0
[42052.166174] #1 : 101542920734316 [10437950] => 101542920737709 [10437950] = 003393 : context 0
[42052.166177] #2 : 101542920743535 [10437950] => 101542920745674 [10437950] = 002139 : context 0
[42052.166179] #3 : 101542920750258 [10437950] => 101542920752409 [10437950] = 002151 : context 0
[42052.166182] #4 : 101542920756741 [10437950] => 101542920759477 [10437950] = 002736 : context 0
$ sudo rmmod mod_workqueue
```

Здесь мы видим, как появился новый обрабатывающий поток ядра, с заданным нами именем. Теперь латентность реакции несколько больше случая тасклетов, что и соответствует утверждениям в литературе. Снова показана диагностика контекста в функциях отложенных работ, и теперь она — контекст процесса.

Обсуждение

При рассмотрении техники обработки прерываний возникает ряд тонких вопросов, на которые меня натолкнули участники проводимых мной тренингов. Одна из таких интересных групп вопросов (потому, что здесь, собственно, два вопроса), выглядит так:

- При регистрации нескольких обработчиков прерываний, разделяющих одну линию IRQ, какой будет порядок срабатывания по времени этих обработчиков (связанных в последовательный список): от позже зарегистрированных к более ранним (что было бы целесообразно), или же наоборот?
- При регистрации нескольких обработчиков прерываний, разделяющих одну линию IRQ, есть ли способы изменения последовательности срабатывания этих нескольких обработчиков?

На второй вопрос я (пока) не знаю ответа, а вот относительно первого рассмотрим ещё вот такой тест:

mod_ser.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/interrupt.h>

MODULE_LICENSE("GPL v2");
#define SHARED_IRQ 1
```

```
#define MAX_SHARED 9
#define NAME_SUFFIX "serial_"
#define NAME LEN 10
static int irq = SHARED_IRQ, num = 2;
module_param(irq, int, 0);
module_param(num, int, 0);
static irqreturn_t handler(int irq, void *id) {
   cycles_t cycles = get_cycles();
   printk(KERN_INFO "%010lld : irq=%d - handler #%ld\n", cycles, irq, (long)id);
   return IRQ_NONE;
}
static char dev[MAX_SHARED][NAME_LEN];
int init_module(void) {
   long i;
   if(num > MAX_SHARED) num = MAX_SHARED;
   for(i = 0; i < num; i++) {
      sprintf(dev[i], "serial_%02ld", i + 1);
      if(request_irq(irq, handler, IRQF_SHARED, dev[i], (void*)(i + 1))) return -1;
  }
  return 0;
}
void cleanup_module(void) {
   long i;
   for(i = 0; i < num; i++) {
      synchronize_irq(irq);
      free_irq(irq, (void*)(i + 1));
  }
}
```

Здесь на одну (любую) линию IRQ (параметр модуля irq) устанавливается num последовательно обработчиков прерывания (параметр num, по умолчанию 2), которые фиксируют время своего срабатывания. Испытываем этот модуль **на реальном** (не виртуальном) оборудовании (тонкий клиент T520 от HP):

```
$ inxi -MSxxx
```

```
System:
  Host: antix21 Kernel: 4.9.0-279-antix.1-amd64-smp arch: x86_64 bits: 64
    compiler: gcc v: 10.2.1 Desktop: IceWM v: 2.9.8 vt: 7 dm: slimski v: 1.5.0
    Distro: antiX-21_x64-base Grup Yorum 31 October 2021
    base: Debian GNU/Linux 11 (bullseye)

Machine:
  Type: Desktop System: Hewlett-Packard product: HP t520 Flexible Series TC
    v: N/A serial: <superuser required> Chassis: type: 4
    serial: <superuser required>
    Mobo: Hewlett-Packard model: 21EF v: 00~ serial: <superuser required>
    UEFI: AMI v: L41 v01.09 date: 10/19/2016

$ uname -r
4.9.0-279-antix.1-amd64-smp
```

Исследуем интересные для нас IRQ, устройства на USB шине (USB устройства я выбрал только из большей простоты, вы можете выбрать любой класс устройств):

```
$ lsusb
```

```
Bus 002 Device 002: ID 0438:7900 Advanced Micro Devices, Inc. Root Hub Bus 002 Device 001: ID 1d6b:0002 Linux Foundation 2.0 root hub Bus 001 Device 003: ID 2101:020f ActionStar Bus 001 Device 002: ID 0438:7900 Advanced Micro Devices, Inc. Root Hub Bus 001 Device 001: ID 1d6b:0002 Linux Foundation 2.0 root hub
```

```
Bus 004 Device 001: ID 1d6b:0003 Linux Foundation 3.0 root hub

Bus 003 Device 001: ID 1d6b:0002 Linux Foundation 2.0 root hub

$ lsusb -t

/: Bus 04.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=xhci_hcd/2p, 5000M

/: Bus 03.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=xhci_hcd/2p, 480M

/: Bus 02.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=ehci-pci/2p, 480M

|__ Port 1: Dev 2, If 0, Class=Hub, Driver=hub/4p, 480M

/: Bus 01.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=ehci-pci/2p, 480M

|__ Port 1: Dev 2, If 0, Class=Hub, Driver=hub/4p, 480M

|_ Port 2: Dev 3, If 0, Class=Human Interface Device, Driver=usbhid, 1.5M

|_ Port 2: Dev 3, If 1, Class=Human Interface Device, Driver=usbhid, 1.5M
```

Здесь только одно внешнее (подключенное) устройство на USB (против ожидания), но только потому, что и клавиатура и мышь у меня здесь подключены через единый порт USB через коммутатор D-Link DKMV-U. И вот линии прерываний USB:

```
$ cat /proc/interrupts | grep ehci
   18:   5374   5412   IO-APIC   18-fasteoi   ehci_hcd:usb1, ehci_hcd:usb2
$ cat /proc/interrupts | grep ahci
   19:   9519   9524   IO-APIC   19-fasteoi   ahci[0000:00:11.0]
```

Подвесим тестируемый модуль на такой IRQ:

```
$ sudo insmod mod_ser.ko irq=18
```

```
$ lsmod | head -n3
```

```
Module Size Used by mod_ser 1508 0 8021q 20506 0
```

Вот фрагмент системного журнала при перемещении мыши:

```
$ dmesg | grep 'irq=18' | head -n6
```

```
[47712.102929] 57157472571836 : irq=18 - handler #2

[47712.142921] 57157520469724 : irq=18 - handler #1

[47712.142923] 57157520474041 : irq=18 - handler #2

[47712.166916] 57157549208617 : irq=18 - handler #1

[47712.166918] 57157549213276 : irq=18 - handler #2

[47712.174914] 57157558788144 : irq=18 - handler #1
```

Подвигаем мышкой:

```
$ dmesg | grep 'irq=18' | head -n6
```

```
[47738.220175] 57188753720372 : irq=18 - handler #2
[47738.244184] 57188782470106 : irq=18 - handler #1
[47738.244188] 57188782481019 : irq=18 - handler #2
[47738.252183] 57188792047577 : irq=18 - handler #1
[47738.252187] 57188792061274 : irq=18 - handler #2
[47738.260183] 57188801629465 : irq=18 - handler #1
```

Хорошо видно (по меткам времени) как побежали прерывания:

```
$ lsmod | head -n3
```

```
Module Size Used by 8021q 20506 0 garp 5898 1 8021q
```

После выгрузки подсчитаем сколько мы нащёлкали прерываний:

```
$ dmesg | grep 'irq=18' | wc -l 2519
```

Здесь уже, по меткам счётчика процессорных тактов (rdtsc) мы можем предположить, что ранее зарегистрированный обработчик и срабатывает раньше, то есть новые обработчики прерывания устанавливаются в хвост очереди разделяемых прерываний.

Далее уместно рассмотреть то же, но в инсталляции **виртуальной**, для определённости под VirtualBox. Для интереса к таким экспериментам есть несколько оснований: 1). подтвердить что и в виртуальной установке

доступны к использованию и изучению **аппаратные** ресурсы, 2). убедится что в одном и том же гипервизоре виртуальных машин разные дистрибутивы получают **разное** отображение аппаратных ресурсов и их нужно искать, ... и 3). наконец, подойти к вопросу: «А как мы всё это будем отлаживать?», который нам вскоре предстоит рассматривать во всей полноте... Итак:

```
$ sudo inxi -MS
  System:
    Host: antix21 Kernel: 4.9.0-279-antix.1-486-smp arch: i686 bits: 32
      Desktop: IceWM v: 2.9.7
      Distro: antiX-21_386-base Grup Yorum 31 October 2021
  Machine:
    Type: Virtualbox System: innotek GmbH product: VirtualBox v: 1.2
      serial: N/A
    Mobo: Oracle model: VirtualBox v: 1.2 serial: N/A BIOS: innotek GmbH
      v: VirtualBox date: 12/01/2006
  $ cat /proc/interrupts | grep 'hci_'
                      126308
   19:
                0
                              IO-APIC 19-fasteoi
                                                     ehci_hcd:usb1, eth0
   22:
                0
                         107
                               IO-APIC 22-fasteoi
                                                     ohci_hcd:usb2
  $ lsusb
  Bus 001 Device 001: ID 1d6b:0002 Linux Foundation 2.0 root hub
  Bus 002 Device 004: ID 80ee:0021 VirtualBox USB Tablet
  Bus 002 Device 001: ID 1d6b:0001 Linux Foundation 1.1 root hub
  $ lsusb -t
  /: Bus 02.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=ohci-pci/12p, 12M
      |__ Port 1: Dev 4, If 0, Class=Human Interface Device, Driver=usbhid, 12M
  /: Bus 01.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=ehci-pci/12p, 480M
  $ cat /sys/class/input/mouse1/device/name
  VirtualBox USB Tablet
Интересующее нас устройство — это IRQ 19:
  $ sudo insmod mod_ser.ko irq=19
  $ lsmod | head -n3
  Module
                          Size Used by
  mod_ser
                         16384 0
  nls utf8
                         16384 1
  $ dmesg | grep 'irq=19' | tail -n6
  [105715.542283] 259122846589477 : irq=19 - handler #1
  [105715.542286] 259122846619329 : irq=19 - handler #2
  [105716.264454] 259124616609721 : irq=19 - handler #1
  [105716.264458] 259124616675683 : irq=19 - handler #2
  [105718.269738] 259129531642027 : irq=19 - handler #1
  [105718.269741] 259129531660762 : irq=19 - handler #2
Подвигаем мышкой, периодически контролируя прерывания, зафиксированные нашим модулем:
  $ dmesg | grep 'irq=19' | wc -l
  1970
  $ dmesg | grep 'irq=19' | wc -l
  $ dmesg | grep 'irq=19' | wc -l
  2004
  $ dmesg | grep 'irq=19' | wc -l
  $ sudo rmmod mod ser
```

И ещё одна, коротко, **виртуальная** инсталляция, для подтверждения тому, насколько по разному можно ожидать отображение аппаратных ресурсов (не только в виртуальных, но и реальных конфигурациях), и того, насколько каждый экземпляр оборудования требует индивидуального подхода:

```
$ inxi -S
System: Host: lmde32 Kernel: 5.10.0-16-686 i686 bits: 32 Desktop: Cinnamon 5.4.10 Distro: LMDE
5 Elsie
$ lsusb -t
```

```
/: Bus 02.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=ohci-pci/12p, 12M
    |__ Port 1: Dev 2, If 0, Class=Human Interface Device, Driver=usbhid, 12M
/: Bus 01.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=ehci-pci/12p, 480M
$ cat /proc/interrupts | grep hci_
                              acpi, ehci_hcd:usb1, enp0s3
  9:
          25098
                  XT-PIC
          10260
10:
                  XT-PIC
                              ohci_hcd:usb2, vmwgfx
$ sudo insmod mod_ser.ko irq=10 num=3
$ dmesg | grep 'irq=10' | tail -n6
[ 8347.134222] 20046582976683 : irq=10 - handler #1
[ 8347.134225] 20046582997098 : irq=10 - handler #2
[ 8347.134226] 20046583000350 : irq=10 - handler #3
[ 8347.221947] 20046793516431 : irq=10 - handler #1
[ 8347.221951] 20046793537367 : irq=10 - handler #2
[ 8347.221952] 20046793540983 : irq=10 - handler #3
$ dmesg | grep 'irq=10' | wc -l
741
$ dmesg | grep 'irq=10' | wc -l
825
$ dmesg | grep 'irq=10' | wc -l
$ sudo rmmod mod_ser
```

Периферийные устройства в модулях ядра

Если знаешь, где искать, то найдёшь скелет в любом шкафу. Чак Паланик «Бойцовский клуб»

Обслуживание проприетарных (которые вы создаёте под свои цели) аппаратных расширений (для самых разнообразных целей) невозможно описать в общем виде: здесь вам предстоит работать в непосредственном и плотном контакте с разработчиком «железа», в постоянных консультациях по каким портам ввода-вывода выполнять операции и с какой целью. Поэтому задачи непосредственно **организации обмена** данными минимально затрагиваются в последующем тексте (да их и невозможно рассмотреть в описании обозримого объёма).

Мы рассмотрим только основные принципы учёта и связывания периферийных устройств в системе, те вопросы, которые позволяют непосредственно выйти на порты и адреса, по которым уже далее нужно читать-писать для обеспечения функционирования устройства по его собственной алгоритмике. Другими словами, нас здесь интересует вопрос «как зацепиться за устройство на шине», а последующая организация работы по обмену с этим устройством — это уже на откуп вам, совместно с вашим консультантом, или разработчиком аппаратуры устройства.

Кроме того, работа с оборудованием в **коде модуля** ядра очень часто и сильно завязана с общими принципами, стандартами и тенденциями в работе собственно «железа» (стандарты шин) и инструментами **пространства пользователя** (таких как sysfs, udev, libusb, ...), степень задействования которых последних версиях всё увеличивается. Это те вопросы, которые в публикациях по ядру не рассматриваются (изза их «не принадлежности»), а посвящённые им целевые публикации либо слишком перегружены ненужными деталями (по «железу»), либо никак не увязываются с процессами в ядре (для пользовательских проектов). Созданию минимальной связной картины взаимодействия этих компонент тоже будет специально уделено некоторое внимание.

Поддержка шинных устройств в модуле

Меня часто спрашивают в обсуждениях: «а устройство само создаёт имя в /dev?», «есть какие-то особенности в выборе major номера для USB устройств?», «а как выражаются в коде обменные операции для USB устройства?». Правильные ответы на эти вопросы должны звучать, соответственно так: «не создаёт», «для шинного устройства PCI или USB просто не создаётся major номер» и «никак не выражаются». И вот почему...

Дело в том, что физические устройства (в нашем представлении) на PCI или USB (платы, адаптеры, встроенные чипы, внешние устройства на USB и др.) в представлении Linux логическими устройствами не являются. Linux знает только 3 типа устройств: символьные устройства, блочные устройств и сетевые интерфейсы. А любое устройство PCI или USB может быть и первым (адаптеры синхронной связи E1/T1/J1), и вторым (флеш-диски, внешние HDD на USB), и третьим (все адаптеры Ethernet). На начальном этапе модуль не может знать какое перед ним логическое устройство, и на этой 1-й ступени инициализации модуля ядро должно:

- Соотнести идентификацию **физического** устройства (VID:PID) с поддерживаемым этим модулем набором поддерживаемых устройств;
- Извлечь непосредственно из устройства (например, из конфигурационной области устройства PCI) характерные параметры устройства: линию IRQ, адреса портов ввода вывода для DMA, характерные режимы обмена с концевыми точками (EP) устройства USB, ...
- Произвести **регистрацию** устройства, главным действием которой будет запись 2-х адресов функций обратного вызова для инициализации устройства, для активации устройства и его деактивации (функции probe и remove в структуре struct pci_driver для PCI устройства, вызываемые при **загрузке и выгрузке** модуля, и функции probe и disconnect в структуре struct usb_driver для USB устройства, вызываемые при горячем подключении и отключении USB устройства).

На этом, собственно 1-я ступень работы с устройством завершается. Следующая, **2-я ступень** инициализации производится уже изнутри кода функции probe, которая теперь уже будет вызвана обязательно в нужный момент. На этом этапе модуль:

- Проделывает все необходимые инициализации: подключает устройство к линии IRQ, определяет функцию (функции) обработки прерываний и т.п.
- Но главное действие на этой ступени состоит в том, что модуль (и его автор), зная функциональное предназначение **физического** устройства (из техдокументации устройства), регистрирует соответствующее ему символьное или блочное устройство, или сетевой интерфейс.
- Это происходит в точности так, как мы это рассматривали ранее при рассмотрении драйверов устройств. Вот на этой ступени и происходит создание имени устройства в /dev, если это необходимо, и назначение пары номеров major и minor.
- Главным итогом этой ступени является определение всех операций ввода-вывода, требуемых таким устройством, например: read(), write(), ioctl() для символьного устройства.

На этом фактически заканчивается 2-я ступень инициализации устройства в драйвере. Все остальные действия описываются и реализуются на **3-й стадии**, **внутри обменных функций** (определённых на предыдущей ступени). Только здесь вступает в игру технические спецификации самого устройства, алгоритмы его обмена, записи-чтения портов, организация работы DMA, обменные операции с концевыми точками (EP) USB устройства. Это уже совершенно специфические операции, полностью определяемые спецификациями устройства.

В любом случае, работа над драйвером устройства начинается с детального анализа оборудование и формирования плана реализации последовательности операций.

Анализ оборудования

Первым шагом всякой разработки, работающей непосредственно с образцом оборудования, является уточнение того, как это оборудование видится со стороны системы, и соответствует ли это видение тому, как мы понимаем это оборудование. Целью анализа, обычно производимого предварительно, перед написанием модуля драйвера, является уточнение специфических **численных параметров** тех или иных образцов оборудования, подготовка исходных данных. Общеизвестные команды для этих целей, это, например, lspci и lsusb, о которых мы будем вспоминать далее подробно и обстоятельно. Тем не менее, пока мы не подошли к их плотному использованию, они стоят хотя бы минимального отдельного упоминания...

Команда lspci перечисляет все устройства, распознанные на внутренней шине обмена PCI:

\$ lspci

00:00.0 Host bridge: Intel Corporation Mobile 945GM/PM/GMS, 943/940GML and 945GT Express Memory Controller Hub (rev 03)

00:02.0 VGA compatible controller: Intel Corporation Mobile 945GM/GMS, 943/940GML Express Integrated Graphics Controller (rev 03)

00:02.1 Display controller: Intel Corporation Mobile 945GM/GMS/GME, 943/940GML Express Integrated Graphics Controller (rev 03)

. .

02:06.0 CardBus bridge: Texas Instruments PCIxx12 Cardbus Controller

02:06.2 Mass storage controller: Texas Instruments 5-in-1 Multimedia Card Reader (SD/MMC/MS/MS PRO/xD)

02:06.3 SD Host controller: Texas Instruments PCIxx12 SDA Standard Compliant SD Host Controller

02:06.4 Communication controller: Texas Instruments PCIxx12 GemCore based SmartCard controller

02:0e.0 Ethernet controller: Broadcom Corporation NetXtreme BCM5788 Gigabit Ethernet (rev 03)

08:00.0 Network controller: Intel Corporation PRO/Wireless 3945ABG [Golan] Network Connection (rev 02)

По каждому устройству перечисляются его производитель (например, Broadcom Corporation) и модель этого устройства в терминологии этого производителя (например, NetXtreme BCM5788 Gigabit Ethernet).

Зачастую, при работе с драйвером, нас будут интересовать не текстуальные описания производителя и модели, а их численные коды, что **для того же набора устройств** выглядит так:

\$ lspci -n 00:00.0 0600: 8086:27a0 (rev 03) 00:02.0 0300: 8086:27a2 (rev 03) 00:02.1 0380: 8086:27a6 (rev 03) ... 02:06.0 0607: 104c:8039 02:06.2 0180: 104c:803b 02:06.3 0805: 104c:803c 02:06.4 0780: 104c:803d 02:0e.0 0200: 14e4:169c (rev 03) 08:00.0 0280: 8086:4222 (rev 02)

Первый из этих параметров (численный индекс производителя) называют VID (Vendor ID), а второй — PID (Product ID), или иногда DID (Device ID). Мы о них будем ещё неоднократно говорить. Достаточно часто нужна диагностика устройств PCI по иерархии их подключения (о чём мы тоже детально будем говорить вскоре):

```
$ lspci -t
```

```
-[0000:00]-+-00.0
           +-02.0
           +-02.1
           +-1h 0
           +-1c.0-[08]----00.0
           +-1d.0
           +-1d.1
           +-1d.2
           +-1d.3
           +-1d.7
           +-1e.0-[02-06]--+-06.0
                            +-06.2
                            +-06.3
                            +-06.4
           I
                            \-0e.0
           Т
           +-1f.0
           +-1f.1
           \-1f.2
```

Возможности утилиты lspci весьма обширны, посмотреть их можно выполнив команду в недозволенном синтаксисе, например, так:

Здесь есть чрезвычайно замысловатые (и полезные!) опции, как, например, те, которые оставлены в части приведённого листинга. По любому устройству мы можем запросить диагностику высокой (-v) или самой высокой (-vv) степени детализации:

```
Flags: bus master, 66MHz, medium devsel, latency 64, IRQ 16
Memory at e8110000 (32-bit, non-prefetchable) [size=64K]
Expansion ROM at <ignored> [disabled]
Capabilities: <access denied>
Kernel driver in use: tg3
```

Другой незаменимой командой, к которой мы будем неоднократно обращаться при анализе сменных устройств на линиях USB, будет lsusb:

```
$ lsusb
```

```
Bus 001 Device 002: ID 0424:2503 Standard Microsystems Corp. USB 2.0 Hub
Bus 001 Device 003: ID 1a40:0101 TERMINUS TECHNOLOGY INC. USB-2.0 4-Port HUB
Bus 001 Device 005: ID 046d:080f Logitech, Inc. Webcam C120
Bus 004 Device 002: ID 046d:c517 Logitech, Inc. LX710 Cordless Desktop Laser
Bus 001 Device 001: ID 1d6b:0002 Linux Foundation 2.0 root hub
Bus 002 Device 001: ID 1d6b:0001 Linux Foundation 1.1 root hub
Bus 003 Device 001: ID 1d6b:0001 Linux Foundation 1.1 root hub
Bus 004 Device 001: ID 1d6b:0001 Linux Foundation 1.1 root hub
Bus 005 Device 001: ID 1d6b:0001 Linux Foundation 1.1 root hub
Bus 001 Device 006: ID 03f0:171d Hewlett-Packard Wireless (Bluetooth + WLAN) Interface [Integrated Module]
Bus 001 Device 007: ID 08ff:2580 AuthenTec, Inc. AES2501 Fingerprint Sensor
Bus 001 Device 009: ID 16d5:6502 AnyDATA Corporation CDMA/UMTS/GPRS modem
```

Команда lsusb во многом похожа по своей функциональности на названную выше lspci:

```
$ lsusb -t
```

```
/: Bus 05.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=uhci_hcd/2p, 12M
/: Bus 04.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=uhci_hcd/2p, 12M
    |__ Port 1: Dev 2, If 0, Class=HID, Driver=usbhid, 1.5M
    |__ Port 1: Dev 2, If 1, Class=HID, Driver=usbhid, 1.5M
/: Bus 03.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=uhci_hcd/2p, 12M
/: Bus 02.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=uhci_hcd/2p, 12M
/: Bus 01.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=ehci_hcd/8p, 480M
    |__ Port 1: Dev 2, If 0, Class=hub, Driver=hub/3p, 480M
        |__ Port 1: Dev 6, If 0, Class='bInterfaceClass 0xe0 not yet handled', Driver=btusb, 12M
        __ Port 1: Dev 6, If 1, Class='bInterfaceClass 0xe0 not yet handled', Driver=btusb, 12M
        |__ Port 1: Dev 6, If 2, Class=vend., Driver=, 12M
        |__ Port 1: Dev 6, If 3, Class=app., Driver=, 12M
        |__ Port 2: Dev 7, If 0, Class=vend., Driver=, 12M
    |__ Port 4: Dev 3, If 0, Class=hub, Driver=hub/4p, 480M
        |__ Port 4: Dev 9, If 0, Class=vend., Driver=option, 12M
        |__ Port 4: Dev 9, If 1, Class=vend., Driver=option, 12M
       |__ Port 4: Dev 9, If 2, Class=vend., Driver=option, 12M
       |__ Port 4: Dev 9, If 3, Class=stor., Driver=usb-storage, 12M
    |__ Port 6: Dev 5, If 0, Class='bInterfaceClass 0x0e not yet handled', Driver=uvcvideo, 480M
    |__ Port 6: Dev 5, If 1, Class='bInterfaceClass 0x0e not yet handled', Driver=uvcvideo, 480M
```

Разобраться **в деталях** листингов lspci и lsusb, показанных выше, не так просто, но это и не входит в наши планы — эти листинги являются основным подспорьем при разработке аппаратных драйверов, и читать их детали в **конкретном окружении** становится естественно и просто...

Но, в отношении анализа всего установленного в системе оборудования (начиная с анализа изготовителя и состава BIOS) существует достаточно много команд «редкого применения», которые часто помнят только заматерелые системные администраторы, и которые мало попадают в справочные руководства. Все такие команды, в большинстве, требует прав root, кроме того, некоторые из них могут присутствовать в некоторых дистрибутивах Linux, но отсутствовать в других (и тогда их просто нужно доустановить с помощью менеджера программных пакетов). Информация от этих команд в какой-то мере дублирует друг друга, но только частично. Все такие команды результатом своего выполнения производят очень обширный объём вывода, поэтому его бессмысленно анализировать с экрана, а нужно поток вывода перенаправить в текстовый файл, в качестве журнала работы команды, для последующего изучения.

Сбор информации об оборудовании может стать **ключевой позицией** при работе над драйверами периферийных устройств. Ниже приводится только краткое перечисление (в порядке справки-напоминания) некоторых подобных команд (и несколько начальных строк их вывода, для идентификации того, что это именно та команда) — более детальное обсуждение увело бы нас слишком далеко от наших целей. Вот некоторые такие команды:

Примечание: Обратите внимание, что показанная команда выполняется достаточно долго, это не должно вам смущать.

Ещё несколько полезных команд из той же группы:

```
$ lshal
Dumping 162 device(s) from the Global Device List:
....
udi = '/org/freedesktop/Hal/devices/computer'
  info.addons = {'hald-addon-acpi'} (string list)
....
$ sudo dmidecode
# dmidecode 2.10
SMBIOS 2.4 present.
23 structures occupying 1029 bytes.
Table at 0x000F38EB.
```

Последняя команда, как пример, в том числе, даёт и детальную информацию о банках памяти, и какие модули оперативной памяти куда установлены. Интерфейсом к является удобная команда inxi:

Для разработчиков **блочных** устройств представляет интерес пакет smartctl (предустановлен почти в любом дистрибутиве), предоставляющий детальную информацию по дисковому накопителю:

```
$ sudo smartctl -A /dev/sda
smartctl 5.39.1 2010-01-28 r3054 [i386-redhat-linux-gnu] (local build)
Copyright (C) 2002-10 by Bruce Allen, http://smartmontools.sourceforge.net
=== START OF READ SMART DATA SECTION ===
SMART Attributes Data Structure revision number: 16
Vendor Specific SMART Attributes with Thresholds:
ID# ATTRIBUTE_NAME
                           FLAG
                                    VALUE WORST THRESH TYPE
                                                                 UPDATED WHEN_FAILED RAW_VALUE
  1 Raw_Read_Error_Rate
                           0x000f
                                    100 100
                                                046
                                                       Pre-fail Always
                                                                                      49961
```

```
100
                                                                                       15335665
2 Throughput_Performance 0x0005
                                          100
                                                030
                                                       Pre-fail Offline
3 Spin_Up_Time
                          0x0003
                                   100
                                          100
                                                025
                                                       Pre-fail Always
                                                                                       1
4 Start Stop Count
                          0x0032
                                   098
                                          098
                                                000
                                                       Old age
                                                                 Always
                                                                                       7320
```

Ещё одна утилита, широко используемая при отработке блочных устройств (любых: будь то диск, USB накопитель, или RAM диск) — hdparm:

```
$ sudo hdparm -i /dev/sda
```

/dev/sda: Model=WDC WD2500AAKX-001CA0, FwRev=15.01H15, SerialNo=WD-WMAYU0425651 Config={ HardSect NotMFM HdSw>15uSec SpinMotCtl Fixed DTR>5Mbs FmtGapReq } RawCHS=16383/16/63, TrkSize=0, SectSize=0, ECCbytes=50 BuffType=unknown, BuffSize=16384kB, MaxMultSect=16, MultSect=16 CurCHS=16383/16/63, CurSects=16514064, LBA=yes, LBAsects=488397168 IORDY=on/off, tPIO={min:120,w/IORDY:120}, tDMA={min:120,rec:120} PIO modes: pio0 pio3 pio4 DMA modes: mdma0 mdma1 mdma2 UDMA modes: udma0 udma1 udma2 udma3 udma4 udma5 *udma6 AdvancedPM=no WriteCache=enabled

Drive conforms to: Unspecified: ATA/ATAPI-1,2,3,4,5,6,7

Подсистема udev

Подсистема Udev — это подсистема создания именованных устройств, которая пришла на смену devfs (или даже статическому отображению устройств в каталог /dev, доставшемуся раннему Linux от общей философии UNIX систем). Более того, udev создаёт в /dev имена динамически (по мере подключения), и только для тех устройств, которые реально присутствуют на данный момент в системе. Подсистема udev является надстройкой пространства пользователя над файловой системой ядра /SyS (которую мы достаточно детально разбирали раньше). Задача ядра определять изменения в аппаратной конфигурации системы (например, для устройств горячего подключения и USB), регистрировать эти изменения, и вносить изменения в каталог /sys. Задача подсистемы udev — выполнить дальнейшую интеграцию и настройку такого устройства в системе (отобразить его в каталоге /dev), и предоставить пользователю уже готовое к работе устройство.

Подсистема udev — это обширная надстройка пользовательского уровня, инструмент из области администрирования системы Linux, и детальное её рассмотрение увело бы нас очень далеко от намерений нашего рассмотрения. Но не упоминание Udev, в контексте настройки устройств, используемых системой, создало бы, для работающего над драйвером, ложную картину в ещё большей мере. Поэтому мы проделаем беглый экскурс в структуру Udev, в мере, достаточной программисту для настройки драйверов.

Асинхронные уведомления от ядра о любых изменениях в /sys посылаются ядром через дэйтаграммный сокет, специально для этого случая спроектированного вида обмена — netlink:

```
fd = socket(AF_NETLINK, SOCK_DGRAM, NETLINK_KOBJECT_UEVENT);
```

Получив такое уведомление от ядра демон udevd (но это может делать и любой, ваш собственный, процесс пространства пользователя) имеет возможность проанализировать дерево /sys (на основе полученных из содержимого дэйтаграммного уведомления параметров), а далее динамически (по событию) создать соответствующее имя в /dev. Всё достаточно просто. Более того, поскольку всё это (после получения уведомления) происходит в пространстве пользователя (не в ядре), то при создании имени в /dev можно применить достаточно развитую систему правил, формируемых пользователем (в текстовых файлах), и определяющих характер создаваемого имени устройства.

Подсистема Udev настраивает устройства в соответствии с заданными правилами. Правила содержаться в файлах каталога /etc/udev/rules.d/, /usr/lib/udev/rules.d, отдельные устанавливаемые проекты могут устанавливать файлы правил ещё в отдельные места. Все файлы правил просматриваются (отрабатываются) в **алфавитном** порядке (лексографическом — вот почему традицией стало, для однозначности последовательности их применения, именовать такие файлы начиная с численного префикса).

Вот возможное содержимое:

```
$ ls -w100 /usr/lib/udev/rules.d
39-usbmuxd.rules
                                       73-special-net-names.rules
40-usb-media-players.rules
                                       75-net-description.rules
40-usb_modeswitch.rules
                                       75-probe_mtd.rules
40-vm-hotadd.rules
                                       77-mm-broadmobi-port-types.rules
                                       77-mm-cinterion-port-types.rules
50-firmware.rules
50-udev-default.rules
                                       77-mm-dell-port-types.rules
55-dm.rules
                                       77-mm-dlink-port-types.rules
56-dm-parts.rules
                                       77-mm-ericsson-mbm.rules
56-hpmud.rules
                                       77-mm-fibocom-port-types.rules
56-lvm.rules
                                       77-mm-foxconn-port-types.rules
60-autosuspend-chromiumos.rules
                                       77-mm-gosuncn-port-types.rules
$ ls -l /usr/lib/udev/rules.d | wc -l
126
```

Содержимое файлов правил текстовое, может быть достаточно разнообразным, но оно записывается исходя из весьма ограниченного набора синтаксических **правил действий** для **событий** в /sys:

- ✓ Каждое правило записывается отдельной строкой (даже очень длинной), не предусмотрены способы переноса строки;
- ✓ Если выполняются все условия (ключ соответствия, match key они описываются с знаком ==) возникшего события то предпринимаются действия;
- ✓ Действия, описанные в правиле (ключ назначения, assignment key они описываются с знаком =) предписывают выполнение некоторых операций: изменение флагов доступа (МОDE="0600"), выполнение программы до создания имени устройства (PROGRAM="..."), запуск программы после создания имени устройства (RUN="...") и другие.
- ✔ Все параметры (значения) в условиях и правилах заключаются в кавычки: ACTION=="remove"
- ✔ В записи условий и правил допускаются шаблоны:

```
KERNEL=="controlD[0-9]*" , NAME="dri/%k" , ...
```

✔ Всё касательно синтаксиса правил UdeV исчерпывающе описано на справочной странице:

Основной объём потребностей разработчика в информации по работе с udev обеспечивает не очень широко известная команда udevadm с огромным множеством параметров и опций:

```
$ udevadm info -q path -n sda
/devices/pci0000:00/0000:00:1f.2/host0/target0:0:0/0:0:0:0/block/sda
$ udevadm info -a -p $(udevadm info -q path -n sda)
```

```
looking at device '/devices/pci0000:00/0000:00:1f.2/host0/target0:0:0/0:0:0:0:0/block/sda':
    KERNEL=="sda"
    SUBSYSTEM=="block"
$ udevadm info -h
Usage: udevadm info OPTIONS
  --query=<type>
                             query device information:
                               name of device node
      name
      symlink
                               pointing to node
      path
                               sys device path
      property
                               the device properties
                               all values
      all
  --path=<syspath>
                             sys device path used for query or attribute walk
  --name=<name>
                             node or symlink name used for query or attribute walk
```

Ключевой вопрос: как определить значения параметров, используемых в записи правил для подключения и отключения конкретного устройства, для которого отрабатывается драйвер? Их можно увидеть при выполнении физического подключения-выключения этого устройства **при работающей программе** мониторинга уведомлений:

```
$ udevadm monitor --property --kernel
monitor will print the received events for:
KERNEL - the kernel uevent
KERNEL[27478.580340] add
                              /devices/pci0000:00/0000:00:1d.7/usb1/1-4/1-4.4 (usb)
ACTION=add
BUSNUM=001
DEVNAME=/dev/bus/usb/001/035
DEVNUM=035
DEVPATH=/devices/pci0000:00/0000:00:1d.7/usb1/1-4/1-4.4
DEVTYPE=usb_device
MAJOR=189
MINOR=34
PRODUCT=1307/163/100
SEONUM=3186
SUBSYSTEM=ush
TYPE=0/0/0
KERNEL[27478.580711] add
                              /devices/pci0000:00/0000:00:1d.7/usb1/1-4/1-4.4/1-4.4:1.0 (usb)
ACTION=add
DEVPATH=/devices/pci0000:00/0000:00:1d.7/usb1/1-4/1-4.4/1-4.4:1.0
DEVTYPE=usb_interface
INTERFACE=8/6/80
MODALIAS=usb:v1307p0163d0100dc00dsc00dp00ic08isc06ip50
PRODUCT=1307/163/100
SEONUM=3187
SUBSYSTEM=usb
TYPE=0/0/0
```

Здесь показан только начальный вывод, охватывающий только **два** асинхронных уведомления от ядра (для реальных USB, например, устройств их может следовать значительно больше: 5, 10 и более — фазы установки устройства). Представленные строки и отображают имена и значения параметров, посылаемых в уведомлении, например: ACTION=add — происходит **подключение** устройства (могло бы быть отключение); MAJOR=189, MINOR=34 — старший и младший номера устройства в /dev, о которых мы уже так много знаем; PRODUCT=1307/163/100 — индексы VID:PID для подключаемого устройства, о которых упоминалось в предыдущей части. Именно из этих **именованных** параметров и их значений конструируются те текстовые файлы параметров, которые вносятся в каталог /etc/udev/rules.d/, и которые **предписывают** выполнить

те или иные действия при поступления уведомления от ядра с совпадающими параметрами.

В архивах предлагается пример udev (мы не будем его подробно комментировать), не имеющий прямого отношения к коду модуля, но демонстрирующий, как любой произвольный пользовательский процесс может получать асинхронные уведомления о событиях ядра (приложение mondev в архиве регистрирует уведомления о горячих подключениях-выключениях устройств, а приложение mondev — уведомления об изменениях в состояниях сетевых интерфейсов). Разбор таких приложений очень проясняют то, как драйверы устройств взаимодействуют с ядром.

Идентификация модуля



При установке новых устройств в системе часто нужно бывает идентифицировать то, каким модулем ядра будет поддерживаться устройство с заданной парой индексов VID:PID (это относится и к устройствам на шине PCI, и к USB устройствам). Используем для демонстрации внешний USB WiFi адаптер (WiFi «свисток») модели Tenda W311M (показан на рисунке). Команда используется с опцией - C:

```
$ lsusb | grep Wireless
Bus 001 Device 012: ID 148f:5370 Ralink Technology, Corp. RT5370 Wireless Adapter
$ modprobe -c | grep usb: | grep -i 148f | grep -i 5370
alias usb:v148Fp5370d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2800usb
```

Здесь мы (последним полем строки) получили имя **модуля**, который будет поддерживать устройство 148f:5370. Если для некоторого устройства неизвестен модуль поддержки, то вывод последней строки будет пустой. Естественно, подобным образом может быть получена информация по всем устройствам этого (или любого другого) производителя:

```
$ modprobe -c | grep usb: | grep -i 148f
alias usb:v148Fp1706d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2500usb
alias usb:v148Fp2070d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2800usb
alias usb:v148Fp2570d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2500usb
alias usb:v148Fp2573d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt73usb
alias usb:v148Fp2671d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt73usb
alias usb:v148Fp2770d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2800usb
alias usb:v148Fp2870d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2800usb
alias usb:v148Fp3070d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2800usb
alias usb:v148Fp3071d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2800usb
alias usb:v148Fp3072d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2800usb
alias usb:v148Fp3370d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2800usb
alias usb:v148Fp3572d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2800usb
alias usb:v148Fp3573d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2800usb
alias usb:v148Fp5370d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2800usb
alias usb:v148Fp5372d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2800usb
alias usb:v148Fp5572d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2800usb
alias usb:v148Fp8070d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2800usb
alias usb:v148Fp9020d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2500usb
alias usb:v148Fp9021d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt73usb
alias usb:v148FpF101d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2800usb
alias usb:v148FpF301d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2800usb
```

```
Эту же информацию о модуле поддержки можно получить и по-другому:
# cat /lib/modules/`uname -r`/modules.alias | grep usb: | grep -i 148f | grep -i 5370
alias usb:v148Fp5370d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* rt2800usb
```

И, самое интересное, то как и откуда эта информация попадает в файл modules.alias:

\$ modinfo rt2800usb

filename: /lib/modules/3.13.6-200.fc20.i686/kernel/drivers/net/wireless/rt2x00/rt2800usb.ko

license: GPL firmware: rt2870.bin

description: Ralink RT2800 USB Wireless LAN driver.

version: 2.3.0

author: http://rt2x00.serialmonkey.com

srcversion: D6F814DAF78F2BEA3DA12CB

alias: usb:vF201p5370d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* alias: usb:v177Fp0254d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* alias: usb:v083ApF511d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in*

. . .

alias: usb:v148Fp5370d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in*

. .

alias: usb:v07B8p2870d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in*

depends: rt2x00lib,rt2800lib,rt2x00usb

intree: Y

vermagic: 3.13.6-200.fc20.i686 SMP mod_unload 686

signer: Fedora kernel signing key

sig_key: 72:23:0F:69:91:87:54:91:2A:09:46:5F:53:D5:ED:EE:0C:C0:71:99

sig_hashalgo: sha256

parm: nohwcrypt:Disable hardware encryption. (bool)

Здесь примечательно то, что это представлен драйвер чипсета Ralink 5370, а не какой-то конкретной модели изделия, и этот драйвер поддерживает весьма много (несколько сот) самых различных моделей устройств от разных производителей, общее у которых то, что они собраны именно на таком чипсете:

```
$ modinfo rt2800usb | wc -l 338
```

Если ваше устройство идентифицировано модулем, то дальше такой модуль будет загружен (со всеми требуемыми зависимостями), и, например, в обсуждаемом случае появится новый сетевой интерфейс:

```
$ lsmod | grep rt2
rt2800usb
                     26581 0
                     19262 1 rt2800usb
rt2x00ush
                     77341 1 rt2800usb
rt2800lib
                     56555 3 rt2x00usb,rt2800lib,rt2800usb
rt2x00lib
crc_ccitt
                     12549 1 rt2800lib
mac80211
                     510326 5 iwl3945, iwlegacy, rt2x00lib, rt2x00usb, rt2800lib
cfg80211
                     400375 4 iwl3945, iwlegacy, mac80211, rt2x00lib
$ iwconfig
wlp8s0
         IEEE 802.11bg ESSID:off/any
         Mode:Managed Access Point: Not-Associated Tx-Power=off
         Retry long limit:7 RTS thr:off Fragment thr:off
         Power Management:off
         no wireless extensions.
enp2s14
         no wireless extensions.
wlp0s29f7u4 IEEE 802.11bgn ESSID:off/any
         Mode: Managed Access Point: Not-Associated
                                                    Tx-Power=0 dBm
         Retry long limit:7 RTS thr:off Fragment thr:off
         Power Management:on
```

Последний из показанных и есть обсуждаемый сетевой интерфейс.

Ошибки идентификация модуля

Показанный выше процесс идентификации весьма продуктивен, особенно для интеграции новых, недавно появившихся моделей устройств. Но номенклатура доступных устройств постоянно расширяется, и не исключено, что ваше новое устройство получит поддержку **неадекватного** модуля, что не обеспечит его

работоспособности. Образцом сказанного может быть сетевой адаптер Broadcom BCM43228, который активно используется в ноутбуках HP (и порождает много недоумения и вопросов в Интернет):

```
$ lspci | grep Broad
24:00.0 Network controller: Broadcom Corporation BCM43228 802.11a/b/g/n
$ lspci -n | grep 24:00.0
24:00.0 0280: 14e4:4359
```

После установки системы (Fedora) для такого сетевого адаптера иногда устанавливается поддержка модулем bcma — общий модуль поддержки адаптеров 43ххх серии:

```
$ modprobe -c | grep -i 14e4 | grep 4359
alias pci:v000014E4d00004359sv*sd*bc*sc*i* bcma
$ lsmod | grep bcma
bcma 46142 0
```

Но отправившись на сайт производителя (Broadcom) мы узнаём, что модуль поддерживает адаптеры 43ххх серии, вплоть до 43227, а для поддержки 43228 нужно использовать **закрытый** модуль wl. К счастью, в большинстве случаев модули новых устройств очень быстро попадают в репозитарии дистрибутивов, откуда их можно и устанавливать:

```
$ sudo yum install kmod-wl
```

\$ sudo rmmod bcma

Записываем выгруженный модуль в чёрный список и проверяем использование его альтернативы:

```
# echo "blacklist bcma" >> /etc/modprobe.d/blacklist.conf
# modprobe wl
```

После перезагрузки у нас имеет место совершенно другая конфигурация поддержки WiFi (работоспособный вариант):

```
$ lsmod | grep wl
```

```
wl 4207671 0
cfg80211 513095 1 wl
lib80211 13968 2 wl,lib80211_crypt_tkip
```

\$ iwconfig

lo no wireless extensions.
em1 no wireless extensions.
wlo1 IEEE 802.11abg ESSID:"ZTE"

Mode:Managed Frequency:2.462 GHz Access Point: C8:64:C7:8A:50:16

Retry short limit:7 RTS thr:off Fragment thr:off

Power Management:off

Устройства на шине РСІ

Архитектура шины PCI (Peripheral Component Interconnect) был разработана в качестве замены предыдущему стандарту ISA/EISA (Industry Standard Architecture) с тремя основными целями: а). получить лучшую производительность при передаче данных между компьютером и его периферией, б). быть независимой от платформы, насколько это возможно, и в). упростить добавление и удаление периферийных устройств в системе. Первоначальный стандарт PCI описывал параллельный обмен 32-битовыми данными на частоте 33MHz или 66MHz, обеспечивая пиковую производительность 266MBps. Следующее расширение, известное как PCI Extended (PCI-X), определяло шину до 64-бит, частоту до 133MHz и производительность в 1GBps. Стандарт PCI Express (PCIе или PCI-E) представляет семейство нового поколения. В отличие от PCI, PCIе использует последовательный протокол передачи данных. PCIе поддерживает максимально 32

последовательных линии (links), каждая из которых (в стандарте версии 1.1) поддерживает поток 250MBps в каждом направлении передачи, таким образом обеспечивая производительность до 8GBps в каждом направлении. Стандарт PCIe 2.0 предусматривает ещё большие скорости передачи.

Примечание: Последовательные каналы передачи, в отличие от параллельных шин, что предполагалось на ранних периодах развития компьютерных технологий, обеспечивают более высокие скорости и устойчивость обмена, за счёт отсутствия эффекта интерференции сигнала (рассинхронизации). Поэтому, переход к последовательным протоколам обмена стал общей тенденцией стандартизации, примеры чему: PCIe, SATA, USB, FireWire...

Стандарты PCI, помимо сказанных вариантов, имеют ещё варианты, связанные с мобильными применениями: CardBus, Mini PCI, PCI Express Mini Card, Express Card (которые не имеют существенно принципиальных отличий). В настоящее время PCI широко используется на самых разных процессорных платформах: IA-32 / IA-64, Alpha, PowerPC, SPARC64 ...

Для разработчика драйверной поддержки PCI устройств всё это разнообразие стандартов не накладывает особых различий (может изменяться размер конфигурационной области, о чём будет далее). Поэтому, мы, в контексте нашего обсуждения, больше не будем делать различий PCI шинам.

Самой актуальной для автора драйвера является поддержка PCI автоопределения интерфейса плат: PCI устройства настраивается автоматически во время загрузки (это делается программами BSP — board support programm, поддержки аппаратной платформы, в случае x86 компьютера универсального назначения — эту функцию несут программы BIOS). Затем драйвер устройства получает доступ к информации о конфигурации устройства, и производит инициализацию. Это происходит без необходимости совершать какое-либо тестирование периода выполнения (как, например, в стандарте PnP для устройств ISA).

Каждое периферийное устройство PCI адресуется по подключению такими физическими параметрами, как: номер шины, номер устройства и номер функции. Linux дополнительно вводит и поддерживает такое логическое понятие как домен PCI. Каждый домен PCI может содержать до 256 шин. Каждая шина содержит до 32 устройств, каждое устройство может быть многофункциональным и поддерживать до 8 функций. В конечном итоге, каждая функция может быть однозначно идентифицирована на аппаратном уровне 16-ти разрядным ключом. Однако, драйверам устройств в Linux, не требуется иметь дело с этими двоичными ключами, потому что они используют для работы с устройствами специальную структуру данных pci_dev.

Примечание: Часто то, что мы житейски и физически (плата PCI) понимаем как устройство, в этой системе терминологически правильно называется: функция, устройство же может содержать до 8-ми эквивалентных (по своим возможностям) функций (хорошим примером являются 2, 4, или 8 независимых интерфейсов Е1/Т1/J1 на PCI платах основных мировых производителей: Digium, Sangoma и других).

Адресацию PCI устройств в своей Linux системе смотрим:

\$ lspci

```
00:00.0 Host bridge: Intel Corporation Mobile 945GM/PM/GMS, 943/940GML and 945GT Express Memory
Controller Hub (rev 03)
00:02.0 VGA compatible controller: Intel Corporation Mobile 945GM/GMS, 943/940GML Express
Integrated Graphics Controller (rev 03)
00:02.1 Display controller: Intel Corporation Mobile 945GM/GMS/GME, 943/940GML Express Integrated
Graphics Controller (rev 03)
00:1b.0 Audio device: Intel Corporation 82801G (ICH7 Family) High Definition Audio Controller (rev
01)
00:1c.0 PCI bridge: Intel Corporation 82801G (ICH7 Family) PCI Express Port 1 (rev 01)
00:1c.2 PCI bridge: Intel Corporation 82801G (ICH7 Family) PCI Express Port 3 (rev 01)
00:1c.3 PCI bridge: Intel Corporation 82801G (ICH7 Family) PCI Express Port 4 (rev 01)
00:1d.0 USB Controller: Intel Corporation 82801G (ICH7 Family) USB UHCI Controller #1 (rev 01)
00:1d.1 USB Controller: Intel Corporation 82801G (ICH7 Family) USB UHCI Controller #2 (rev 01)
00:1d.2 USB Controller: Intel Corporation 82801G (ICH7 Family) USB UHCI Controller #3 (rev 01)
00:1d.3 USB Controller: Intel Corporation 82801G (ICH7 Family) USB UHCI Controller #4 (rev 01)
00:1d.7 USB Controller: Intel Corporation 82801G (ICH7 Family) USB2 EHCI Controller (rev 01)
00:1e.0 PCI bridge: Intel Corporation 82801 Mobile PCI Bridge (rev e1)
```

```
00:1f.0 ISA bridge: Intel Corporation 82801GBM (ICH7-M) LPC Interface Bridge (rev 01)
00:1f.2 IDE interface: Intel Corporation 82801GBM/GHM (ICH7 Family) SATA IDE Controller (rev 01)
02:06.0 CardBus bridge: Texas Instruments PCIxx12 Cardbus Controller
02:06.1 FireWire (IEEE 1394): Texas Instruments PCIxx12 OHCI Compliant IEEE 1394 Host Controller
02:06.2 Mass storage controller: Texas Instruments 5-in-1 Multimedia Card Reader (SD/MMC/MS/MS PRO/xD)
02:06.3 SD Host controller: Texas Instruments PCIxx12 SDA Standard Compliant SD Host Controller
02:06.4 Communication controller: Texas Instruments PCIxx12 GemCore based SmartCard controller
02:06.0 Ethernet controller: Broadcom Corporation NetXtreme BCM5788 Gigabit Ethernet (rev 03)
08:00.0 Network controller: Intel Corporation PRO/Wireless 3945ABG [Golan] Network Connection (rev 02)
```

Особенно полезным может оказаться использование уточняющих (расширяющих) опций команды lspci, например, так:

```
$ lspci -vk
00:1b.0 Audio device: Intel Corporation 82801G (ICH7 Family) High Definition Audio Controller (rev
01)
       Subsystem: Hewlett-Packard Company Device 30aa
       Flags: bus master, fast devsel, latency 0, IRQ 21
       Memory at e8580000 (64-bit, non-prefetchable) [size=16K]
       Capabilities: <access denied>
       Kernel driver in use: HDA Intel
       Kernel modules: snd-hda-intel
00:1f.2 IDE interface: Intel Corporation 82801GBM/GHM (ICH7 Family) SATA IDE Controller (rev 01)
(prog-if 80 [Master])
       Subsystem: Hewlett-Packard Company Device 30aa
       Flags: bus master, 66MHz, medium devsel, latency 0, IRQ 17
       I/O ports at 01f0 [size=8]
       I/O ports at 03f4 [size=1]
       I/O ports at 0170 [size=8]
       I/O ports at 0374 [size=1]
       I/O ports at 60a0 [size=16]
       Capabilities: <access denied>
       Kernel driver in use: ata_piix
02:06.0 CardBus bridge: Texas Instruments PCIxx12 Cardbus Controller
       Subsystem: Hewlett-Packard Company Device 30aa
       Flags: bus master, medium devsel, latency 168, IRQ 18
       Memory at e8100000 (32-bit, non-prefetchable) [size=4K]
       Bus: primary=02, secondary=03, subordinate=06, sec-latency=176
       Memory window 0: 80000000-83fff000 (prefetchable)
       Memory window 1: 88000000-8bfff000
       I/O window 0: 00003000-000030ff
       I/O window 1: 00003400-000034ff
       16-bit legacy interface ports at 0001
       Kernel driver in use: yenta_cardbus
       Kernel modules: yenta_socket
```

Здесь мы информацию по тем же устройствам получаем в развёрнутом виде (а поэтому её часто избыточно много), здесь представлены и технические параметры устройств (порты ввода-вывода, линии IRQ), и имена поддерживающих устройства **модулей ядра** (драйверов).

Различие между понятиями устройства и функции PCI хорошо заметно на примере (выше) многофункционального устройства производителя Texas Instruments с номером устройства 6 на шине 2, которое представляет из себя объединение пяти функций: 0...4, например, функция 02:06.3 представляет из себя оборудование чтения SD-карт, и поддерживается отдельным модулем ядра, создающим соответствующие имена устройств вида:

/dev/mmcblk0 /dev/mmcblk0p1

Другое представление той же адресной информации (тот же хост, та же конфигурация) можем получить так:

\$ tree /sys/bus/pci/devices/

```
/sys/bus/pci/devices/
 -- 0000:00:00.0 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:00.0
├── 0000:00:02.0 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:02.0
- 0000:00:02.1 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:02.1
--- 0000:00:1b.0 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:1b.0
├─ 0000:00:1c.0 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:1c.0
├── 0000:00:1c.2 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:1c.2
├─ 0000:00:1c.3 -> ../../../devices/pci0000:00/0000:00:1c.3
 - 0000:00:1d.0 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:1d.0
- 0000:00:1d.1 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:1d.1
├── 0000:00:1d.2 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:1d.2
├── 0000:00:1d.3 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:1d.3
├── 0000:00:1d.7 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:1d.7
-- 0000:00:1e.0 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:1e.0
├── 0000:00:1f.0 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:1f.0
- 0000:00:1f.2 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:1f.2
  - 0000:02:06.0 -> ../../../devices/pci0000:00/0000:00:1e.0/0000:02:06.0
- 0000:02:06.1 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:1e.0/0000:02:06.1
- 0000:02:06.2 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:1e.0/0000:02:06.2
── 0000:02:06.3 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:1e.0/0000:02:06.3
- 0000:02:06.4 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:1e.0/0000:02:06.4
 - 0000:02:0e.0 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:1e.0/0000:02:0e.0
└── 0000:08:00.0 -> ../../devices/pci0000:00/0000:00:1c.0/0000:08:00.0
```

Здесь отчётливо видно (слева) поля, например для контроллера VGA это: 0000:00:02.0 - выделены домен (16 бит), шина (8 бит), устройство (5 бит) и функция (3 бита). Поэтому, когда мы говорим о конкретном устройстве поддерживаемом модулем (далее), мы часто имеем в виду полный набор: номера домена + номер шины + номер устройства + номер функции.

С другой стороны⁴², каждое устройство по типу идентифицируется двумя индексами: индекс производителя (Vendor ID) и индекс типа устройства (Device ID). Эта пара однозначно идентифицирует тип устройства. Использование 2-х основных идентификаторов устройств PCI (Vendor ID: Device ID) глобально регламентировано, и их актуальный перечень поддерживается в файле pci.ids, последнюю по времени копию которого можно найти в нескольких местах интернет, например по URL: http://pciids.sourceforge.net/ («The PCI ID Repository»). Эти два параметра являются уникальным (среди всех устройств в мире) ключом поиска устройств, установленных на шине PCI. Идентификация устройства парой Vendor ID: Device ID это константа, неизменно закреплённая за устройством. Адресная же идентификация устройства (шина: устройство: функция) величина изменяющаяся в зависимости от того: в какой конфигурации компьютера (в каком экземпляре компьютера) используется устройство, в какой PCI-слот установлено устройство, и даже от того, какие другие устройства, помимо интересующего нас, устанавливаются или извлекаются из компьютера. Однозначно связать идентификацию VID:DID с адресной идентификацией устройства — является одной из первейших задач модуля-драйвера.

Поиск устройств в программном коде модуля, установленных на шине PCI делается **циклическим перебором** (перечислением, enumeration) всех установленных устройств по определённым критериям поиска. Для поиска (перебора устройств, установленных на шине PCI) в программном коде модуля в цикле используется итератор:

```
struct pci_dev *pci_get_device(unsigned int vendor, unsigned int device, struct pci_dev *from);
```

Здесь from — это NULL при начале поиска (или возобновлении поиска с начала), или указатель устройства, найденного на предыдущем шаге поиска. Если в качестве Vendor ID и/или Device ID указана константа с

⁴² Нужно чётко различать **адресацию** и **идентификацию** РСІ устройства. При перестановке устройства в другой разъём РСІ его адресация изменится, но идентификация является константным параметром данного устройства.

символьным именем PCI_ANY_ID=-1, то предполагается перебор всех доступных устройств с таким идентификатором. Если искомое устройство не найдено (или больше таких устройств не находится в цикле), то очередной вызов возвратит NULL. Если возвращаемое значение не NULL, то возвращается указатель структуры описывающей устройство, и счётчик использования для устройства инкрементируется. Когда устройство удаляется (модуль выгружается) для декремента этого счётчика использования необходимо вызвать:

```
void pci_dev_put(struct pci_dev *dev);
```

Примечание: Эта процедура весьма напоминает использование POSIX API в пространстве пользователя для работы с именами, входящими в данный каталог: все имена перебираются последовательно, пока результат очередного перебора на станет NULL.

После нахождения устройства, но прежде начала его использования необходимо разрешить использование устройства вызовом: pci_enable_device(struct pci_dev *dev), часто это выполняется в функции инициализации устройства: поле probe структуры struct pci_driver (см. далее), но может выполняться и автономно в коде драйвера.

Каждое найденное устройство имеет своё пространство конфигурации, значения которого заполнены программами BIOS (или PnP OS, или программами BSP) — важно, что на момент загрузки модуля эта конфигурационное пространство всегда заполнено, и может только читаться (не записываться). Пространство конфигурации PCI устройства состоит из 256 байт для каждой функции устройства (для устройств PCI Express расширено до 4 Кб конфигурационного пространства для каждой функции) и стандартизированную схему регистров конфигурации. Четыре начальных байта конфигурационного пространства должны содержать уникальный ID функции (байты 0-1 — Vendor ID, байты 2-3 — Device ID), по которому драйвер идентифицирует своё устройство. Вот для сравнения начальные строки вывода команды для того же хоста (видно, через двоеточие, пары: Vendor ID — Device ID):

\$ lspci -n 00:00.0 0600: 8086:27a0 (rev 03) 00:02.0 0300: 8086:27a2 (rev 03) 00:02.1 0380: 8086:27a6 (rev 03) 00:1b.0 0403: 8086:27d8 (rev 01) 00:1c.0 0604: 8086:27d0 (rev 01) 00:1c.2 0604: 8086:27d4 (rev 01)

Первые 64 байт конфигурационной области стандартизованы, остальные зависят от устройства. Самыми актуальными для нас являются (кроме ID описанного выше) поля по смещению:

```
0x10 - Base Address 0
0x14 - Base Address 1
0x18 - Base Address 2
0x1C - Base Address 3
0x20 - Base Address 4
0x24 - Base Address 5
0x3C - IRQ Line
0x3D - IRQ Pin
```

Вся регистрация устройства РСІ и связывание его параметров с кодом модуля должны происходить **исключительно** через значения, считанные из конфигурационного пространства устройства. Обработку конфигурационной информации показывает модуль (каталог pci) lab2_pci.ko (заимствовано из [6]):

<u>lab2_pci.c :</u>

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/pci.h>
#include <linux/errno.h>
#include <linux/init.h>

static int __init my_init(void) {
  u16 dval;
  char byte;
```

```
int j = 0;
   struct pci_dev *pdev = NULL;
   printk(KERN INFO "LOADING THE PCI DEVICE FINDER\n");
   /* either of the following looping constructs will work */
   for_each_pci_dev(pdev) {
      /*
            while ((pdev = pci_get_device
                      (PCI_ANY_ID, PCI_ANY_ID, pdev))) { */
      printk(KERN_INFO "\nFOUND PCI DEVICE # j = %d, ", j++);
      printk(KERN_INFO "READING CONFIGURATION REGISTER:\n");
      printk(KERN_INFO "Bus, Device, Function=%s", pci_name(pdev));
      pci_read_config_word(pdev, PCI_VENDOR_ID, &dval);
      printk(KERN_INFO " PCI_VENDOR_ID=%x", dval);
      pci_read_config_word(pdev, PCI_DEVICE_ID, &dval);
      printk(KERN_INFO " PCI_DEVICE_ID=%x", dval);
      pci_read_config_byte(pdev, PCI_REVISION_ID, &byte);
      printk(KERN_INFO " PCI_REVISION_ID=%d", byte);
      pci_read_config_byte(pdev, PCI_INTERRUPT_LINE, &byte);
      printk(KERN_INFO " PCI_INTERRUPT_LINE=%d", byte);
      pci_read_config_byte(pdev, PCI_LATENCY_TIMER, &byte);
      printk(KERN_INFO " PCI_LATENCY_TIMER=%d", byte);
      pci_read_config_word(pdev, PCI_COMMAND, &dval);
      printk(KERN_INFO " PCI_COMMAND=%d\n", dval);
      /* decrement the reference count and release */
      pci_dev_put(pdev);
   }
   return 0;
}
static void __exit my_exit(void) {
   printk(KERN_INFO "UNLOADING THE PCI DEVICE FINDER\n");
}
module_init(my_init);
module_exit(my_exit);
MODULE_AUTHOR("Jerry Cooperstein");
MODULE_DESCRIPTION("LDD:1.0 s_22/lab2_pci.c");
MODULE_LICENSE("GPL v2");
```

Рассмотрение кода этого примера позволяет сформулировать ряд полезных утверждений:

- поскольку операция перечисления устройств PCI производится часто, то для её записи сконструирован специальный макрос for_each_pci_dev(), следом за ним в коде, комментарием, показано его раскрытие в виде явного цикла;
- конфигурационные параметры никогда не читаются напрямую, по их смещениям для этого существуют (определены в linux/pci.h>) инлайново определённых вызовах вида pci_read_config_byte(), pci_read_config_word() и подобных ним;
- конкретный вид считываемого конфигурационного параметра задаётся символьными константами вида PCI_* (определены там же), указываемыми как 2-й параметр макроса;
- результат (значение конфигурационного параметра) возвращается в виде побочного эффекта в 3-й параметр макроса.

И теперь мы можем рассмотреть небольшой начальный фрагмент результата выполнения написанного выше модуля (весь результат может быть очень объёмным):

```
$ inxi -MCxxx
Machine:
   Type: Desktop System: Hewlett-Packard product: HP t520 Flexible Series TC
   v: N/A serial: <superuser required> Chassis: type: 4
   serial: <superuser required>
   Mobo: Hewlett-Packard model: 21EF v: 00~ serial: <superuser required>
```

```
UEFI: AMI v: L41 v01.09 date: 10/19/2016
CPU:
  Info: dual core model: AMD GX-212JC SOC with Radeon R2E Graphics bits: 64
    type: MCP smt: <unsupported> arch: Puma rev: 1 cache: L1: 128 KiB
    L2: 1024 KiB
 Speed (MHz): avg: 1198 min/max: N/A cores: 1: 1198 2: 1198 bogomips: 4790
 Flags: avx ht lm nx pae sse sse2 sse3 sse4_1 sse4_2 sse4a ssse3 svm
$ sudo insmod lab2_pci.ko
00:00.0 Host bridge: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] Family 16h (Models 30h-3fh) Processor Root
00:01.0 VGA compatible controller: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD/ATI] Mullins [Radeon R1E/R2E
Graphics] (rev 01)
00:01.1 Audio device: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD/ATI] Kabini HDMI/DP Audio
00:02.0 Host bridge: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] Family 16h (Models 30h-3fh) Host Bridge
00:02.3 PCI bridge: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] Family 16h Processor Functions 5:1
00:08.0 Encryption controller: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] Kabini/Mullins PSP-Platform
Security Processor
00:10.0 USB controller: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] FCH USB XHCI Controller (rev 11)
00:11.0 SATA controller: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] FCH SATA Controller [IDE mode] (rev
00:12.0 USB controller: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] FCH USB EHCI Controller (rev 39)
00:13.0 USB controller: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] FCH USB EHCI Controller (rev 39)
00:14.0 SMBus: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] FCH SMBus Controller (rev 42)
00:14.2 Audio device: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] FCH Azalia Controller (rev 02)
00:14.3 ISA bridge: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] FCH LPC Bridge (rev 11)
00:18.0 Host bridge: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] Family 16h (Models 30h-3fh) Processor
Function 0
00:18.1 Host bridge: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] Family 16h (Models 30h-3fh) Processor
Function 1
00:18.2 Host bridge: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] Family 16h (Models 30h-3fh) Processor
Function 2
00:18.3 Host bridge: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] Family 16h (Models 30h-3fh) Processor
Function 3
00:18.4 Host bridge: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] Family 16h (Models 30h-3fh) Processor
Function 4
00:18.5 Host bridge: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] Family 16h (Models 30h-3fh) Processor
Function 5
01:00.0 Ethernet controller: Realtek Semiconductor Co., Ltd. RTL8111/8168/8411 PCI Express Gigabit
Ethernet Controller (rev 0c)
$ dmesg | tail -n202
[16658.443324] lab2_pci: loading out-of-tree module taints kernel.
[16658.443547] LOADING THE PCI_DEVICE_FINDER
[16658.443554]
              FOUND PCI DEVICE # j = 0,
[16658.443555] READING CONFIGURATION REGISTER:
[16658.443557] Bus, Device, Function=0000:00:00.0
[16658.443562] PCI_VENDOR_ID=1022
[16658.443564] PCI_DEVICE_ID=1566
[16658.443566] PCI_REVISION_ID=0
[16658.443568] PCI_INTERRUPT_LINE=0
[16658.443570] PCI_LATENCY_TIMER=0
[16658.443572] PCI_COMMAND=4
$ sudo rmmod lab2_pci
```

К этому моменту рассмотрения мы разобрались, хотелось бы надеяться, с тем как перечисляются PCI устройства в системе, и как извлекаются их параметры из области конфигурации. Теперь нас должен интересовать вопрос: как это использовать в коде своего собственного модуля. Общий скелет любого модуля, реализующего драйвер PCI устройства, всегда практически однотипен...

Для использования некоторой группы устройств РСІ, код модуля определяет массив (таблицу) описания устройств, обслуживаемых этим модулем. Каждому новому устройству в этом списке соответствует новый элемент. Последний элемент массива всегда нулевой, это и есть признак завершения списка устройств. Строки такого массива заполняются макросом PCI_DEVICE:

Очень часто такой массив будет содержать всего два элемента: элемент, описывающий единичное устройствофункцию, поддерживаемую модулем, и завершающий нулевой терминатор.

Созданная структура struct pci_device_id должна быть экспортирована в пользовательское пространство, чтобы позволить системам горячего подключения и загрузки модулей (sysfs, udev и т.д.) знать, с какими устройствами работает данный модуль. Эту задачу решает макрос MODULE_DEVICE_TABLE:

```
MODULE_DEVICE_TABLE(pci, i810_ids);
```

Кроме доступа к области конфигурационных параметров, программный код должен получить доступ к областям ввода-вывода и регионов памяти, ассоциированных с PCI устройством. Таких областей ввода-вывода может быть до 6-ти (см. формат области конфигурационных параметров выше), они индексируются значением от 0 до 5. Параметры этих регионов получаются функциями:

```
unsigned long pci_resource_start(struct pci_dev *dev, int bar);
unsigned long pci_resource_end(struct pci_dev *dev, int bar);
unsigned long pci_resource_len(struct pci_dev *dev, int bar);
unsigned long pci_resource_flags(struct pci_dev *dev, int bar);
```

Где bar во всех вызовах — это и есть индекс региона: 0 ... 5.

Первые 2 вызова возвращают начальный и конечный адрес региона ввода-вывода (pci_resource_end() возвращает последний используемый регионом адрес, а не первый адрес, следующий после этого региона.), следующий вызов — его размер, и последний — флаги. Полученные таким образом адреса областей ввода/вывода от устройства — это адреса на шине обмена (адреса шины, для некоторых архитектур - х86 из числа таких - они совпадают с физическими адресами памяти). Для использования в коде модуля они должны быть отображены в виртуальные адреса (логические), в которые отображаются страницы RAM посредством устройства управления памятью (ММU). Кроме того, в отличие от обычной памяти, часто эти области ввода/вывода не должны кэшироваться процессором и доступ не может быть оптимизирован. Доступ к памяти таких областей должен быть отмечен как «без упреждающей выборки». Всё, что относится к отображению отдельно рассмотрено далее, В следующем разделе. (pci_resource_flags()) определены в linux/ioport.h>, вот некоторые из них:

IORESOURCE_IO, IORESOURCE_MEM — только один из этих флагов может быть установлен, указывает, относятся ли адреса к пространству ввода-вывода, или к пространству памяти (в архитектурах, отображающих ввод-вывод на память).

IORESOURCE_PREFETCH — определяет, допустима ли для региона упреждающая выборка.

IORESOURCE_READONLY — определяет, является ли регион памяти защищённым от записи.

Назначение любого из 6-ти регионов ввода-вывода и их число — совершенно специфично для каждого типа устройства. Например, согласно спецификации на сетевой адаптер RTL8139C, его MAC адрес занимает первые 6 байт в пространстве портов 0-го региона ввода/вывода, отведённого адаптеру.

Основной структурой, которую должны создать все драйверы PCI для того, чтобы быть правильно зарегистрированными в ядре, является структура (<linux/pci.h>):

```
struct pci_driver {
   struct list_head node;
   char *name;
   const struct pci_device_id *id_table; /* must be non-NULL for probe to be called */
```

```
int (*probe) (struct pci_dev *dev, const struct pci_device_id *id); /* New device inserted */
void (*remove) (struct pci_dev *dev);/* Device removed (NULL if not a hot-plug driver) */
int (*suspend) (struct pci_dev *dev, pm_message_t state); /* Device suspended */
int (*suspend_late) (struct pci_dev *dev, pm_message_t state);
int (*resume_early) (struct pci_dev *dev);
int (*resume) (struct pci_dev *dev); /* Device woken up */
void (*shutdown) (struct pci_dev *dev);
struct pci_error_handlers *err_handler;
struct device_driver driver;
struct pci_dynids dynids;
};
```

Где:

- name имя драйвера, оно должно быть уникальным среди всех PCI драйверов в ядре, обычно устанавливается таким же, как и имя модуля драйвера, когда драйвер загружен в ядре, это имя появляется в /sys/bus/pci/drivers/;
- id_table только что описанный массив записей pci_device_id;
- probe функция обратного вызова инициализации устройства; в функции probe драйвера PCI, прежде чем драйвер сможет получить доступ к любому ресурсу устройства (область ввода/вывода или прерывание) данного PCI устройства, драйвер должен, как минимум, вызвать функцию:

```
int pci_enable_device(struct pci_dev *dev);
```

- remove функция обратного вызова при удалении устройства;
- suspend функция менеджера энергосохранения, вызываемая когда устройство уходит в пассивное состояние (засыпает);
- resume функция менеджера энергосохранения, вызываемая когда устройство пробуждается;
- ... и другие функции обратного вызова.

Обычно для создания правильную структуру struct pci_driver достаточно бывает определить, как минимум, поля:

```
static struct pci_driver own_driver = {
    .name = "mod_skel",
    .id_table = i810_ids,
    .probe = probe,
    .remove = remove,
};
```

Теперь устройство может быть зарегистрировано в ядре:

```
int pci_register_driver(struct pci_driver *dev);
```

Этот вызов возвращает 0 если регистрация устройства прошла успешно. При завершении (выгрузке) модуля выполняется обратная операция:

```
void pci_unregister_driver(struct pci_driver *dev);
```

К этой точке рассмотрения у нас есть вся информация для того, чтобы начинать запись специфических операций ввода-вывода для нашего устройства. Некоторых дополнительных замечаний заслуживает регистрация обработчика прерываний от устройства, но это уже будет, скорее, повторение того материала, который мы рассматривали ранее...

Подключение к линии прерывания

Установка обработчиков прерываний и их написание рассматривалось выше. Здесь мы останавливаемся только на той детали этого процесса, что при установке обработчика прерывания для устройства — необходимо указывать используемую им линию IRQ :

```
typedef irqreturn_t (*irq_handler_t)(int, void*);
int request_irq(unsigned int irq, irq_handler_t handler, ...);
```

В устройствах шины ISA в поле первого параметра указывалось фиксированное значение (номер линии IRQ), устанавливаемое механически на плате устройства (переключателями, джамперами, ...), или записываемое

конфигурационными программами в EPROM устройства. В устройствах PnP ISA — предпринимались попытки проб и тестирования различных линий IRQ на принадлежность данному устройству. В нынешних PCI устройствах это значение извлекается из области конфигурационных параметров устройства (смещение 0x3C), но делается это не непосредственно, а посредством API ядра из структуры struct pci_dev. И тогда весь процесс регистрации, который очень часто записывается в теле функции probe, о которой говорилось выше, записывается, например, так:

```
struct pci_dev *pdev = NULL;
pdev = pci_get_device(MY_PCI_VENDOR_ID, MY_PCI_DEVICE_ID, NULL);
char irq;
pci_read_config_byte(pdev, PCI_INTERRUPT_LINE, &irq);
request_irq(irq, ...);
```

Последний оператор и устанавливает обработчик прерываний для этого устройства РСІ. Вся дальнейшая работа с прерываниями обеспечивается уже самим установленным обработчиком прерывания, как это детально обсуждалось раньше.

Отображение памяти

```
Показанные ранее адреса из адресных регионов устройства PCI, возвращаемые вызовами PCI API: unsigned long pci_resource_start(struct pci_dev *dev, int bar); unsigned long pci_resource_end(struct pci_dev *dev, int bar);
```

Результаты функция — это адреса шины, которые (в зависимости от архитектуры) необходимо преобразовать в виртуальные (логические) адреса, с которыми оперирует код адресных пространств и ядра и пользователя:

```
#include <asm/io.h>
unsigned long virt_to_bus(volatile void *address);
void *bus_to_virt(unsigned long address);
unsigned long virt_to_phys(volatile void *address);
void *phys_to_virt(unsigned long address);
```

Примечание: для x86 архитектуры физический адрес (phys) и адрес шины (bus) — это одно и то же, но это не означает, что это так же происходит и для других архитектур.

Большинство PCI устройств отображают свои управляющие регистры на адреса памяти и высокопроизводительные приложения предпочитают иметь прямой доступ к таким регистрам, вместо того, чтобы постоянно вызывать ioctl() для выполнения этой работы. Отображение устройства означает связывание диапазона адресов пользовательского пространства с памятью устройства. Всякий раз, когда программа читает или записывает в заданном диапазоне адресов, она на самом деле обращается к устройству. Существенным ограничением отображения памяти (mmap()) является то, что ядро может управлять виртуальными адресами только на уровне таблиц страниц, таким образом, отображаемая область должна быть кратной размеру страницы RAM (PAGE_SIZE) и должна находиться в физической памяти начиная с адреса, который кратен PAGE_SIZE. Если рассмотреть адрес памяти (виртуальный или физический) он делится на номер страницы и смещение внутри этой страницы; например, если используются страницы по 4096 байт, 12 младших значащих бит являются смещением, а остальные, старшие биты, указывают номер страницы. Если отказаться от смещения и сдвинуть оставшуюся часть адреса вправо, результат называют номером страничного блока (раде frame number, PFN). Сдвиг битов для конвертации между номером страничного блока и адресами является довольно распространённой операцией, существующий макрос PAGE_SHIFT сообщает на сколько битов в текущей архитектуре должно быть выполнено смещение адреса для выполнения преобразования в PFN.

DMA

Работа РСІ устройства может быть предусмотрена как по прямому чтению адресов ввода/вывода, так и (что бывает гораздо чаще) пользуясь механизмом DMA (Direct Memory Access). Только простые и низко скоростные устройства используют программный ввод-вывод. Передача данных по DMA организуется на аппаратном уровне, и выполняется (например, когда программа запрашивает данные через такую функцию, например, как read()) в таком порядке:

- когда процесс вызывает read(), метод драйвера выделяет буфер DMA (или указывает адрес в ранее выделенном буфере) и выдаёт команду оборудованию передавать свои данные в этот буфер (указывая в этой команде адрес начала буфера и объём передачи);
- инициировавший операцию **процессор** после этого или блокируется по дотупу к шине памяти (или может выполнять некоторые иные действия, в пределах разгрузки конвейера команд процессора, поскольку шина доступа к памяти блокирована);
- периферийное устройство аппаратно захватывает шину обмена и записывает данные последовательно в буфер DMA с указанного адреса, после этого вызывает прерывание, когда весь заказанный объём передан;
- обработчик прерывания подтверждает прерывание и переводит процесс в активное состояние, процесс теперь получает входные данные, имеет возможность читать данные.

С операцией write() симметричная история: процессор загружает в устройство начальный адрес и размер передаваемой области, инициирует DMA и уходит с шины памяти. Периферийное устройство когда оно само, полностью автономно сосчитает подготовленный для него обменный блок памяти — уведомит (разбудит) процессор по прерыванию.

Организация обмена по DMA это основной способ взаимодействия со всеми высокопроизводительными устройствами. С другой стороны, обмен по DMA полностью зависим от деталей аппаратной реализации, поэтому в общем виде может быть рассмотрен только достаточно поверхностно. Уже из схематичного описания выше понятно, что одно из ключевых действий, которые должен выполнить код модуля — это предоставить устройству буфер для выполнения операций DMA (предоставить буфер — предполагает указание двух его параметров: начального адреса и размера). Буфера DMA могут выделяться только в строго определённых областях памяти:

- эта память должна распределяться в физически непрерывной области памяти, поэтому выделение посредством vmalloc() неприменимо, память под буфера должна выделяться kmalloc() или __get_free_pages();
- для многих архитектур выделение памяти должно быть специфицировано с флагом GFP_DMA, для x86 PCI устройств это будет выделение ниже адреса MAX_DMA_ADDRESS=16MB;
- память должна выделяться начиная с **границы страницы** физической памяти, и в объёме **целых** страниц физической памяти;

Для **распределения памяти** под буфера DMA предоставляются несколько альтернативных групп API (в зависимости от того, что мы хотим получить), их реализации полностью архитектурно зависимы, но вызовы создают уровень абстракций:

1. Coherent DMA mapping:

```
void *dma_alloc_coherent(struct device *dev, size_t size, dma_addr_t
*dma_handle, gfp_t flag);
void dma_free_coherent(struct device *dev, size_t size, void *vaddr,
dma_addr_t dma_handle);
```

- здесь не требуется распределять предварительно буфер DMA, этот способ применяется для устойчивых распределений многократно (повторно) используемых буферов.
 - 2. Streaming DMA mapping:

- где direction это направление передачи данных: PCI_DMA_TODEVICE, PCI_DMA_FROMDEVICE,

PCI_DMA_BIDIRECTIONAL, PCI_DMA_NONE.

Этот способ применяется для выделения под однократные операции.

Часто необходимо частое выделение малых областей для DMA обмена, но dma_alloc_coherent() допускает минимальное выделение только в одну физическую страницу (PAGE_SIZE — 4, 8, 64... Кb в зависимости от архитектуры). В таком случае оптимальным становится dma_pool_alloc() (как видно из прототипов, пул struct dma_pool_должен быть сначала создан dma_pool_create(), и только затем из него производятся выделения dma_pool_alloc()).

4. Старый (перешедший ещё из ядра 2.4) API, PCI-специфический интерфейс — два (две пары вызовов) метода, аналогичных, соответственно п.1 и п.2. Утверждается, что новый, описанный выше интерфейс, независим от вида аппаратных шин, в перспективе на новые развития; этот же (старый) API разрабатывался исключительно в ориентации на PCI шину:

```
void *pci_alloc_consistent(struct device *dev, size_t size, dma_addr_t
*dma_handle);
void pci_free_consistent(struct device *dev, size_t size, void *vaddr,
dma_addr_t dma_handle);
dma_addr_t pci_map_single(struct device *dev, void *ptr, size_t size, int
direction);
void pci_unmap_single(struct device *dev, dma_addr_t dma_handle, size_t size,
int direction);
```

Выделив любым подходящим способом блок памяти для обмена по DMA, драйвер выполняет последовательность операций (обычно это проделывается в цикле, в чём и состоит работа драйвера):

- адрес начала блока записывается в соответствующий регистр одной из 6-ти областей ввода-вывода РСІ устройства, как обсуждалось выше конкретные адреса таких регистров здесь и далее определяются исключительно спецификацией устройства...
- ещё в один специфический регистр заносится длина блока для обмена...
- наконец, в регистр команды заносится значение (чаще это выделенный бит) команды начала операции по DMA...
- когда внешнее PCI устройство сочтёт, что оно готово приступить к выполнению этой операции, оно аппаратно захватывает шину PCI, и под собственным управлением записывает (считывает) указанный блок данных...
- по завершению выполнения операции устройство освобождает шину PCI под управление процессора, и извещает систему прерыванием по выделенной устройству линии IRQ о завершении операции.

Из сказанного выше легко понять, что принципиальной операцией при организации DMA-обмена в модуле является только создание буфера DMA, всё остальное должно исполнять периферийное устройство. Примеры различного выделения буферов DMA показаны в каталоге dma (идея тестов заимствована из [6], результаты выполнения показаны там же в файле dma.hist). Вот как это происходит при использовании нового API:

lab1_dma.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/pci.h>
#include <linux/slab.h>
#include <linux/dma-mapping.h>
```

```
#include <linux/dmapool.h>
#include "out.c"
#define pool_size 1024
#define pool_align 8
// int direction = PCI_DMA_TODEVICE ;
// int direction = PCI_DMA_FROMDEVICE ;
static int direction = PCI_DMA_BIDIRECTIONAL;
//int direction = PCI_DMA_NONE;
static int __init my_init(void) {
  char *kbuf;
  dma_addr_t handle;
  size_t size = (10 * PAGE_SIZE);
  struct dma_pool *mypool;
   /* dma_alloc_coherent method */
   kbuf = dma_alloc_coherent(NULL, size, &handle, GFP_KERNEL);
   output(kbuf, handle, size, "This is the dma_alloc_coherent() string");
   dma_free_coherent(NULL, size, kbuf, handle);
   /* dma_map/unmap_single */
  kbuf = kmalloc(size, GFP_KERNEL);
  handle = dma_map_single(NULL, kbuf, size, direction);
   output(kbuf, handle, size, "This is the dma_map_single() string");
   dma_unmap_single(NULL, handle, size, direction);
  kfree(kbuf);
   /* dma_pool method */
  mypool = dma_pool_create("mypool", NULL, pool_size, pool_align, 0);
   kbuf = dma_pool_alloc(mypool, GFP_KERNEL, &handle);
  output(kbuf, handle, size, "This is the dma_pool_alloc() string");
   dma_pool_free(mypool, kbuf, handle);
   dma_pool_destroy(mypool);
   return -1;
}
   Тот же код, но использующий специфичный для PCI API:
<u>lab1_dma_PCI_API.c :</u>
#include <linux/module.h>
#include <linux/pci.h>
#include <linux/slab.h>
#include "out.c"
// int direction = PCI_DMA_TODEVICE ;
// int direction = PCI_DMA_FROMDEVICE ;
static int direction = PCI_DMA_BIDIRECTIONAL;
//int direction = PCI_DMA_NONE;
static int __init my_init(void) {
  char *kbuf;
  dma_addr_t handle;
  size_t size = (10 * PAGE_SIZE);
   /* pci_alloc_consistent method */
   kbuf = pci_alloc_consistent(NULL, size, &handle);
   output(kbuf, handle, size, "This is the pci_alloc_consistent() string");
  pci_free_consistent(NULL, size, kbuf, handle);
   /* pci_map/unmap_single */
  kbuf = kmalloc(size, GFP_KERNEL);
```

```
handle = pci_map_single(NULL, kbuf, size, direction);
output(kbuf, handle, size, "This is the pci_map_single() string");
pci_unmap_single(NULL, handle, size, direction);
kfree(kbuf);
/* let it fail all the time! */
return -1;
}
```

Каждый из методов (в одном и другом тесте) последовательно создаёт буфер для DMA операций, записывает туда строку именующую метод создания, вызывает диагностику и удаляет этот буфер. Вот общая часть двух модулей, в частности, содержащая функцию диагностики:

```
часть двух модулей, в частности, содержащая функцию диагностики:
  out.c:
  static int __init my_init(void);
  module_init(my_init);
  MODULE_AUTHOR("Jerry Cooperstein");
  MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric");
  MODULE_DESCRIPTION("LDD:1.0 s_23/lab1_dma.c");
  MODULE_LICENSE("GPL v2");
  #define MARK "=> "
   static void output(char *kbuf, dma_addr_t handle, size_t size, char *string) {
     unsigned long diff;
     diff = (unsigned long)kbuf - handle;
     printk(KERN_INFO MARK "kbuf=%12p, handle=%12p, size = %d\n",
             kbuf, (void*)(unsigned long)handle, (int)size);
     printk(KERN INFO MARK "(kbuf-handle)= %12p, %12lu, PAGE OFFSET=%12lu, compare=%lu\n",
             (void*)diff, diff, PAGE_OFFSET, diff - PAGE_OFFSET);
     strcpy(kbuf, string);
     printk(KERN_INFO MARK "string written was, %s\n", kbuf);
  }
     Вот как выглядит выполнение этих примеров:
  $ sudo insmod lab1_dma.ko
  insmod: error inserting 'lab1_dma.ko': -1 Operation not permitted
  $ dmesg | tail -n200 | grep '=>'
  => kbuf=
             c0c10000, handle=
                                    c10000, size = 40960
  => (kbuf-handle)=
                      c0000000,
                                   3221225472, PAGE_OFFSET= 3221225472, compare=0
  => string written was, This is the dma_alloc_coherent() string
  => kbuf= d4370000, handle= 14370000, size = 40960
  => (kbuf-handle)=
                     c0000000, 3221225472, PAGE_OFFSET= 3221225472, compare=0
  => string written was, This is the dma_map_single() string
  => kbuf= c0c02000, handle= c02000, size = 40960
  => (kbuf-handle)= c0000000, 3221225472, PAGE_OFFSET= 3221225472, compare=0
  => string written was, This is the dma_pool_alloc() string
  $ sudo insmod lab1_dma_PCI_API.ko
  insmod: error inserting 'lab1_dma.ko': -1 Operation not permitted
  $ dmesg | tail -n50 | grep '=>'
             c0c10000, handle=
                                  c10000, size = 40960
                    c0000000, 3221225472, PAGE_OFFSET= 3221225472, compare=0
  => (kbuf-handle)=
  => string written was, This is the pci_alloc_consistent() string
  => kbuf=
              d4370000, handle= 14370000, size = 40960
                                  3221225472, PAGE_OFFSET= 3221225472, compare=0
  => (kbuf-handle)=
                    c0000000,
```

Эти примеры интересны не столько своими результатами, сколько тем, что фрагменты этого кода могут быть использованы в качестве стартовых шаблонов для написания реальных DMA обменов.

=> string written was, This is the pci_map_single() string

Предупреждение: Показанные в этом разделе образцы кода работают непосредственно с оборудованием компьютера, поэтому они экстремально чувствительны, и какие-то из методов могут аварийно завершаться в зависимости от конкретики оборудования (чипсета) и использующейся версии ядра. Аварийное завершение здесь не приводит к краху системы, но аварийно завершает загрузку модуля и делает его остатки не выгружаемыми, можно ожидать увидеть что-то типа такого:

```
$ sudo insmod lab1_dma.ko
Убито
$ lsmod | head -n3
Module
                        Size Used by
lab1_dma
                       1412 1
8021q
                       20506 0
$ dmesg | tail -n50
[ 1485.891268] lab1_dma: loading out-of-tree module taints kernel.
[ 1485.891505] => kbuf=ffff880035c50000, handle=
                                                   35c50000, size = 40960
[ 1485.891509] => (kbuf-handle)= ffff88000000000, 18446612132314218496,
PAGE_OFFSET=18446612132314218496, compare=0
[ 1485.891510] => string written was, This is the dma_alloc_coherent() string
[ 1485.891533] BUG: unable to handle kernel NULL pointer dereference at 00000000000001f8
[ 1485.891897] IP: [<fffffff813d8e22>] swiotlb_map_page+0x32/0xd0
[ 1485.892163] PGD 0
[ 1485.892319] Oops: 0000 [#1] PREEMPT SMP
```

Устройства USB

Если разрабатывать драйвера для PCI устройств вряд ли придётся многим из читающий текст программистам (автору пришлось, и это врагу не пожелаешь), то необходимость обеспечивать поддержку USB устройств возникает чаще на порядки. Сразу же здесь отметим не совсем очевидную вещь: поддержка PCI актуальна, главным образом, для Intel x86 платформ (и некоторых других платформ поддерживающих аппаратную спецификацию PCI). А вот поддержка USB реализуется и требуется во всех архитектурах, поддерживаемых Linux, и, в первую очередь, в бурно развивающейся линии устройств на ARM процессорах.

Некоторые технические детали

USB терминология охватывает три **поколения** стандартов (включающие как минимум 8 модификаций) — дифференциация по скорости обмена и конструктивным особенностям кабелей и оконечных разъёмов (и не всегда и не во всём совместимые снизу вверх):

- Первоначальный стандарт 1.0 сейчас это уже практически архаика, которую даже на старых устройствах почти не встретить. В стандарте 1.0 определялась скорость до 1.5 Мбит/с, стандарт 1.1 определял скорость до 12 Мбит/с. Еще 20 лет назад на смену первопроходцу USB 1.0 пришел улучшенный USB 2.0.
- USB версии 2.0 ... Как и первая версия, эта спецификация использует два вида проводов. По витой паре идет передача данных, а по второму типу провода питание устройства, от которого и идет передача информации. Такой тип подключения годится только для устройств с малым потреблением тока. Для принтеров и другой техники используются свои блоки питания. В стандарте оговаривалось 3 подстандарта (режима работы): 1). Low-speed, 10–1500 Кбит/с (клавиатуры, геймпады, мыши); 2). Full-speed, 0,5–12 Мбит/с (аудио и видеоустройства); 3). High-speed, 25–480 Мбит/с (видеоустройства, устройства для хранения данных).
- В 2008 году появился стандарт USB 3.0. Скорость передачи данных выросла с 480 Мбит/с до 5 Гбит/с. Помимо скорости передачи данных, USB 3.0 отличается от версии 2.0 и силой тока: вместо 500 мА, USB 3.0 способен отдавать до 900 мА. Конструктивно (разъёмы и кабели) версии 3.0 совместимы с

предыдущими. Но это не значит, что кабели предыдущих версий станут работать на новых скоростях: в версии USB 2.0 используется 4 провода, а у USB 3.0 их 8. Для однозначной идентификации разъёмы USB 3.0 принято изготавливать из пластика синего цвета, разъёмы предыдущих версий чёрные..

- В 2013 году появляется версия USB 3.1 с максимальной заявленной скорость передачи данных до 10 Гбит/с, выходной мощностью до 100 Вт (20 В, 5 А). Одновременно с обновленным стандартом появился и принципиально новый разъем USB type-C. Он навсегда решил проблему неправильного подключения кабеля, так как стал симметричным и универсальным, и теперь все равно, какой стороной подключать провод к устройству.
- В 2017 году появилась информация о новой версии USB 3.2. Она получила сразу два канала (больше проводов) по 10 Гбит/с в каждую сторону и суммарную скорость в итоге 20 Гбит/с. Стандарт USB 3.2 также обратно совместим с режимами USB 3.1, 3.0 и ниже. Поддерживается типом подключения USB-C на более современных устройствах (пока в стандартных компьютерных конфигурациях работающих под Linux мы его вряд ли встретим).



Обмен во всех стандартах происходит по (одной или нескольким) дифференциальной последовательной линии (контакты D+ и D-). Стандарт оговаривает оконечные разъёмы, которые, кроме дифференциальной линии, содержат 2 линии питания оконечного устройства.

Поддержка в Linux

Стандарт USB описывает протокол ведущий-ведомый (master-slave), где ведущим **всегда** является USB хост, а ведомым — периферийное устройство. Контроллер хоста, в свою очередь, является одним из устройств на PCI шине, как это уже упоминалось ранее, например:

```
$ lspci | grep USB
00:10.0 USB controller: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] FCH USB XHCI Controller (rev 11)
00:12.0 USB controller: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] FCH USB EHCI Controller (rev 39)
```

00:13.0 USB controller: Advanced Micro Devices, Inc. [AMD] FCH USB EHCI Controller (rev 39)

В качестве хоста в системе могут присутствовать контроллеры разных стандартов (не совместимых на нижнем уровне интерфейса работы с хостом):

- UHCI (Universal Host Controller Interface): спецификация инициализированная Intel;
- OHCI (Open Host Controller Interface): спецификация созданная компаниями Compaq и Microsoft;
- EHCI (Enhanced Host Controller Interface): спецификация для поддержки стандарта USB 2.0;
- XHCI (eXtensible Host Controller Interface): спецификация для поддержки стандарта USB 3.0;
- WHCI (Wireless USB): поддержка протоколов Wireless USB;
- USB OTG: спецификация, популярная во встраиваемых и мобильных устройствах, в частности, для поддержки dual-role (DRD) устройств, которые могут выступать либо как хост, либо как устройство, в зависимости от ситуации (USB OTG спецификация не относится к кругу наших интересов, но должна быть названа для полноты картины).

Спецификации UHCI и OHCI появились ещё во времена USB 1.0. Для USB 2.0 был разработан EHCI. Для USB 3.0 используется универсальный интерфейс XHCI. Множество спецификаций, которые могут поддерживаться вашим компьютером определяется совокупностью нескольких факторов: 1). аппаратной поддержкой со стороны применённого чипа USB, 2). поддержкой, которая реализована в вашем дистрибутиве Linux, 3). конфигурационными параметрами с которыми собрано ядро вашей системы ... 4). кабелями USB которые вы используете (как уже вскользь упоминалось).

К счастью для разработчика, низкоуровневый слой поддержки USB в ядре Linux в значительной мере нивелирует различия спецификаций контроллера для уровня API, используемого при написании модулей поддержки устройств. Поддержка разных **типов** контроллеров, и другие опции USB низкого уровня, должны быть разрешены и скомпилированы в ядре (обычно это так и имеет место), проверить какие опции доступны можно так:

```
$ cat /boot/config-`uname -r` | grep _USB_ | grep HCI_HCD=
CONFIG_USB_XHCI_HCD=y
CONFIG_USB_OHCI_HCD=y
CONFIG_USB_UHCI_HCD=y
CONFIG_USB_WHCI_HCD=m
```

Схема **идентификации** конкретных устройств парой VD:PID (Vendor ID : Product ID — производитель : изделие), оказавшаяся плодотворной ранее для устройств PCI, была перенесена и для устройств USB (пара значений после ID в листинге):

```
$ lsusb
```

```
Bus 001 Device 002: ID 0424:2503 Standard Microsystems Corp. USB 2.0 Hub
Bus 001 Device 003: ID 1a40:0101 TERMINUS TECHNOLOGY INC. USB-2.0 4-Port HUB
Bus 001 Device 005: ID 046d:080f Logitech, Inc. Webcam C120
Bus 004 Device 002: ID 046d:c517 Logitech, Inc. LX710 Cordless Desktop Laser
Bus 001 Device 001: ID 1d6b:0002 Linux Foundation 2.0 root hub
Bus 002 Device 001: ID 1d6b:0001 Linux Foundation 1.1 root hub
Bus 003 Device 001: ID 1d6b:0001 Linux Foundation 1.1 root hub
Bus 004 Device 001: ID 1d6b:0001 Linux Foundation 1.1 root hub
Bus 005 Device 001: ID 1d6b:0001 Linux Foundation 1.1 root hub
Bus 005 Device 006: ID 1d6b:0001 Linux Foundation 1.1 root hub
Bus 001 Device 006: ID 03f0:171d Hewlett-Packard Wireless (Bluetooth + WLAN) Interface [Integrated]
```

```
Module]
Bus 001 Device 007: ID 08ff:2580 AuthenTec, Inc. AES2501 Fingerprint Sensor
Bus 001 Device 009: ID 16d5:6502 AnyDATA Corporation CDMA/UMTS/GPRS modem
```

На один контроллер USB могут быть последовательно подключены до 127 устройств. Но непосредственно подключать одно устройство к другому нельзя, поскольку питание таких устройств осуществляется по той же шине. Поэтому для подключения дополнительных устройств используются специальные хабы, обеспечивающие снабжение устройств энергией. В результате USB устройства образуют дерево, каждая не терминальная вершина которого является хабом:

Каждое устройство USB характеризуется и своей адресацией (размещением на шине), которая имеет формат: <шина>:<устройство> (2 первых числа в каждой строке). Устройство с номером 1 на каждой шине (из числа 127-ми возможных) — это всегда есть очередной корневой разветвитель USB (хаб) для этой шины. Адресная информация может существенно меняться в зависимости от того, в какой разъём USB включается устройство, или даже просто при последовательном выключении-включении, тогда как идентификация (VID:PID) остаётся навсегда закреплённой за устройством.

Список идентификаторов USB (VID:PID) централизовано в сети поддерживается в файле с именем usb.ids, в некоторых дистрибутивах он может присутствовать в системе, в других нет, но, в любом случае, лучше воспользоваться самой свежей копией этого файла, например: http://www.linux-usb.org/usb.ids (образец такого файла по состоянию на 2022.05.20, последний на дату написание, прилагается в каталоге usb среди примеров). Как видим, присутствуют многие прямые аналогии с идентификацией устройств PCI, но ... как утверждается: «дьявол кроется в деталях»:

```
$ cat usb.ids | wc -l 25244
```

А детали состоят в том, что число общеизвестных USB устройств исчисляется уже **десятками тысяч**, а с учётом «серых» производителей и в несколько раз больше, и ежедневно это число увеличивается на сотни. В таких условиях **одним** и тем же модулем ядра, обычно, реализуется поддержка нескольких **десятков** или даже **сотен** типов функционально подобных устройств. Выяснить каким модулем поддерживается интересующее нас USB устройство (по VID:PID) можно такой формой команды:

```
$ modprobe -c | grep -i 16d5 | grep -i 6502
alias usb:v16D5p6502d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip* option

Koтopaя (команда) черпает свою информацию из файла modules.alias:
$ cat /lib/modules/`uname -r`/modules.alias | grep -i 16d5 | grep -i 6502
alias usb:v16D5p6502d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip* option
```

Пару слов о USB модемах

Речь идёт о 2G/3G/4G/LTE USB модемах ... очень скоро мы начнём разбираться, наверное, с 5G. Это совершенно частный вопрос... но уж очень часто о нём спрашивают, и очень часто приходится разбираться с очередной моделью модема. Проблема состоит в том, что производители таких модемов **практически никогда**

в спешке выхода на рынок не отрабатывают поддержку своих изделий в Linux. И поддержку тысяч специфических проприетарных устройств вынуждены обеспечивать участники команды развития ядра Linux ... что никак не является их профильной деятельностью.

В качестве тестового устройствах в некоторых примерах будет использоваться старенький EUDO модем ADU-510A, как представитель класса мобильных WAN модемов (но конкретные модели не играют роли). Как мы видим, названное устройство (16d5:6502) поддерживается модулем option. Вообще, как показывает экспериментальный опыт (на достаточно широком наборе таких устройств), из-за огромного разнообразия моделей именно WAN беспроводных модемов, поддержка конкретного экземпляра (это и вызывает множество вопросов) может осуществляться одним из 3-х модулей ядра (о которых мы можно запросить дополнительную информацию) 43 :

1. модуль usb_storage — поддержка более старых моделей, устройство представляется как 3 последовательных линии с именами: /dev/ttyACM0, /dev/ttyACM1, /dev/ttyACM2:

```
$ modinfo usb_storage | head
```

filename: /lib/modules/5.4.0-124-generic/kernel/drivers/usb/storage/usb-storage.ko license: description: USB Mass Storage driver for Linux author: Matthew Dharm <mdharm-usb@one-eyed-alien.net> srcversion: C62DE01B04F29D62503A44A usb:v*p*d*dc*dsc*dp*ic08isc06ip50in* alias: usb:v*p*d*dc*dsc*dp*ic08isc05ip50in* alias: usb:v*p*d*dc*dsc*dp*ic08isc04ip50in* alias: alias: usb:v*p*d*dc*dsc*dp*ic08isc03ip50in* usb:v*p*d*dc*dsc*dp*ic08isc02ip50in* alias: \$ modinfo usb_storage | grep alias | wc -l \$ modprobe -c | grep -w usb_storage | wc -l

Как не считай, а поддерживается (с учётом семейственности) этим модулем порядка 400-430 разнообразных моделей USB модемов.

2. модуль **option** — поддержка наиболее распространённых моделей, устройство здесь представляется как несколько (чаще всего 3, но бывает и 1, и до 5-ти) последовательных линии с именами: /dev/ttyUSB0, /dev/ttyUSB1, /dev/ttyUSB2, ...:

```
$ modinfo option | head
```

```
filename:
               /lib/modules/5.4.0-124-generic/kernel/drivers/usb/serial/option.ko
                GPL v2
```

license:

description: USB Driver for GSM modems

Matthias Urlichs <smurf@smurf.noris.de> author:

srcversion: 2B9C94EE65CA5A7235E5DBF

usb:v305Ap1406d*dc*dsc*dp*icFFisc*ip*in* alias: usb:v305Ap1405d*dc*dsc*dp*icFFisc*ip*in* alias: alias: usb:v305Ap1404d*dc*dsc*dp*icFFisc*ip*in* usb:v2DF3p9D03d*dc*dsc*dp*icFFisc*ip*in* alias: alias: usb:v2CB7p01A4d*dc*dsc*dp*icFFisc*ip*in*

\$ modinfo option | grep alias | wc -l

\$ modprobe -c | grep -w option | head -n10

```
alias usb:v03F0p421Dd*dc*dsc*dp*icFFiscFFipFFin* option
alias usb:v03F0pA31Dd*dc*dsc*dp*icFFisc06ip10in* option
alias usb:v03F0pA31Dd*dc*dsc*dp*icFFisc06ip12in* option
alias usb:v03F0pA31Dd*dc*dsc*dp*icFFisc06ip13in* option
alias usb:v03F0pA31Dd*dc*dsc*dp*icFFisc06ip14in* option
alias usb:v03F0pA31Dd*dc*dsc*dp*icFFisc06ip1Bin* option
alias usb:v0408pEA02d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* option
```

⁴³ Возможно, позже появился ещё модуль или модули оно нового разработчика ... но я позже не занимался изучением этого вопроса.

```
alias usb:v0408pEA03d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* option alias usb:v0408pEA04d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* option alias usb:v0408pEA05d*dc*dsc*dp*ic*isc*ip*in* option $ modprobe -c | grep -w option | wc -l 1329
```

Это самая многочисленная группа поддержки достаточно новых устройств.

3. модуль qcaux — это (пока?) малочисленная группа поддержка новых многостандартных (CDMA/GPRS/EDGE/HSUPA) моделей (например, Pantech/Verizon UMW190), здесь устройство в /dev представляется как смесь имён разного образца, например: /dev/ttyUSB0, /dev/ttyUSB1, /dev/ttyACM0:

```
$ modinfo qcaux | head
filename:
               /lib/modules/5.4.0-124-generic/kernel/drivers/usb/serial/qcaux.ko
license:
               GPI v2
               988EF28AB8DCCDD11BA956C
srcversion:
               usb:v1FACp0151d*dc*dsc*dp*icFFiscFFipFFin*
alias:
               usb:v106Cp*d*dc*dsc*dp*icFFiscFFipFFin*
alias:
alias:
               usb:v106Cp*d*dc*dsc*dp*icFFiscFEipFFin*
               usb:v106Cp*d*dc*dsc*dp*icFFiscFDipFFin*
alias:
alias:
               usb:v04E8p6640d*dc*dsc*dp*icFFisc00ip00in*
alias:
               usb:v0474p0754d*dc*dsc*dp*icFFiscFFip00in*
alias:
               usb:v1004p6000d*dc*dsc*dp*icFFiscFFip00in*
$ modinfo qcaux | grep alias | wc -l
15
$ modprobe -c | grep -w qcaux | head -n10
alias usb:v0474p0754d*dc*dsc*dp*icFFiscFFip00in* gcaux
alias usb:v04E8p6640d*dc*dsc*dp*icFFisc00ip00in* qcaux
alias usb:v1004p6000d*dc*dsc*dp*icFFiscFFip00in* qcaux
alias usb:v106Cp*d*dc*dsc*dp*icFFiscFDipFFin* qcaux
alias usb:v106Cp*d*dc*dsc*dp*icFFiscFEipFFin* qcaux
alias usb:v106Cp*d*dc*dsc*dp*icFFiscFFipFFin* qcaux
alias usb:v106Cp3701d*dc*dsc*dp*icFFisc00ip00in* qcaux
alias usb:v106Cp3702d*dc*dsc*dp*icFFisc00ip00in* qcaux
alias usb:v106Cp3711d*dc*dsc*dp*icFFisc00ip00in* qcaux
alias usb:v106Cp3712d*dc*dsc*dp*icFFisc00ip00in* qcaux
$ modprobe -c | grep -w qcaux | wc -l
15
```

Первейшим делом ищите VID:PID своего устройства среди этих 2000 и более представленных устройств. Ещё более детальную (но очень, излишне объёмную, обращаем внимание на права root) информацию по любому конкретному устройству (крайне нужную разработчику драйвера) изучаем так:

Устройства USB в коде модуля

Первейшую информацию при разработке модуля о устройстве (даже попавшем нам случайно в руки, о котором мы ничего не знаем) черпаем подключая и выключая его из USB разъёма, из вывода команд lsusb (VID:PID) и dmesg (протокол подключения-отключения устройства подсистемой udev/sysfs). Начинаем с этого:

```
$ lsusb
  Bus 002 Device 002: ID 0438:7900 Advanced Micro Devices, Inc. Root Hub
  Bus 002 Device 001: ID 1d6b:0002 Linux Foundation 2.0 root hub
  Bus 001 Device 003: ID 2101:020f ActionStar
  Bus 001 Device 002: ID 0438:7900 Advanced Micro Devices, Inc. Root Hub
  Bus 001 Device 001: ID 1d6b:0002 Linux Foundation 2.0 root hub
  Bus 004 Device 001: ID 1d6b:0003 Linux Foundation 3.0 root hub
  Bus 003 Device 007: ID 0fe6:9700 ICS Advent DM9601 Fast Ethernet Adapter
  Bus 003 Device 008: ID 1908:2310 GEMBIRD USB2.0 PC CAMERA
  Bus 003 Device 001: ID 1d6b:0002 Linux Foundation 2.0 root hub
  $ lsusb -t
  /: Bus 04.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=xhci_hcd/2p, 5000M
  /: Bus 03.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=xhci_hcd/2p, 480M
      |__ Port 1: Dev 8, If 2, Class=Audio, Driver=snd-usb-audio, 480M
      |__ Port 1: Dev 8, If 0, Class=Video, Driver=uvcvideo, 480M
      |__ Port 1: Dev 8, If 3, Class=Audio, Driver=snd-usb-audio, 480M
      |__ Port 1: Dev 8, If 1, Class=Video, Driver=uvcvideo, 480M
      |__ Port 2: Dev 7, If 0, Class=, Driver=dm9601, 12M
  /: Bus 02.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=ehci-pci/2p, 480M
      |__ Port 1: Dev 2, If 0, Class=Hub, Driver=hub/4p, 480M
  /: Bus 01.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=ehci-pci/2p, 480M
      |__ Port 1: Dev 2, If 0, Class=Hub, Driver=hub/4p, 480M
          |__ Port 2: Dev 3, If 0, Class=Human Interface Device, Driver=usbhid, 1.5M
          |__ Port 2: Dev 3, If 1, Class=Human Interface Device, Driver=usbhid, 1.5M
Попутно обратим внимание как хорошо в этой системе работает балансировка обработки прерываний на его 2-х
процессорах:
  $ inxi -C
  CPU:
    Info: dual core model: AMD GX-212JC SOC with Radeon R2E Graphics bits: 64 type: MCP cache:
      L2: 1024 KiB
    Speed (MHz): avg: 1198 min/max: N/A cores: 1: 1198 2: 1198
  $ cat /proc/interrupts | grep hci
```

У меня на этом компьютере подключены на USB 2 интересующих меня устройства (вы можете использовать любые имеющиеся под рукой устройства, с соответствующей коррекцией VID:PID):

18-fasteoi

19-fasteoi

PCI-MSI 262144-edge

PCI-MSI 262145-edge

PCI-MSI 262146-edge

ehci_hcd:usb1, ehci_hcd:usb2

ahci[0000:00:11.0]

xhci_hcd

xhci_hcd

xhci_hcd

59348 IO-APIC

10966 IO-APIC

940939

0

0

59283

10940

940715

0

19:

26:

27:

1) Внешний Ethernet адаптер: ICS Advent DM9601 Fast Ethernet Adapter, 0fe6:9700:



2) WEB-камера GEMBIRD модель CAM62U, 1908:2310 (с микрофоном, откуда появился аудио канал):



Их я и буду использовать для подготовки скелета драйвера... При **подключении** устройств мы наблюдаем в системном журнале:

```
$ dmesg
```

```
...
[25531.535036] usb 3-2: new full-speed USB device number 7 using xhci_hcd
[25531.669353] usb 3-2: New USB device found, idVendor=0fe6, idProduct=9700
[25531.669364] usb 3-2: New USB device strings: Mfr=0, Product=2, SerialNumber=0
[25531.669369] usb 3-2: Product: USB 2.0 10/100M Ethernet Adaptor
[25531.756774] dm9601 3-2:1.0 eth1: register 'dm9601' at usb-0000:00:10.0-2, Davicom DM96xx USB 10/100 Ethernet, 00:e0:4c:53:44:58
[25531.845392] dm9601 3-2:1.0 eth1: link up, 100Mbps, full-duplex, lpa 0xFFFF
```

```
[25584.713232] usb 3-1: new high-speed USB device number 8 using xhci_hcd
[25584.832347] usb 3-1: New USB device found, idVendor=1908, idProduct=2310
[25584.832354] usb 3-1: New USB device strings: Mfr=1, Product=2, SerialNumber=0
[25584.832359] usb 3-1: Product: USB2.0 PC CAMERA
[25584.832363] usb 3-1: Manufacturer: Generic
[25584.833667] uvcvideo: Found UVC 1.00 device USB2.0 PC CAMERA (1908:2310)
[25584.835234] uvcvideo 3-1:1.0: Entity type for entity Processing 2 was not initialized!
[25584.835242] uvcvideo 3-1:1.0: Entity type for entity Camera 1 was not initialized!
[25584.835242] input: USB2.0 PC CAMERA as
/devices/pci0000:00/0000:00:10.0/usb3/3-1/3-1:1.0/input/input/2
```

Детали нас не интересуют (хотя они информативны и интересны при тонком анализе), но нам важно отчётливо зафиксировать какими модулями ядра (из дерева исходных кодов ядра) поддерживаются интересующие нас устройства **стандартным** образом (мы увидим важность этого вскоре).

Показанное физическое подключение устройств вызывает целую бурю загрузки всех (по цепочке зависимостей) модулей, требуемых для полной поддержки устройств (теперь, к этому времени, мы знаем, что это работа правил udev, отрабатываемых в ответ на широковещательные сообщения sysfs через сокет netlink, PF_NETLINK):

```
$ lsmod | head -n4
Module
                      Size Used by
sr9700
                      6295 0
dm9601
                      7171 O
                     20211 2 sr9700,dm9601
usbnet
$ lsmod | head -n12
Module
                      Size Used by
                     77766 0
uvcvideo
videobuf2_vmalloc
                     4987 1 uvcvideo
snd_usb_audio
                    135352 0
videobuf2 memops
                     1609 1 videobuf2 vmalloc
videobuf2 v4l2
                    11436 1 uvcvideo
snd_usbmidi_lib
                     19654 1 snd_usb_audio
videobuf2_core
                     26674 2 uvcvideo, videobuf2_v4l2
snd_rawmidi
                     18472 1 snd_usbmidi_lib
videodev
                    127185 3 uvcvideo, videobuf2_core, videobuf2_v4l2
snd_seq_device
                      3368 1 snd_rawmidi
media
                     20419 2 uvcvideo, videodev
```

Здесь же, забегая вперёд, заметим, что после **отключения** устройств от разъёма USB драйверы, загруженные по требованию udev под их VID:PID **остаются загруженными** — это сейчас окажется очень важным! (В принципе, по сообщениям Sysfs на отключение устройства вполне можно **выгружать** подгруженные для него модули, но, наверное, это нецелесообразно).

Ещё более детальную информацию (если этоё недостаточно) можно получить из рассмотрения протокола широковещательных асинхронных сообщений ядра при подключении и отключении (выводимых командой udevadm, как уже это подробно обсуждалось ранее при рассмотрении udev).

Вот эти 2 устройства и будут использоваться в примерах модулей ниже (вы можете использовать для экспериментов любое доступное устройство, скорректировав или добавив соответствующие ему VID:PID в код). Пример подключения (и отключения) и регистрации USB устройства показывает демонстрационный модуль (каталог usb) lab1_usb.ko (заимствован из [6] при некоторой корректировке и замене, естественно, VID:PID USB устройства на используемые в эксперименте). Но прежде чем рассматривать пример, отметим, что регистрация USB устройства в точности напоминает регистрацию PCI устройства, здесь прямая аналогия. Основой для связывания является определяемая разработчиком большая структура структура (все описания в linux/usb.h>):

```
struct usb_driver {
  const char *name;
  int (*probe) (struct usb_interface *intf, const struct usb_device_id *id);
  void (*disconnect) (struct usb_interface *intf);
```

```
int (*ioctl) (struct usb_interface *intf, unsigned int code, void *buf);
...
}
```

Главное отличие от PCI функций обратного вызова probe() и disconnect() вызываются не при загрузке и выгрузке модуля, а каждый раз при физическом подключении и отключении USB устройства. Код примера будет выглядеть так:

<u>lab1_usb.c :</u>

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/usb.h>
#include <linux/slab.h>
struct my_usb_info { // своя структура данных, неизвестная ядру
   int connect_count;
};
#define USB_INFO KERN_INFO "MY: "
static int my_usb_probe(struct usb_interface *intf, const struct usb_device_id *id) {
   struct my_usb_info *usb_info;
   struct usb_device *dev = interface_to_usbdev(intf);
   static int my_counter = 0;
   printk(USB_INFO "===== connect\n");
   printk(USB_INFO "devnum=%d, speed=%d\n", dev->devnum, (int)dev->speed);
   printk(USB_INFO "idVendor=0x%hX, idProduct=0x%hX, bcdDevice=0x%hX\n",
           dev->descriptor.idVendor,
           dev->descriptor.idProduct, dev->descriptor.bcdDevice);
   printk(USB_INFO "class=0x%hX, subclass=0x%hX\n",
           dev->descriptor.bDeviceClass, dev->descriptor.bDeviceSubClass);
   printk(USB_INFO "protocol=0x%hX, packetsize=%hu\n",
           dev->descriptor.bDeviceProtocol,
           dev->descriptor.bMaxPacketSize0);
   printk(USB_INFO "manufacturer=0x%hX, product=0x%hX, serial=%hu\n",
           dev->descriptor.iManufacturer, dev->descriptor.iProduct,
           dev->descriptor.iSerialNumber);
   usb_info = kmalloc(sizeof(struct my_usb_info), GFP_KERNEL);
   usb_info->connect_count = my_counter++;
   usb_set_intfdata(intf, usb_info);
   printk(USB_INFO "connect_count=%d\n\n", usb_info->connect_count);
   return 0;
}
static void my_usb_disconnect(struct usb_interface *intf) {
   struct my_usb_info *usb_info;
  usb_info = usb_get_intfdata(intf);
   printk(USB_INFO "===== disconnect\n");
   kfree(usb_info);
}
static struct usb_device_id my_usb_table[] = {
   { USB_DEVICE(0x046d, 0x080f) }, // Logitech Inc., Webcam C120
   { USB_DEVICE(0x1908, 0x2310) }, // GEMBIRD USB2.0 PC CAMERA
   { USB_DEVICE(0x0fe6, 0x9700) }, // ICS Advent DM9601 Fast Ethernet Adapter
                                   // Null terminator (required)
   { }
};
MODULE_DEVICE_TABLE(usb, my_usb_table);
```

```
static struct usb_driver my_usb_driver = {
   .name = "usb-my",
   .probe = my_usb_probe,
   .disconnect = my_usb_disconnect,
   .id_table = my_usb_table,
};
static int __init my_init_module(void) {
   int err;
  printk(USB_INFO "Hello USB\n");
   err = usb_register(&my_usb_driver);
   return err:
}
static void my_cleanup_module(void) {
   printk(USB INFO "Goodbye USB\n");
   usb_deregister(&my_usb_driver);
}
module_init(my_init_module);
module_exit(my_cleanup_module);
MODULE_LICENSE("GPL v2");
```

Сложность наблюдения подобного модуля (для любого вашего устройства) состоит в том, что необходимо из системы удалить модуль, **ранее** поддерживающий данное устройство, и обрабатывающий его горячие подключения. Сделать это можно отследив сообщения **такого** модуля в журнале системы при подключениях вашего USB-устройства, что мы и делали раньше командами dmesg.

\$ dmesg

Прежде выгрузим вручную модули-драйвера, которые были загружены системой (udev) для подддержки этих устройств:

```
$ sudo rmmod uvcvideo
$ sudo rmmod dm9601
```

Вот теперь можем, при **отключенных** от USB тестируемых устройствах, загрузить свой новый драйвер:

```
$ sudo insmod lab1_usb.ko
$ dmesg | tail -n3
[35749.639709] usbcore: deregistering interface driver dm9601
[36201.963686] MY: Hello USB
[36201.963767] usbcore: registered new interface driver usb-my
```

И вот теперь мы можем подключить, одно за другим, устройства, и видим:

```
$ dmesg | tail -n40
```

```
...
[36278.722142] usb 3-1: new high-speed USB device number 19 using xhci_hcd
[36279.066238] usb 3-1: New USB device found, idVendor=1908, idProduct=2310
[36279.066248] usb 3-1: New USB device strings: Mfr=1, Product=2, SerialNumber=0
[36279.066254] usb 3-1: Product: USB2.0 PC CAMERA
[36279.066258] usb 3-1: Manufacturer: Generic
[36[41723.120971] MY: ===== connect
[41723.120975] MY: devnum=19, speed=3
[41723.120978] MY: idVendor=0x1908, idProduct=0x2310, bcdDevice=0x100
[41723.120980] MY: class=0xEF, subclass=0x2
[41723.120980] MY: protocol=0x1, packetsize=64
[41723.120986] MY: manufacturer=0x1, product=0x2, serial=0
[41723.120988] MY: connect_count=7
...
[41762.447115] usb 3-2: new full-speed USB device number 20 using xhci_hcd
[41762.581637] usb 3-2: New USB device found, idVendor=0fe6, idProduct=9700
[41762.581647] usb 3-2: New USB device strings: Mfr=0, Product=2, SerialNumber=0
```

```
[41762.581653] usb 3-2: Product: USB 2.0 10/100M Ethernet Adaptor
  [41762.583801] MY: ===== connect
  [41762.583810] MY: devnum=20, speed=2
  [41762.583814] MY: idVendor=0xFE6, idProduct=0x9700, bcdDevice=0x101
  [41762.583817] MY: class=0x0, subclass=0x0
  [41762.583820] MY: protocol=0x0, packetsize=64
  [41762.583823] MY: manufacturer=0x0, product=0x2, serial=0
  [41762.583826] MY: connect_count=8
И так:
  $ lsusb -t
  /: Bus 04.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=xhci_hcd/2p, 5000M
  /: Bus 03.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=xhci_hcd/2p, 480M
      |__ Port 1: Dev 19, If 2, Class=Audio, Driver=usb-my, 480M
      |__ Port 1: Dev 19, If 0, Class=Video, Driver=usb-my, 480M
      |__ Port 1: Dev 19, If 3, Class=Audio, Driver=usb-my, 480M
      |__ Port 1: Dev 19, If 1, Class=Video, Driver=usb-my, 480M
      |__ Port 2: Dev 20, If 0, Class=, Driver=usb-my, 12M
  /: Bus 02.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=ehci-pci/2p, 480M
      |__ Port 1: Dev 2, If 0, Class=Hub, Driver=hub/4p, 480M
  /: Bus 01.Port 1: Dev 1, Class=root_hub, Driver=ehci-pci/2p, 480M
      |__ Port 1: Dev 2, If 0, Class=Hub, Driver=hub/4p, 480M
          |__ Port 2: Dev 3, If 0, Class=Human Interface Device, Driver=usbhid, 1.5M
          |__ Port 2: Dev 3, If 1, Class=Human Interface Device, Driver=usbhid, 1.5M
Ну и точно так же мы можем наблюдать отключение от разъёма USB:
  $ dmesg | tail -n7
  [42137.280481] usb 3-2: USB disconnect, device number 20
  [42137.280606] MY: ===== disconnect
  [42153.281859] usb 3-1: USB disconnect, device number 19
  [42153.281953] MY: ===== disconnect
  [42153.282033] MY: ===== disconnect
  [42153.282083] MY: ===== disconnect
  [42153.282129] MY: ===== disconnect
```

То, что мы сделали — это главная часть модуля USB устройства — идентификация USB устройства и увязыванию его в код модуля. Но никак не затрагивало обмен данными с устройством. Модель описания аппаратного устройства USB, в общем случае, включает в себя одну или более конфигураций для каждого устройства, но активной в любой момент времени может быть только одна из них. Конфигурации имеют один или более интерфейсов, каждый из которых может содержать различные параметры/настройки. Такие интерфейсы могут соответствовать стандарту USB, а могут быть специфичными лишь для определенного производителя/устройства. Интерфейсы имеют одну или более конечных точек (endpoints), каждая из которых поддерживает только один тип и направление передачи данных (например, «bulk out» или «interrupt in»). Полная конфигурация может иметь до шестнадцати конечных точек в каждом направлении. Передача данных по USB осуществляется пакетами. Для каждой концевой точки хранится запись о максимальном размере пакета. Хост всегда является мастером в обмене независимо от направления, именно он устанавливает флаг направления обмена: Out — если хост отсылает данные устройству, in — если хост отправляет запрос на приём данных из устройства. Устройство никогда не инициирует передачу данных к хосту.

Любая обменная операция производится только с **конечной** (концевой) **точкой** устройства (endpoint, EP). Только EP может выступать как источник или приёмник данных. Устройство может иметь до 32 EP: 16 на приём и 16 на передачу. Обращение к выбранному EP происходит по его адресу (**номеру**). Стандарты USB поддерживает 4 **типа** передачи данных:

 bulk, для пакетной передачи больших объёмов некритичной по времени информации, размер пакетов 8, 16, 32, 64 для USB 1.1 и 512 для USB 2.0, используется алгоритм подтверждения и повторной передачи (в случае возникновения ошибок), поэтому этот тип является достоверным, поддерживаются оба направления — in и out;

- control, используется для передачи конфигурационной и управляющей информации, используются алгоритмы подтверждения и повторной передачи, направления — in (status) и out (setup, control);
- **interrupt**, для получения малых порций критичной по времени информации от устройства, размер пакета от 1 до 64 байт для USB 1.1 и до 1024 байт для USB 2.0, этот тип предполагает, что устройство будет опрашиваться (со стороны хоста) с заданным интервалом, направление только in;
- **isochronous**, для передачи реал-тайм потоков на фиксированных скоростях передачи без управления потоком (без подтверждений), область применения: аудио-потоки, видео-потоки, ... размер пакета до 1023 байт для USB 1.1 и до 1024 байт для USB 2.0, предусмотрен контроль ошибок на приёмной стороне по CRC16, направления in u out.

Из представленных описаний уже понятно то множество «степеней свободы», которое отдано на откуп фантазии разработчика USB устройства. Все требуемые алгоритмы USB реализованы в ядре Linux, а программисту драйверов предоставляется удобный и простой интерфейс в виде набора функций, макросов, структур (которые ищем в linux/usb.h>), таких, например, как (перечисление для справки): usb_register_dev(), interface_to_usbdev(), usb_control_msg(), usb_interrupt_msg(), usb_bulk_msg(), usb_set_interface(), usb_reset_endpoint(),... С помощью этого API достаточно несложно реализовать обмен для всякого конкретного случая.

Собственно, реализация обмена с USB устройством, **после** его связывания с модулем ядра, является уже существенно зависимой от специфики самого устройства и протоколов его обмена. Это уже не есть предметом непосредственно общей функциональности модуля ядра, а поэтому обмен и не может быть рассмотрен в общем виде. Вся эта последняя часть представлена только для того, чтобы дать картину на качественном уровне. Единственный совет, который может быть дан в этой части: всегда занимайтесь прописыванием обмена с тандеме с коллегой-аппаратчиком, ответственным за внутренности разрабатываемого устройства.

Многофункциональные USB устройства

Выше было уже небольшое лирическое отступление относительно USB WAN модемов (EVDO, LTE, WiMAX)... Но есть и ещё одна особенность, относящаяся не только к ним, а к разнообразным USB устройствам (хотя к модемам в наибольшей мере). Это то что производители начали неудачно называть «многофункциональные устройства»... Появилась эта неприятность в последние 7-8 лет.

Эта популярная у производителей USB устройств идея многофункциональных USB устройств состоит в следующем: путём записи по определённой концевой точке (EP) USB заданной **производителем** байтовой (символьной) управляющей последовательности, VID:PID устройства изменяется, и устройство приобретает совершенно другую функциональность. То есть, при «первичном» VID:PID это, как правило, блочное устройство, по функциям подобное CD-ROM, на которое производитель записывает своё проприетарное программное обеспечение, какую-то краткую документацию, инсталляционную инструкцию... А при переключении на «вторичный» VID:PID оно становится, к примеру, тем же модемом. Понятно, что без переключения на «вторичный» VID:PID собственно функции устройства недоступны и оно бесполезно. Идея, по сути, чисто коммерческая, и связанная с тем, что многие производители озабочены обеспечением поддержки своих поделок **только** под операционной системой Windows.

Позже эту технику производители распространили и на другие типы устройств. Логика состоит в том, что при повторных подключения устройства к USB шине, **модуль**-драйвер (или какое-то **приложение**



пользовательского пространства) должно засылать управляющую последовательность в устройство, чем **переключить** его в режим модема (сменив при этом VID:PID). В более общем случае а). это могут быть устройства различной функциональности, не только модемы и б). может быть и более 2-х функциональностей, которые заложены в устройство. При написании модулей поддержки нужно быть готовым к такой архитектуре.

Поскольку о таком «сложном» поведении USB устройств задают очень много вопросов, то проведём небольшое расследование по поводу того,

какой последовательностью действий можно провести разборки с подобными устройствами, попади они в руки...

Проследить процесс смены VID:PID многофункционального устройства можно запустив монитор udevadm (обсуждался ранее) перед физическим подключением устройства к USB и наблюдая генерируемые при этом сообщения sysfs. В примерах я экспериментировал с 3G модемом ADU-510A от AnyDATA (что было под рукой и чего уже не жалко), вы можете проделать то же с любым оказавшимся под рукой USB модемом. Последовательность сообщений об изменениях состояний весьма объёмная, но нет другого способа отследить происходящие процессы, как её анализ. Ниже показаны только некоторые, ключевые для понимания, сообщения ядра, из числа 50-ти (!) сообщений, передаваемых через netlink сокет в ходе отработки такого горячего подключения:

```
$ udevadm monitor --kernel --property
monitor will print the received events for:
KERNEL - the kernel uevent
KERNEL[9534.471672] add
                             /devices/pci0000:00/0000:00:1d.7/usb1/1-3/1-3.4 (usb)
ACTION=add
BUSNUM=001
DEVNAME=/dev/bus/usb/001/010
DEVNUM=010
DEVPATH=/devices/pci0000:00/0000:00:1d.7/usb1/1-3/1-3.4
DEVTYPE=usb_device
MAJOR=189
MINOR=9
PRODUCT=5c6/1000/0
SEQNUM=2404
SUBSYSTEM=usb
TYPE=0/0/0
KERNEL[9534.478431] add
                             /devices/pci0000:00/0000:00:1d.7/usb1/1-3/1-3.4/1-3.4:1.0/host8
(scsi)
ACTION=add
DEVPATH=/devices/pci0000:00/0000:00:1d.7/usb1/1-3/1-3.4/1-3.4:1.0/host8
DEVTYPE=scsi host
SEQNUM=2406
SUBSYSTEM=scsi
KERNEL[9535.490388] add
/devices/pci0000:00/0000:00:1d.7/usb1/1-3/1-3.4/1-3.4:1.0/host8/target8:0:0/8:0:0:0/block/sr1
(block)
ACTION=add
DEVNAME=/dev/sr1
DEVPATH=/devices/pci0000:00/0000:00:1d.7/usb1/1-3/1-3.4/1-3.4:1.0/host8/target8:0:0/8:0:0/8:0:0/8
block/sr1
DEVTYPE=disk
MAJ0R=11
MINOR=1
SEQNUM=2411
SUBSYSTEM=block
KERNEL[9536.048197] remove
/devices/pci0000:00/0000:00:1d.7/usb1/1-3/1-3.4/1-3.4:1.0/host8/target8:0:0/8:0:0:0/block/sr1
(block)
ACTION=remove
DEVNAME=/dev/sr1
DEVPATH=/devices/pci0000:00/0000:00:1d.7/usb1/1-3/1-3.4/1-3.4:1.0/host8/target8:0:0/8:0:0/8
block/sr1
DEVTYPE=disk
```

```
MAJOR=11
MINOR=1
SEQNUM=2420
SUBSYSTEM=block
KERNEL[9537.336850] add
                             /devices/pci0000:00/0000:00:1d.7/usb1/1-3/1-3.4 (usb)
ACTION=add
BUSNUM=001
DEVNAME=/dev/bus/usb/001/011
DEVNUM=011
DEVPATH=/devices/pci0000:00/0000:00:1d.7/usb1/1-3/1-3.4
DEVTYPE=usb_device
MAJOR=189
MINOR=10
PRODUCT=16d5/6502/0
SEQNUM=2427
SUBSYSTEM=usb
TYPE=0/0/0
. . .
KERNEL[9537.338995] add
                             /devices/pci0000:00/0000:00:1d.7/usb1/1-3/1-3.4/1-3.4:1.0/ttyUSB0/
tty/ttyUSB0 (tty)
ACTION=add
DEVNAME=/dev/ttyUSB0
DEVPATH=/devices/pci0000:00/0000:00:1d.7/usb1/1-3/1-3.4/1-3.4:1.0/ttyUSB0/tty/ttyUSB0
MAJOR=188
MINOR=0
SEQNUM=2430
SUBSYSTEM=tty
```

Первым сообщением (SEQNUM=2404) фиксируется обнаружение на USB шине устройства 5с6:1000 (что как мы увидим далее, никак не соответствует VID:PID модема). Позже (SEQNUM=2406) это устройство квалифицируется как SCSI (MAJOR=11 , MINOR=1), для него устанавливается (SEQNUM=2411) модульдрайвер блочного устройства /dev/sr1 (т. е. устройство CD-ROM). Но дальше (SEQNUM=2420) следует размонтирование и удаление устройства (MAJOR=11 , MINOR=1), обнаружение (SEQNUM=2427) нового устройства 16d5:6502 (и это уже и есть 3G модем), и делается вся дальнейшая инициализация такого устройства.

В результате такого установочного процесса мы получаем новое USB устройство:

\$ lsusb | grep AnyDATA

```
Bus 001 Device 011: ID 16d5:6502 AnyDATA Corporation CDMA/UMTS/GPRS modem
```

А в каталоге устройств — 3 дополнительных устройства, имитирующих поведение **последовательных** линий передачи, из которых /dev/ttyUSBO является линией AT-совместимого модема, для которой мы можем устанавливать традиционное PPP-соединение любым из известных способов, например, с помощью любого диалера (весьма популярным является wvdial, но можно это сделать и классическим способом ручной настройки PPP):

\$ ls -l /dev/ttyUSB*

```
crw-rw---- 1 root dialout 188, 0 май 13 12:57 /dev/ttyUSB0 crw-rw---- 1 root dialout 188, 1 май 13 12:57 /dev/ttyUSB1 crw-rw---- 1 root dialout 188, 2 май 13 12:57 /dev/ttyUSB2
```

Мы это сделаем с помощью известного инструмента (программы, GUI аплета) NetworkManager:

\$ which NetworkManager

/usr/sbin/NetworkManager

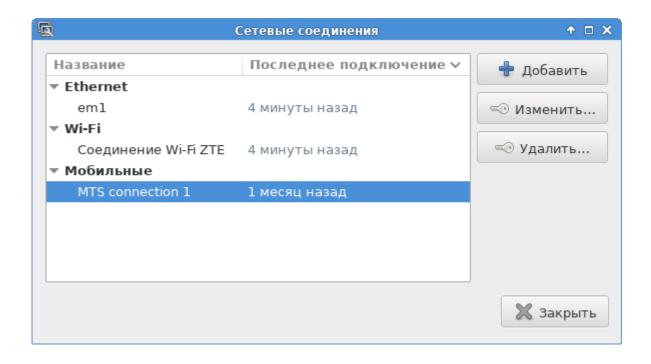


Рисунок: Создание нового сетевого интерфейса.

Убеждаемся, что всё вышесказанное действительно имеет место (сетевой интерфейс ppp0):

\$ ip link

- 1: lo: <LOOPBACK,UP,LOWER_UP> mtu 65536 qdisc noqueue state UNKNOWN mode DEFAULT group default link/loopback 00:00:00:00:00:00 brd 00:00:00:00:00:00
- 2: em1: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc pfifo_fast state UP mode DEFAULT group default qlen 1000

link/ether a0:1d:48:f4:93:5c brd ff:ff:ff:ff:ff

3: wlo1: <BROADCAST, MULTICAST, UP, LOWER_UP> mtu 1500 qdisc pfifo_fast state UP mode DORMANT group default qlen 1000

link/ether 34:23:87:d6:85:0d brd ff:ff:ff:ff:ff

4: ppp0: <POINTOPOINT,MULTICAST,NOARP,UP,LOWER_UP> mtu 1500 qdisc pfifo_fast state UNKNOWN mode DEFAULT group default qlen 3

link/ppp

\$ route -n

Kernel IP routing table

Destination	Gateway	Genmask	Flags	Metric	Ref	Use	Iface
0.0.0.0	192.168.1.1	0.0.0.0	UG	1024	0	0	em1
80.255.73.34	0.0.0.0	255.255.255.255	UH	0	0	0	ppp0
192.168.1.0	0.0.0.0	255.255.255.0	U	0	0	0	em1
192.168.1.0	0.0.0.0	255.255.255.0	U	Θ	0	0	wlo1

Остаётся невыясненным единственный вопрос: **кто** и с помощью **какого механизма** переключил устройство 5c6:1000 на устройство 16d5:6502 между SEQNUM=2411 и SEQNUM=2427? Это может делать, в принципе, непосредственно программный код **вашего модуля** после его установки, и такой подход имеет смысл проанализировать при подготовке проекта. Но в данном случае это выполнил **прикладной** пакет usb_modeswitch, разработанный специально для таких случаев, потому что такие потребности многократно повторяются для огромного спектра USB устройств.

\$ aptitude show usb-modeswitch

. . .

Описание: инструмент переключения режима для управления USB-устройствами "flip flop" Некоторые современные устройства USB имеют на борту свои собственные патентованные драйвера для Windows, особенно WAN-донглы. При первом подключении они работают как флеш-память и начинают установку драйвера оттуда. Если драйвер уже установлен, запоминающее устройство исчезает, и появляется новое устройство, например, USB-модем. Эта функция называется ZeroCD.

В системе Debian это не требуется, потому что драйвер включен в модуль usbserial ядра Linux. Тем не менее устройство продолжает отображаться по умолчанию как usb-накопитель. usb-modeswitch решает эту проблему посылкой команды, которая переключает устройство из "usb-storage" в "usbserial".

Приложение usb_modeswitch позволяет в **вручном** переключать (разнообразным образом) режимы многофункциональных устройств, например (показано переключение Huawei E220, E230, E270, E870 устройств из 12d1:1003 в 12d1:1001, опция -М и указывает переключающую байтовыю последовательность):

Но это годится для экспериментов, а для реального использования usb_modeswitch хранит конфигурационные файлы для большого количества известных устройств. В предыдущих версиях конфигурационные файлы устройств лежали в каталоге /etc/usb_modeswitch.d, сейчас они находятся в архиве (разархивировать не надо):

```
$ ls -l /usr/share/usb_modeswitch/configPack.tar.gz
-rw-r--r-- 1 root root 18024 deB 24 2020 /usr/share/usb_modeswitch/configPack.tar.gz
$ tar -tvf /usr/share/usb_modeswitch/configPack.tar.gz | head
                          130 2017-01-19 21:47 03f0:002a
-rw-r--r-- 0/0
-rw-r--r-- 0/0
                          131 2017-01-19 21:47 03f0:032a
-rw-r--r-- 0/0
                           38 2019-11-25 20:48 03f0:0857
-rw-r--r-- 0/0
                           28 2017-08-04 21:41 03f0:371d
-rw-r--r-- 0/0
                           28 2017-08-04 21:41 03f0:4b1d
                           28 2017-08-04 21:42 03f0:4e1d
-rw-r--r-- 0/0
                           28 2016-07-25 21:36 03f0:521d
-rw-r--r-- 0/0
-rw-r--r-- 0/0
                           28 2016-07-25 21:39 03f0:531d
                           28 2016-07-25 21:39 03f0:541d
-rw-r--r-- 0/0
-rw-r--r-- 0/0
                            28 2016-07-25 21:39 03f0:581d
$ tar -tvf /usr/share/usb_modeswitch/configPack.tar.gz | wc -l
```

Текущая версия знает об очень многих **многофункциональных** устройствах, учитывая, что каждый файл здесь (с именем вида «VID:PID») может относиться к 2, 3 и более близких устройств одного производителя. Любую конфигурацию, например, для показанного мной ранее устройства AnyDATA, можно посмотреть так:

A обеспечивает запуск usb_modeswitch при горячем подключении устройства, как мы это сейчас уже понимаем, демон udevd в соответствии с его правилами файла 40-usb_modeswitch.rules, который ищите в каталогах /etc/udev/rules.d или /usr/lib/udev/rules.d — получив известный VID:PID демон запускает программу usb_modeswitch.:

```
$ ls -l /usr/lib/udev/rules.d | grep usb_
-rw-r--r-- 1 root root 42861 \( \phi \text{BE} \text{ 2020 40-usb_modeswitch.rules} \)
$ head -n 15 /usr/lib/udev/rules.d/40-usb_modeswitch.rules
# Part of usb-modeswitch-data, version 20191128
#
# Works with usb_modeswitch versions >= 2.4.0. Slash before %k parameter
# is for compatibility only. Versions >= 2.5.0 don't need it.
#
ACTION!="add|change", GOTO="modeswitch_rules_end"
# Adds a symlink "gsmmodem[n]" to the lowest ttyUSB port with interrupt
# transfer; checked against a list of known modems, or else no action
KERNEL=="ttyUSB*", ATTRS{bNumConfigurations}=="*", PROGRAM="usb_modeswitch --symlink-name %p
%s{idVendor} %s{idProduct} %E{PRODUCT}", SYMLINK+="%c"
```

```
SUBSYSTEM!="usb", ACTION!="add",, GOTO="modeswitch_rules_end"

# Generic entry for most Huawei devices, excluding Android phones
ATTRS{idVendor}=="12d1", ATTRS{manufacturer}!="Android", ATTR{bInterfaceNumber}=="00",
ATTR{bInterfaceClass}=="08", RUN+="usb_modeswitch '%b/%k'"
```

... и так далее, как в последней строке, для всех idVendor известных системе, или в более ранних версиях (более понятно):

```
\label{eq:add-subsystem} $$ ACTION=="add" SUBSYSTEM=="usb", SYSFS{idProduct}=="1446", SYSFS{idVendor}=="12d1", RUN+="/usr/sbin/usb_modeswitch"} $$
```

Программа usb_modeswitch является программой пользовательского пространства и, как и следовало ожидать, использует библиотеки проекта libusb: обмен с USB устройствами из пользовательского пространства, об этом инструменте будет коротко расссказано далее. Сейчас для нас важно, что все манипуляции с многофункциональными устройствами мы можем выполнить самостоятельно!

Синтаксис записи самих правил usb_modeswitch (/etc/usb_modeswitch.d) в меру замысловат, но зато хорошо описан, и его детальное рассмотрение выходит за рамки нашего рассмотрения. Принципиально важно то, что для любого многофункционального устройства (стороннего или под свой проект) вы сможете записать правила его переключений, используя пакет usb_modeswitch.

Устройства в пространстве пользователя

Ряд функций управления реальным устройством может быть вообще выполнен в пространстве пользователя, не прибегая к технике написания модулей, и не входя в адресное пространство ядра. Например, случаем в котором работа в пространстве пользователя может иметь большой смысл, является ситуация, когда мы начинаем иметь дело с новым и необычным оборудованием. Работая таким образом мы можете научиться управлять вашим оборудованием без риска подвешивания системы в целом. После того, как мы сделали это, выделение этого программного обеспечения в модуль ядра должно быть формальной задачей.

Прежде всего, может создаться впечатление, что обеспечивая обмен из пространства пользователя можно создать **только** простейшие учебные приложения. Но это мнение опровергается наличием известных публичных проектов, использующих операции только из пространства пользователя. Вот некоторые примеры тому:

- Употребляемая во всех UNIX операционных системах графическая подсистема X11. В своём базовом варианте (не расширенном проприетарными видео драйверами пространства ядра) этот пакет не нуждается в модулях ядра: работа с портами и видеопамятью адаптеров успешно осуществляется из пространства пользователя, а аппаратные прерывания, которые могут генерироваться оборудованием (обратный ход кадра) система X11 не использует. Именно эта архитектура базовой системы X11 создала возможность такого лёгкого её переноса в самые экзотические системы UNIX (как например MINIX 3), и такое широкое её применение в мире UNIX.
- Проект libusb предоставление API для поддержки всего спектра возможных USB устройств из пространства пользователя. Здесь смысл и возможности реализации основаны на других основаниях: низкоуровневый обмен с USB устройством (требующий обработки прерываний и других возможностей ядра) обеспечивает базовый слой поддержки USB встроенный в ядро. Сам проект libusb является уже надстройкой пользовательского пространства, обращающийся к базовым возможностям посредством системных вызовов. Показателем признания качества libusb может быть тот факт, что этот API используют, в свою очередь, такие крупнейшие проекты, как: CUPS (Common Unix Printing System основная на сегодня подсистема печати в Linux), SANE (обслуживание сканеров), fprint (биометрическая система идентификации отпечатков пальцев), libgphoto2 (обслуживание фотографических камер) и это ещё далеко не всё...
- Файловая система FUSE (Filesystem in USErspace) файловая система в пространстве пользователя.
 Идея состоит в том, что сама корневая файловой системы располагается в ядре, но все файловые

операции определяются в таблице в пространстве пользователя (подобно тому как мы делали это ранее в модулях) и эта таблица экспортируется в ядро посредством API FUSE. Позже при системном вызове к такой файловой системе запрос «выбрасываются» ядром в пространство пользователя, и предоставляется для реализации пользователю. Ядерная часть FUSE включена в состав ядра ещё с версии 2.6.14. Идеи FUSE оказались там притягательны для производителей, что на неё строится программная поддержка большинства на сегодня малых мобильных гаджетов: диктофоны, фотоаппараты и др. Через FUSE реализуется в Linux поддержка (для переносимости) файловых систем и Windows: NTFS, ExFAT.

- Сетевая система в пользовательском пространстве предложенная Intel (около 2015г.) DPDK (Data Plane Development Kit) для обхода «узких мест» в самом ядре (сетевой подсистеме) Linux при переходе к сетевым картам 10Gb/s, получающим всё более широкое распространение.
- Подсистема ядра GPIO (General-Purpose Input and /Output) и библиотеки пространства пользователя GPIO API, которые создают лёгкий путь манипулирования дискретными входами-выходами для связи с разнообразными внешними исполнительными устройствами в системах реального управления.

Достаточно много проектов (названных выше и ещё больше неназванных) концентрируются на том, чтобы работу с периферийными устройствами **вынести из ядра**. И в этом есть серьёзный резон! Начиная новый проект со всей тщательностью изучите — нельзя ли требуемую работу с устройствами **реализовать без программирования в ядре!**

И хотя эта тема (пользовательского пространства) только косвенно касается программирования и использование поддержки ядра и драйверов, её стоит проиллюстрировать хотя бы для того, чтобы показать как могут решаться проблемы периферийных устройств не влезая в сложности программирования в ядре, существующие альтернативы ...

Аппаратные порты

Посмотрите порты, реально присутствующие в системе, которые могут использоваться для обмена:

```
$ sudo cat /proc/ioports
0000-03af : PCI Bus 0000:00
  0000-001f : dma1
  0020-0021 : pic1
  0040-0043 : timer0
  0050-0053 : timer1
  0060-0060 : keyboard
  0061-0061 : PNP0800:00
  0064-0064 : keyboard
  0070-0071 : rtc0
  0080-008f : dma page reg
  00a0-00a1 : pic2
  00c0-00df : dma2
  00f0-00ff : PNP0C04:00
   00f0-00ff : fpu
0d00-ffff : PCI Bus 0000:00
  e000-efff : PCI Bus 0000:01
    e000-e0ff: 0000:01:00.0
      e000-e0ff: r8169
  f000-f0ff: 0000:00:01.0
  f100-f10f : 0000:00:11.0
    f100-f10f : ahci
  f110-f113 : 0000:00:11.0
```

Реализацию ввода/вывода из адресного пространства пользователя можно реализовать несколькими

способами. Первый из них — это использовать функции ввода-вывода. Для обмена с портами предоставляются (<sys/io.h>) набор функций:

```
unsigned char inb(unsigned short int port);
unsigned short int inw(unsigned short int port);
unsigned int inl(unsigned short int port);
void outb(unsigned char value, unsigned short int port);
void outw(unsigned short int value, unsigned short int port);
void outl(unsigned int value, unsigned short int port);
```

Сразу же акцентируем внимание (о таких вещах говорилось ранее), что при внешней полной идентичности с аналогичными функциями ядра, эти вызовы представляют собой совершенно другие реализации. Функции ядра размещены в коде ядра, а пользовательские функции реализуются инлайновыми ассемблерными вставками GCC (мельком обсуждалось ранее):

```
static __inline unsigned char inb(unsigned short int __port) {
   unsigned char _v;
   __asm_ __volatile__ ("inb %w1,%0":"=a" (_v):"Nd" (__port));
   return _v;
}
```

Из-за такого (инлайн) способа определений, при компиляции GCC должны быть обязательно включены опции оптимизации (как минимум - 0 или - 02).

Но операции обращения к портам недопустимы для **не привилегированных** процессов (выполняющихся в кольце защиты 3, а также не запущенные от имени root), позже мы обсудим как это выглядит. Для разрешения обменных операций возможно (<sys/io.h>):

1. Отобразить диапазон портов ввода-вывода в пространство задачи и разрешить их использовать: int ioperm(unsigned long int from, unsigned long int num, int turn_on);

Вызов: ioperm() устанавливает биты привилегий для доступа к области портов ввода/вывода, параметры здесь:

- from начальный номер порта области;
- num число портов в области;
- turn_on разрешить (1) или запретить (0) привилегированные операции.

Таким образом можно изменить привилегии только для **первых** 0x3ff портов ввода/вывода, если нужно получить тот же результат для всех 65536 портов, нужно воспользоваться системным вызовом iopl().

2. Изменить уровень привилегированности пользовательского процесса **в отношении ввода-вывода** (это вовсе не означает перевод пользовательского приложения в другое кольцо защиты):

```
int iopl(int level);
```

Вызов iopl() меняет уровень привилегий ввода-вывода: всем процессам, уровень кольца защиты которых ниже или равен (более привилегированные) level, будут разрешены привилегированные операции. (В дополнение к неограниченному доступу к портам ввода-вывода работа на высоком уровне привилегий также позволяет процессу отключать прерывания. Скорее всего, это приведёт к сбою системы, поэтому это небезопасно). Эти права наследуются через fork() и execve().

Естественно, что для получения привилегий ввода-вывода любым из способов процесс должен обладать правами root. После получения привилегий процесс может выполнять перечисленные ранее операции обмена: out*() и in*().

3. Ещё один способ основан на том, что Linux отображает пространство аппаратных портов в файл:

```
$ ls -l /dev/port crw-r---- 1 root kmem 1, 4 нояб. 23 14:31 /dev/port
```

Поэтому возможность состоит в том, чтобы:

- открыть fd = open() указанный файл (естественно, с правами root);
- сдвинуть указатель позиции в файле на требуемый порт: lseek(fd, port, SEEK_SET);
- считать (read(fd, &data, 1)) или записать (write(fd, &data, 1)) данные из порта или в порт;

Смысл проделываемого в этом случае состоит в том, что мы **поручаем** ядру Linux выполнить для нас операции ввода-вывода. Этот способ, конечно, будет в работе намного медленнее, но он не требует ни получения дополнительно привилегий уровня защиты процессора (режима супервизора), что небезопасно, ни оптимизации при компиляции (что иногда нежелательно).

Помимо возможности ввода/вывода, для таких программ, как правило, нужно предотвратить выгрузку страниц такой программы на диск:

```
#include <sys/mman.h>
int mlock(const void *addr, size_t len);
int munlock(const void *addr, size_t len);
int mlockall(int flags);
int munlockall(void);
```

В наиболее нужном в этом качестве вызове mlockall(), параметр flags может быть:

MCL_CURRENT - локировать все страницы, которые на текущий момент отображены в адресное пространство процесса;

MCL_FUTURE - локировать все страницы, которые будут отображаться в будущем в адресное пространство процесса;

Демонстрируем всё сказанное примером кода (каталог user_io):

ioports.c :

```
#include <stdio.h>
#include <unistd.h>
#include <svs/io.h>
#include <stdlib.h>
#include <fcntl.h>
#include <errno.h>
#define PARPORT_BASE 0x378
void do_io(unsigned long addr) {
   unsigned char zero = 0, readout = 0;
  printf("\twriting: 0x%02x to 0x%lx\n", zero, addr);
  outb(zero, addr);
   usleep(1000);
   readout = inb(addr + 1);
   printf("\treading: 0x%02x from 0x%lx\n", readout, addr + 1);
}
void do_read_devport(unsigned long addr) {
   unsigned char zero = 0, readout = 0;
  int fd;
   printf("/dev/port :\n");
   if((fd = open("/dev/port", O_RDWR)) < 0) {
      perror("reading /dev/port method failed"); return;
  if(addr != lseek(fd, addr, SEEK_SET)) {
      perror("lseek failed"); close(fd); return;
   printf("\twriting: 0x%02x to 0x%lx\n", zero, addr);
```

```
write(fd, &zero, 1);
   usleep(1000);
   read(fd, &readout, 1);
   printf("\treading: 0x%02x from 0x%lx\n", readout, addr + 1);
   close(fd);
   return;
}
void do_ioperm(unsigned long addr) {
   printf("ioperm :\n");
   if(ioperm(addr, 2, 1)) {
      perror("ioperm failed"); return;
   }
   do_io(addr);
   if(ioperm(addr, 2, 0)) perror("ioperm failed");
   return;
}
int iopl_level = 3;
void do_iopl(unsigned long addr) {
   printf("iopl :\n");
   if(iopl(iopl_level)) {
      perror("iopl failed"); return;
   }
   do_io(addr);
   if(iopl(0)) perror("ioperm failed");
}
int main(int argc, char *argv[]) {
   unsigned long addr = PARPORT_BASE;
   if(argc > 1)
      if(!sscanf(argv[ 1 ],"%lx", &addr)) {
         printf("illegal address: %s\n", argv[ 1 ]);
         return EXIT_FAILURE;
   if(argc > 2) iopl_level = atoi(argv[ 2 ]);
   do_read_devport(addr);
   do_ioperm(addr);
   do_iopl(addr);
   return errno;
}
   Результаты его выполнения:
$ sudo ./ioports
/dev/port :
        writing: 0x00 to 0x378
        reading: 0x78 from 0x379
ioperm :
        writing: 0x00 to 0x378
        reading: 0x78 from 0x379
iopl:
        writing: 0x00 to 0x378
        reading: 0x78 from 0x379
```

Особенности доступа

Если попытаться использовать обменные операции, не получив привилегий (ioperm() или iopl()), то программа немедленно прервётся на этом операторе. Странным образом различаются при этом выполнение с

правами root и без них:

```
$ ./ioperm
    writing: 0x00 to 0x378
Ошибка сегментирования (стек памяти сброшен на диск)
$ echo $?
139
$ sudo ./ioperm
[sudo] пароль для olej:
    writing: 0x00 to 0x378
Ошибка сегментирования
$ echo $?
139
```

Код завершения программы (139) довольно странный, но в любом случае, он настолько серьёзный, что попытка выполнения фиксируется в системном журнале:

```
$ dmesg | tail -n2
[20314.668678] traps: ioperm[16406] general protection fault ip:555a836d91da sp:7fff124dbac0
error:0 in ioperm[555a836d9000+1000]
[20327.584689] traps: ioperm[16435] general protection fault ip:55eda2b3e1da sp:7ffd31c52230
error:0 in ioperm[55eda2b3e000+1000]
```

Функции обмена (in*() / out*()) вообще никаким образом не возвращают и не устанавливают код ошибочности своего выполнения. Например, при обращении к не существующим аппаратным портам:

Из не существующих портов читается Oxff, это не сильно надёжный признак, и присутствие портов, наверное, нужно контролировать отдельно, например, по содержимому /proc/ioports, как это показывалось выше.

Замечание относительно iopl() и уровней привилегий: если функции указать параметр больше 3, то она возвратит ошибку:

```
$ sudo ./ioports 378 4
...
iopl failed: Invalid argument
$ echo $?
```

А поскольку, в Linux из 4-х колец защиты процессора x86 (0, 1, 2, 3) использованы только 2 (0 - для ядра Linux, 3 - для пользовательского пространства), то для вызова <math>iopl() имеет смысл только:

- iopl(3) разрешить пользовательскому процессу привилегированные операции;
- iopl(0) возвратить запрет на выполнение пользовательским процессом привилегированных операции;

Ещё один вопрос: а нельзя ли (например при отработке прототипов, о чём говорилось в начале) получить доступ из пользовательского пространства к DMA и прерываниям? Нет, никаких средств для этого в пользовательском API нет. Но для отработки прототипов можно создать простейший модуль для обработки аппаратного прерывания, который по получению прерывания должен будет всего лишь отослать сигнал UNIX

процессу пользовательского пространства (такая возможность будет обсуждена далее). Таким же образом может решаться вопрос асинхронных событий аппаратуры.

Проект libusb

Проект libusb — это настолько мощный, и настолько широко использующийся в различных сторонних проектах инструментарий, и настолько давно прижившийся в Linux проект — что он заслуживает отдельного упоминания. Показателем признания и качества libusb может быть тот факт, что этот API используют такие крупнейшие проекты, как: CUPS (Common Unix Printing System — основная на сегодня подсистема печати в Linux), SANE (подсистема обслуживание сканеров), fprint (биометрическая система идентификации отпечатков пальцев), libgphoto2 (обслуживание фотографических камер) и это ещё далеко не всё... Проект libusb — мультиплатформенный, на сегодня этот инструментарий представлен (переносимо) в операционных системах: Linux, BSDs, Solaris, OS X, Windowd, Android, Haiku (хоть переносимость и не является предметом нашего текущего рассмотрения)..

Библиотека libusb, как уже было сказано выше, позволяет осуществлять практически все операции диагностики и ввода-вывода с USB устройствами из **пользовательских** процессов. Это позволяет перенести часть (большую или меньшую) функциональности проектов, работающих с USB устройствами из модульного кода в пользовательский. Так сделано во многих известных проектах, и такой подход поощряется.

Примечание: С середины 2012 г. существует альтернативная линия развития этого проекта, которая может фигурировать под именем libusbx.

Смысл проекта в том, что весь низкоуровневый обмен с USB устройством (требующий обработки прерываний и других возможностей ядра) оставлен в ядерной части, а библиотека libusb предоставляет (libusb.h) обёртки пользовательского пространства, обращающиеся к базовым возможностям в ядре посредством системных вызовов. И работает это в любой процессорной архитектуре, поддерживаемой Linux!

Для работы с libusb вам придётся, вероятно, установить стандартным способом своего дистрибутива пакет libusb-*-dev, потому что обычно в дистрибутивах Linux по умолчанию установлен сам пакет библиотеки, но не установлены средства разработки (libusb.h) под него. В конечном итоге это должно выглядеть как-то так:

```
$ aptitude search libusb | grep ^i
i A libusb-1.0-0 - userspace USB programming library
i libusb-1.0-0-dev - userspace USB programming library development files
```

После этого мы можем воспользоваться утилитой для точного определения опций для компиляции и сборки:

```
$ pkg-config libusb-1.0 --cflags
-I/usr/include/libusb-1.0
$ pkg-config libusb-1.0 --libs
-lusb-1.0
```

Теперь мы можем рассмотреть пример (каталог libusb архива) диагностики USB оборудования (заимствовано с минимальными переделками с сайта проекта libusb):

ulist.c :

```
#include <stdio.h>
#include <sys/types.h>
#include <libusb.h>

static void print_devs(libusb_device **devs) {
    libusb_device *dev;
    int i = 0;
    while ((dev = devs[i++]) != NULL) {
        struct libusb_device_descriptor desc;
        uint8_t path[8];
```

```
int r = libusb_get_device_descriptor(dev, &desc);
      if (r < 0) {
         fprintf(stderr, "failed to get device descriptor");
         return;
      }
      printf("%04x:%04x (bus %d, device %d)",
             desc.idVendor, desc.idProduct,
             libusb_get_bus_number(dev), libusb_get_device_address(dev));
      r = libusb_get_port_numbers(dev, path, sizeof(path));
      if (r > 0) {
         int j;
         printf(" path: %d", path[0]);
         for (j = 1; j < r; j++)
            printf(".%d", path[j]);
      printf("\n");
   }
}
int main(void) {
   libusb_device **devs;
   int r;
   ssize_t cnt;
   r = libusb_init(NULL);
   if (r < 0)
      return r;
   cnt = libusb_get_device_list(NULL, &devs);
   if (cnt < 0)
      return (int) cnt;
   print_devs(devs);
   libusb_free_device_list(devs, 1);
   libusb_exit(NULL);
   return 0;
}
```

Приложение диагностирует все найденные в системе USB устройства, пару VID:PID, характеризующую устройство, и физическую топологию устройств по их подключениям (порты). Если у вас в системе используется несколько устройств с одинаковыми VID:PID, то идентифицировать их по этому основному показателю нельзя, и тогда на помощь приходит физическая топология подключения:

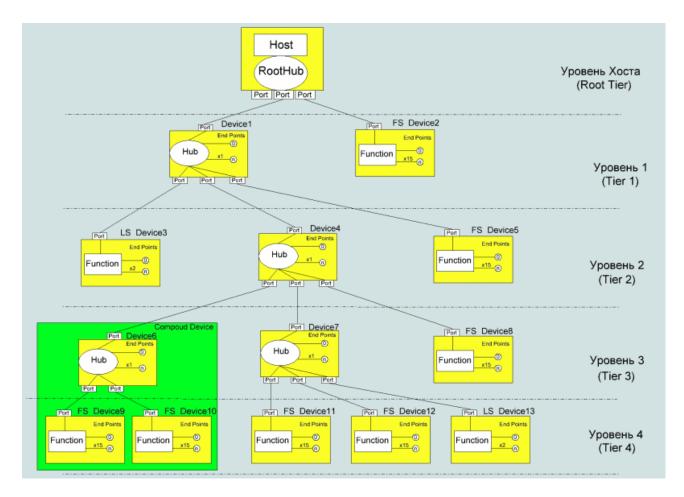


Рисунок: Топология сети USB на физическом уровне.

Сборку приложений (этого и следующего) осуществляем так (этот вывод позволяет воспроизвести содержимое Makefile применяемого при сборке):

\$ make

```
gcc -02 -Wall `pkg-config libusb-1.0 --cflags` utest.c `pkg-config libusb-1.0 --libs` -o utest gcc -02 -Wall `pkg-config libusb-1.0 --cflags` ulist.c `pkg-config libusb-1.0 --libs` -o ulist
```

В итоге мы получили исполнимое приложение (выполнение от root обязательно):

\$ sudo ./ulist

```
046d:0a45 (bus 2, device 4) path: 1.8
2101:020f (bus 2, device 3) path: 1.2
8087:0024 (bus 2, device 2) path: 1
1d6b:0002 (bus 2, device 1)
0624:0249 (bus 1, device 4) path: 1.6.1
0624:0248 (bus 1, device 3) path: 1.6
8087:0024 (bus 1, device 2) path: 1
1d6b:0002 (bus 1, device 1)
```

Это можно сверить для проверки с тем, что даёт нам команда lsusb на этом компьютере (и оно совпадёт), но не будем терять на это время...

Следующим примером мы рассмотрим как происходит обмен данными с USB устройством, и здесь же покажем общую схему **любого** приложения, читающего или пишущего в/из USB устройство. А, поскольку нам нужно конкретное устройство для экспериментирования, выберем в этом качестве ... мышку. Но на каждом компьютере у нас будет совершенно **конкретная** и **отличающаяся** конфигурация USB устройств, даже таких простых, поэтому прежде мы соберём некоторую подготовительную информацию:

\$ lsusb

```
Bus 004 Device 002: ID 0557:0204 ATEN International Co., Ltd Bus 004 Device 001: ID 1d6b:0001 Linux Foundation 1.1 root hub
```

```
Bus 003 Device 001: ID 1d6b:0002 Linux Foundation 2.0 root hub Bus 002 Device 001: ID 1d6b:0001 Linux Foundation 1.1 root hub Bus 001 Device 001: ID 1d6b:0002 Linux Foundation 2.0 root hub Bus 005 Device 001: ID 1d6b:0002 Linux Foundation 2.0 root hub
```

В показанной конфигурации у меня более сложный случай: и мышка и клавиатура объединены на внешнем устройстве ATEN, и только затем через него подключены на единый USB порт — но это усложнение делает задачу только интереснее!

Приступая к задаче, детально каждый раз изучаем своё USB устройство:

```
$ sudo lsusb -d 0557:0204 -v
Bus 004 Device 002: ID 0557:0204 ATEN International Co., Ltd
Device Descriptor:
   bLength 18
...
```

Но самые интересующие нас параметры, которые мы должны извлечь из этого листинга — это номер интерфейса и адреса концевых точек обмена (EP, EndPoint):

У вас их может оказаться больше (или даже меньше), но нам нужно найти те, которые в листинге отмечены как Mouse (нас в данной конфигурации будет интересовать пара 1, 0х82):

```
$ sudo lsusb -d 0557:0204 -v | grep -i mouse
bInterfaceProtocol 2 Mouse
```

Теперь у нас есть вся информация для написания теста:

utest.c :

```
#include <stdio.h>
#include <getopt.h>
#include <stdlib.h>
#include <libusb.h>
int main (int argc, char *argv[]) {
   const uint16_t vendor_id = 0x0557;
   const uint16_t product_id = 0x0204;
#define SIZE 8
#define DEV_INTF 1 // bInterfaceNumber
#define EP 0x82
                  // bEndpointAddress
   struct libusb device handle *devh = NULL;
  unsigned char buf[SIZE];
  int ret, debug = 0, rep = 5;
  while ((ret = getopt(argc, argv, "v")) != -1) {
      switch (ret) {
         case 'v':
            debug++;
      }
  }
   if (argc > optind \&\& atoi(argv[optind]) > 0)
      rep = atoi(argv[optind]);
   if ((ret = libusb_init(NULL)) != 0) {
      fprintf(stderr, "ошибка инициализации libusb: %d\n", ret);
      return 2:
  }
```

```
if (debug > 0) // уровень вывода отладочных сообщений
      libusb_set_option(NULL, LIBUSB_OPTION_LOG_LEVEL, LIBUSB_LOG_LEVEL_DEBUG);
   devh = libusb_open_device_with_vid_pid(NULL, vendor_id, product_id);
   if (devh == NULL) {
      fprintf(stderr, "такое устройство не подключено: %X:%X\n",
              vendor_id, product_id);
      libusb_exit(NULL);
      return 3;
  }
  if (libusb_kernel_driver_active(devh, DEV_INTF))
      libusb_detach_kernel_driver(devh, DEV_INTF);
  if (libusb_claim_interface(devh, DEV_INTF) < 0){</pre>
      fprintf(stderr, "ошибка интерфейса\n");
      return 4;
  while (rep-- > 0) {
      int i,
         returned = libusb_interrupt_transfer(devh, EP, buf, SIZE, &ret, 5000);
      if (returned >= 0) {
         printf("read %d байт: ", ret);
         for (i = 0; i < ret; i++)
            printf("%d ", (int)buf[i]);
         printf("\n");
     }
      else {
                printf("непонятно ... тайм-аут?\n");
         }
   }
   libusb_release_interface(devh, DEV_INTF);
   libusb_attach_kernel_driver(devh, DEV_INTF);
   libusb_close(devh);
   libusb_exit(NULL);
   return 0;
}
```

Запустим приложение без отладочной диагностики на то чтобы «ловить» 25 считанных событий, и подвигаем мышкой:

```
$ sudo ./utest 25
read = 4 байт: 1 0 0 0
read = 4 байт: 0 0 0 0
read = 4 байт: 2 0 0 0
read = 4 байт: 0 0 0 0
read = 4 байт: 0 1 0 0
read = 4 байт: 0 2 1 0
read = 4 байт: 0 3 2 0
read = 4 байт: 0 2 2 0
read = 4 байт: 0 2 1 0
read = 4 байт: 0 4 3 0
read = 4 байт: 0 5 4 0
read = 4 байт: 0 6 2 0
read = 4 байт: 0 8 3 0
read = 4 байт: 0 6 2 0
read = 4 байт: 0 6 3 0
read = 4 байт: 0 4 2 0
read = 4 байт: 0 2 0 0
read = 4 байт: 0 1 1 0
read = 4 байт: 0 254 0 0
read = 4 байт: 0 251 0 0
read = 4 байт: 0 248 0 0
```

```
read = 4 байт: 0 247 255 0
read = 4 байт: 0 245 254 0
read = 4 байт: 0 245 254 0
read = 4 байт: 0 248 254 0
```

(Здесь есть и нажатия кнопок — 1-я колонка, и движения по вертикали и горизонтали...)

Процессы, происходящие с USB, достаточно сложные, и для разбирательства с ними libusb предоставляет несколько уровней (LIBUSB_LOG_LEVEL_DEBUG , LIBUSB_LOG_LEVEL_INFO и др.) отладочного вывода (LIBUSB_OPTION_LOG_LEVEL). Вот как выглядит выполнение того же приложения с уровнем наивысшей детализации (-v) для 5 считанных событий:

```
$ sudo ./utest -v
```

```
[timestamp] [threadID] facility level [function call] <message>
______
[ 0.026655] [00003195] libusb: debug [libusb_get_device_list]
[ 0.026808] [00003195] libusb: debug [libusb_get_device_descriptor]
[ 0.026832] [00003195] libusb: debug [libusb_open] open 4.2
[ 0.026953] [00003195] libusb: debug [usbi_add_pollfd] add fd 9 events 4
[ 0.026998] [00003195] libusb: debug [libusb_kernel_driver_active] interface 1
[ 0.027037] [00003195] libusb: debug [libusb_detach_kernel_driver] interface 1
[ 0.045896] [00003195] libusb: debug [libusb_claim_interface] interface 1
[ 0.046091] [00003195] libusb: debug [libusb_alloc_transfer] transfer 0x21dd438
[ 0.046157] [00003195] libusb: debug [libusb_submit_transfer] transfer 0x21dd438
[ 0.046231] [00003195] libusb: debug [add_to_flying_list] arm timerfd for timeout in 5000ms (first
in line)
[ 0.046307] [00003195] libusb: debug [submit_bulk_transfer] need 1 urbs for new transfer with
length 8
[ 0.046418] [00003195] libusb: debug [libusb_handle_events_timeout_completed] doing our own event
handling
[ 0.046466] [00003195] libusb: debug [handle_events] poll fds modified, reallocating
[ 0.046540] [00003195] libusb: debug [handle_events] poll() 3 fds with timeout in 60000ms
[ 1.996556] [00003195] libusb: debug [handle_events] poll() returned 1
\hbox{\tt [1.996669] [00003195] libusb: debug [reap\_for\_handle] urb type=1 status=0 transferred=4}\\
[ 1.996700] [00003195] libusb: debug [handle_bulk_completion] handling completion status 0 of bulk
urb 1/1
[ 1.996729] [00003195] libusb: debug [handle_bulk_completion] last URB in transfer --> complete!
[ 1.996755] [00003195] libusb: debug [disarm_timerfd]
[ 1.996797] [00003195] libusb: debug [usbi_handle_transfer_completion] transfer 0x21dd438 has
callback 0xb6f4ad95
[ 1.996825] [00003195] libusb: debug [sync_transfer_cb] actual_length=4
[ 1.996885] [00003195] libusb: debug [libusb_free_transfer] transfer 0x21dd438
read = 4 байт: 0 1 0 0
[ 1.997142] [00003195] libusb: debug [libusb_alloc_transfer] transfer 0x21ed3c8
[ 1.997173] [00003195] libusb: debug [libusb_submit_transfer] transfer 0x21ed3c8
[ 2.012711] [00003195] libusb: debug [handle_bulk_completion] last URB in transfer --> complete!
[ 2.012735] [00003195] libusb: debug [disarm_timerfd]
[ 2.012764] [00003195] libusb: debug [usbi_handle_transfer_completion] transfer 0x21ed3c8 has
callback 0xb6f4ad95
[ 2.012789] [00003195] libusb: debug [sync_transfer_cb] actual_length=4
[ 2.012814] [00003195] libusb: debug [libusb_free_transfer] transfer 0x21ed3c8
read = 4 байт: 0 2 0 0
[ 2.012864] [00003195] libusb: debug [libusb_alloc_transfer] transfer 0x21ecf88
\hbox{$[\ 2.012884]$ [00003195] libusb: debug [libusb\_submit\_transfer] transfer 0x21ecf88}\\
[ 2.012903] [00003195] libusb: debug [add_to_flying_list] arm timerfd for timeout in 5000ms (first
in line)
\hbox{\tt [2.028742] [00003195] libusb: debug [usbi\_handle\_transfer\_completion] transfer 0x21ecf88 \ has}
callback 0xb6f4ad95
[ 2.028775] [00003195] libusb: debug [sync_transfer_cb] actual_length=4
[ 2.028802] [00003195] libusb: debug [libusb_free_transfer] transfer 0x21ecf88
```

```
read = 4 байт: 0 2 3 0
[ 2.028854] [00003195] libusb: debug [libusb_alloc_transfer] transfer 0x21f10c0
[ 2.028876] [00003195] libusb: debug [libusb submit transfer] transfer 0x21f10c0
[ 2.028896] [00003195] libusb: debug [add_to_flying_list] arm timerfd for timeout in 5000ms (first
in line)
[ 2.036914] [00003195] libusb: debug [usbi_handle_transfer_completion] transfer 0x21f10c0 has
callback 0xb6f4ad95
[ 2.036987] [00003195] libusb: debug [sync_transfer_cb] actual_length=4
[ 2.037049] [00003195] libusb: debug [libusb_free_transfer] transfer 0x21f10c0
read = 4 байт: 0 2 3 0
[ 2.037137] [00003195] libusb: debug [libusb_alloc_transfer] transfer 0x21f0ef0
[ 2.037167] [00003195] libusb: debug [libusb_submit_transfer] transfer 0x21f0ef0
[ 2.037201] [00003195] libusb: debug [add_to_flying_list] arm timerfd for timeout in 5000ms (first
in line)
. . .
[ 2.052863] [00003195] libusb: debug [usbi_handle_transfer_completion] transfer 0x21f0ef0 has
callback 0xb6f4ad95
[ 2.052886] [00003195] libusb: debug [sync_transfer_cb] actual_length=4
[ 2.052916] [00003195] libusb: debug [libusb_free_transfer] transfer 0x21f0ef0
read = 4 байт: 0 2 5 0
[ 2.053034] [00003195] libusb: debug [libusb_release_interface] interface 1
[ 2.053156] [00003195] libusb: debug [libusb_attach_kernel_driver] interface 1
[ 2.060124] [00003195] libusb: debug [libusb_close]
[ 2.060231] [00003195] libusb: debug [usbi_remove_pollfd] remove fd 9
[ 2.060294] [00003195] libusb: debug [libusb_exit]
[ 2.060320] [00003195] libusb: debug [libusb_exit] destroying default context
```

На этом мы закончим наш краткий экскурс в такую интересную тему как использование libusb. Хотелось бы надеяться, что изложения основных принципов достаточно чтобы **начать** писать код под libusb. Всё остальное — в документации!

Ещё одним несомненным достоинством, спонтанно возникшим в ходе долгой жизни проекта, и участия в нём большого числа сторонних заинтересованных авторов, явилось то, что для libusb были созданы языковые обёртки, позволяющие использовать этот API работы с USB устройствами из кода на самых различных языках программирования. На сегодня это, как минимум: С и C++, Java, C#, Go, Ada, Python, Perl, Ruby, Lua, Common Lisp, Ocaml, Haskell. Например, используя в Python расширение PyUSB (одно из нескольких доступных для Python!) мы могли бы писать непосредственно из Python кода что-то типа следующего:

```
import usb.core
import usb.util as util
...
VID = 0x04d9
PID = 0x8010
dev = usb.core.find(idVendor=VID, idProduct=PID)
if dev.is_kernel_driver_active(0):
    dev.detach_kernel_driver(0)
dev.set_configuration() # do reset and set active conf. Must be done before claim.
util.claim_interface(dev, None)
try:
    dev.read(0x81, 64)
except usb.core.USBError:
    pass
...
```

GPIO

С некоторых, уже и не так близких пор, производители **одноплатных** компьютеров (независимо от их процессорной архитектуры) стали оснащать их чипами (и внешними разъёмами) подсистемы GPIO (**G**eneral-

Purpose Input and **O**utput), особенно для компьютеров промышленного предназначения. Подсистема GPIO позволяет компьютеру управлять определённым числом **дискретных** линий для электрического управления (высокое/низкое напряжение на линии) реальным нестандартным оборудованием в проектах автоматического управления. Эта возможность относится не только к минимальным («игрушечным») образцам, но на сегодня предлагается уже очень широкий спектр серьёзных моделей для таких возможностей:



Рисунок: Одна из множества модель — AMD Ryzen Embedded SBC с четырехъядерным/восьмиядерным процессором AMD V1605B, с оперативной памятью до 64 Gb, флэш-памятью eMMC на 32 Gb, разъемами M.2 и SATA для хранения, поддержкой до четырех дисплеев 4K через порты HDMI 2.0.

Подсистема GPIO не относится напрямую к нашему предмету написания модулей ядра ... но для неё существует отдельный API ядра (префикс имён вида gpio_*), а сама она настолько значима, как замена некоторых ядерных возможностей, что её рассмотрение нельзя оставить в стороне.

Линии GPIO идентифицируются целыми числами без знака в диапазоне 0..MAX_INT, на разных платформах эти номера (диапазоны) конкретно могут радикально отличаться.

В версии 2.6.26 в Linux появляется стандартный интерфейс для работы с GPIO через sysfs (называемый **старый** — старый не в смысле устаревший, а появившийся раньше). В /sys появляется каталог:

\$ ls -l /sys/class/gpio

```
итого 0
--w--w--- 1 root gpio 4096 авг 25 14:14 export
lrwxrwxrwx 1 root gpio 0 авг 25 14:14 gpiochip0 -> ...
--w--w--- 1 root gpio 4096 авг 25 14:14 unexport
```

В этом экземпляре один контроллер (чип) GPIO (может быть и несколько). Число контролируемых линий в данном случае:

```
$ cat /sys/class/gpio/gpiochip*/ngpio
54
```

Для того, чтобы взять под контроль любую из наличествующих линий, заносим её номер (в примере 16) в export (все операции с GPIO требуют прав root):

```
# echo 16 > /sys/class/gpio/export
```

```
# ls -l /sys/class/gpio
итого 0
```

```
--w--w---- 1 root gpio 4096 авг 25 21:05 export
lrwxrwxrwx 1 root root 0 авг 25 21:05 gpio16 -> ...
lrwxrwxrwx 1 root gpio 0 авг 25 14:14 gpiochip0 -> ...
--w--w---- 1 root gpio 4096 авг 25 14:14 unexport
```

Теперь через вновь появившийся каталог мы ведём работу с этой линией:

tree /sys/class/gpio/gpio16

```
/sys/class/gpio/gpio16

— active_low

— device -> ../../../gpiochip0

— direction
```

Через direction мы управляем **направлением** работы линии: вывод или ввод данных. Изначально направление установлено на ввод:

```
# cat /sys/class/gpio/gpio16/direction
in
```

Задав направление мы можем выводить управляющее воздействие и считывать данные с линии (данные дискретной линии, естественно, могут быть только 0 или 1):

```
# echo out > /sys/class/gpio/gpio16/direction
# cat /sys/class/gpio/gpio16/direction
out
# cat /sys/class/gpio/gpio16/value
0
# echo 1 > /sys/class/gpio/gpio16/value
# cat /sys/class/gpio/gpio16/value
```

Когда нам не нужна больше используемая линия — записываем её номер в unexport:

```
# echo 16 > /sys/class/gpio/unexport
# ls -l /sys/class/gpio
итого 0
--w--w---- 1 root gpio 4096 авг 25 21:05 export
lrwxrwxrwx 1 root gpio 0 авг 25 14:14 gpiochip0 -> ...
--w--w---- 1 root gpio 4096 авг 25 21:10 unexport
```

Восстановилось исходное состояние!

Показанного минимального объёма уже достаточно чтобы понять, что этого **интерфейса** достаточно для построения **управляющих** систем систем на языках Shell, C/C++, Python ... практически любым инструментарием. Позже появился и набор утилит (устанавливаются из стандартного репозитория дистрибутива с пакетом gpiod), реализующих CLI-интерфейс a GPIO:

```
$ ls /bin/*gpio*
```

/bin/gpiodetect /bin/gpiofind /bin/gpioget /bin/gpioinfo /bin/gpiomon /bin/gpioset

\$ ls /usr/bin/*gpio*

/usr/bin/gpiodetect /usr/bin/gpiofind /usr/bin/gpioget /usr/bin/gpioinfo /usr/bin/gpiomon /usr/bin/gpioset

Вот некоторые примеры использования этого интерфейса (это уже другого типа микрокомпьютер):

gpiodetect qpiochip0 [1c20800.pinctrl] (224 lines)

```
gpiochip1 [1f02c00.pinctrl] (32 lines)
# gpioinfo gpiochip1
gpiochip1 - 32 lines:
   line
         0:
                                        input active-high
                  unnamed
                               unused
   line
         1:
                  unnamed
                               unused
                                       input active-high
   line 2:
                  unnamed "usb0-vbus"
                                       output active-high [used]
   line 3:
                                "sw4"
                  unnamed
                                        input
                                              active-low [used]
   line 4:
                                        input active-high
                  unnamed
                               unused
   line
          5:
                  unnamed
                               unused
                                        input active-high
   line 6:
                  unnamed
                           "vdd-cpux" output active-high [used]
```

```
7:
   line
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line
          8:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line
         9:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line 10:
                  unnamed "orangepi:green:pwr" output active-high [used]
   line 11:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line 12:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line 13:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line 14:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line 15:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line 16:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line 17:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line 18:
                                        input active-high
                  unnamed
                                unused
   line 19:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line 20:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line 21:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line 22:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line 23:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line 24:
                                        input active-high
                  unnamed
                                unused
   line 25:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line 26:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line 27:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line 28:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line 29:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
   line 30:
                  unnamed
                                unused
                                         input active-high
   line 31:
                  unnamed
                                unused
                                        input active-high
# gpioset gpiochip1 11=1
# gpioget gpiochip1 11
1
# gpioset gpiochip1 11=0
# gpioget gpiochip1 11
```

Ещё позже (ядро 4.8) появляется (дополнительно) новый интерфейс, реализуемый модулями ядра в составе дерева исходных кодов ядра, и представляющий контроллеры GPIO как символьные устройства в /dev, а интерфейс к ним как операции ioctl():

```
$ ls -l /dev/gpio*
crw------ 1 root root 254, 0 aBr 25 17:17 /dev/gpiochip0
crw------ 1 root root 254, 1 aBr 25 17:17 /dev/gpiochip1
```

Этот интерфейс предоставляет (linux/gpio.h>) обширный API (коды вида GPIO_*_IOCTL) пространства **пользователя**, предоставляющий пользовательским приложениям весь спектр операций по диагностике и управлению подсистемой GPIO.

В завершение, в качестве иллюстрации, приведём пример использования этого API для диагностики устройств GPIO (каталог GPIO):

<u>info.c :</u>

```
#include <unistd.h>
#include <stdio.h>
#include <string.h>
#include <errno.h>
#include <fortl.h>
#include <fortl.h>
#include <getopt.h>
#include #include #include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#include 
#inc
```

```
int main(int argc, char* argv[]) {
       int fd, ret, debug = 0;
       struct gpiochip_info info;
      struct gpioline_info line_info;
      char dev name[80];
      while ((ret = getopt(argc, argv, "v")) != -1) {
              switch (ret) {
                    case 'v':
                           debug++;
                           break;
                     default:
                           fprintf(stderr,
                                              "Usage: %s options dev_name.\n"
                                              "Options:\n"
                                              "\t -v increase output level\n",
                                              argv[0]);
                           return -1;
             }
      }
       strcat(dev name, 1 == argc ? DEV NAME : argv[optind]);
       fd = open(dev_name, 0_RDONLY);
       if (fd < 0) {
             printf("Unabled to open %s: %s\n", dev_name, strerror(errno));
              return 1;
       }
       // Query GPIO chip information
       ret = ioctl(fd, GPIO_GET_CHIPINFO_IOCTL, &info);
      if (ret == -1) {
             printf("Unable to get chip info from ioctl: %s", strerror(errno));
             close(fd);
              return 2;
       }
       printf("Chip name: %s\n", info.name);
       printf("Chip label: %s\n", info.label);
       printf("Number of lines: %d\n", info.lines);
      if (0 == debug)
              return 0;
       for (int i = 0; i < info.lines; i++) {
             line_info.line_offset = i;
              ret = ioctl(fd, GPI0_GET_LINEINF0_IOCTL, &line_info);
             if (ret == -1) {
                    printf("Unable to get line info from offset %d: %s", i, strerror(errno));
             }
              else {
                    printf("offset: %d, name: %s, consumer: %s. Flags:\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t[%s]\t
                                    i,
                                    line info.name,
                                     line info.consumer,
                                     (line_info.flags & GPIOLINE_FLAG_IS_OUT) ? "OUTPUT" : "INPUT",
                                     (line_info.flags & GPIOLINE_FLAG_ACTIVE_LOW) ? "ACTIVE_LOW" : "ACTIVE_HIGHT",
                                     (line_info.flags & GPIOLINE_FLAG_OPEN_DRAIN) ? "OPEN_DRAIN" : "...",
                                     (line_info.flags & GPIOLINE_FLAG_OPEN_SOURCE) ? "OPENSOURCE" : "...",
                                     (line info.flags & GPIOLINE FLAG KERNEL) ? "KERNEL" : "");
             }
       }
       (void)close(fd);
       return 0:
}
```

И мы можем из своего приложения диагностику, которую уже раньше видели из утилиты gpioinfo:

```
$ sudo ./info -v /dev/gpiochip1
Chip name: gpiochip1
Chip label: 1f02c00.pinctrl
Number of lines: 32
offset: 0, name: , consumer: . Flags:
                                     [INPUT] [ACTIVE_HIGHT] [...] [...]
                                                                              []
offset: 1, name: , consumer: . Flags:
                                      [INPUT] [ACTIVE_HIGHT] [...] [...]
                                                                              []
offset: 2, name: , consumer: usb0-vbus. Flags: [OUTPUT] [ACTIVE_HIGHT] [...] [...]
                                                                                       [KERNEL]
offset: 3, name: , consumer: sw4. Flags:
                                               [INPUT] [ACTIVE LOW]
                                                                      [...]
                                                                              [...]
                                                                                      [KERNEL]
                                     [INPUT] [ACTIVE HIGHT] [...]
offset: 4, name: , consumer: . Flags:
                                                                      [...]
                                                                              []
offset: 5, name: , consumer: . Flags:
                                      [INPUT] [ACTIVE_HIGHT] [...]
                                                                              []
                                                                      [...]
```

В архиве примеров (каталог GPIO) представлено приложение allops из публикации (с моими минимальными правками), которое позволяет делать весь спектр операций с GPIO (диагностика, чтение, запись):

```
$ ./allops
Usage: ./allops options dev_name.
Options:
    -l: print gpio chip info
    -r <offset>: Read GPIO value at offset (INPUT mode)
    -w <offset>: Write GPIO value at offset (OUTPUT mode). Option -v should be set
    -v <0|1>: value that should be written to the GPIO, used only with option -w
    -p <offset>: Polling raising event on the GPIO at offset
$ sudo ./allops -r11 /dev/gpiochip1
Value of GPIO at offset 11 (INPUT mode) on chip /dev/gpiochip1: 0
$ sudo ./allops -w11 -v1 /dev/gpiochip1
Write value 1 to GPIO at offset 11 (OUTPUT mode) on chip /dev/gpiochip1
$ sudo ./allops -r11 /dev/gpiochip1
```

Value of GPIO at offset 11 (INPUT mode) on chip /dev/gpiochip1: 1

Расширенные возможности программирования

В правильном вопросе всегда уже скрыт ответ, и в правильном поиске уже угадывается искомое. Протоиерей Андрей Ткачев

Существует великое многообразие возможностей для программиста, пишущего в адресном пространстве ядра. На практике не все они востребованы одинаково широко, некоторые используются заметно реже, чем типовые средства, которые разбирались выше. Но все эти более изощрённые варианты весьма значимы для детального понимания происходящего в ядре, а поэтому хотя бы некоторые из них должны быть коротко рассмотрены.

Примечание: Многие из таких возможностей (реализующие действия, **подобные** аналогичным таким же операциям в пространстве пользователя — в более привычном контексте), в литературе и обсуждениях по ядру относятся к общей группе API под названием «хелперы» (или «хелперы пространства пользователя»), где информацию о них и следует искать.

Большинство обсуждаемых далее возможностей редко и скупо описываются в публикациях и упоминаются в обсуждениях. Но информацию о реализации и использовании подобных возможностей вы всегда можете получить путём **экспериментирования** с тестирующим кодом над «живой» операционной системой.

Важно: Все примеры кода этой главы проверялись и отлаживались на работоспособность. Там, где это по тексту **не оговорено обратное** (а таких место достаточно много), коды сопровождались до версии ядра 3.8-3.13 и, зачастую, в 32-бит реализации. Вести дальше сопровождение работоспособности не имеет смысла: все эти возможности — на уровне **хакинга**, они работоспособны в текущей версии ядра, но теряют работоспособность уже в следующей подверсии из-за изменений в API, и требуют корректировки ... зачастую **незначительной**.

Другая причина некорректности выражается в том, что безошибочные коды в следующей версии перестают компилироваться из-за ошибок. Причин, за годы наблюдения, здесь выявлено несколько: 1). изменение прототипа вызовов API (параметры, их число, типы, последовательность...), 2). перенос групп API из одного хедер-файла определений в другой, 3). исключение некоторых вызовов API или даже целых их групп и 4). замена их на другие эквиваленты. Все коды к этому разделу, хоть многие и не выверялись повторно на исполнимость, выверены и откорректированы в смысле устранения сборки: всё компилируется без ошибок (корректировка производилась под ядра уровня 5.4-5.15).

В конечном итоге: Коды к этому разделу описываются (и детально) не в качестве материала для выполнения, а в качестве **подтверждения** того, что даже такие сложные возможности на уровне **хакинга** — возможны, и в качестве **образца** того как это можно сделать.

Операции с файлами данных

Операции с данными в именованных файлах (разных: регулярных файлах, FIFO и др.) не относятся к тем возможностям, которыми код ядра (модуля) должен **активно** пользоваться, для того не видно оснований⁴⁴ (так же, например, как и операциями с абсолютным хронологическим временем). Но, во-первых, такие операции вполне возможны, а во-вторых, существует, как минимум, одна ситуация, когда такая возможность насущно необходима: это чтение конфигурационных данных модуля (при запуске) из его конфигурационных файлов. Как будет показано, такие возможности не только осуществимы из кода ядра, они, более того, осуществимы несколькими альтернативными способами.

Смотрим это на примерах (каталог file):

⁴⁴ Попытка модуля ядра активно работать с файлами данных уже должна настораживать, как возможный признак плохой архитектурной проработки ведущегося проекта.

mod_read.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/fs.h>
static char* file = NULL;
module_param(file, charp, 0);
#define BUF_LEN 255
#define DEFNAME "/etc/apt/sources.list";
static char buff[BUF_LEN + 1] = DEFNAME;
static int __init kread_init(void) {
    struct file *f;
    loff_t pos = 0;
    if(file != NULL) strcpy(buff, file);
    printk("+++ openning file: %s\n", buff);
    f = filp_open(buff, 0_RDONLY, 0);
    if(IS_ERR(f)) {
        printk("+++ file open failed: %s\n", buff);
        return -ENOENT;
    }
    while(1) {
        #define SIZE 80
        char data[SIZE + 1];
        size_t n;
        // ssize_t kernel_read(struct file *file, void *buf, size_t count, loff_t *pos);
        n = kernel_read(f, data, SIZE, &pos);
        if(0 == n) {
            printk("+++ read EOF\n");
            break;
        } else if(n >= 0) {
            data[n] = '\0';
            printk("+++ read %d bytes [%d]:\n%s\n",
                   (int)n, (int)pos, data);
        } else {
            printk("+++ kernel_read failed\n");
            filp_close(f, NULL);
            return -EIO;
    printk("+++ close file\n");
    filp_close(f, NULL);
    return -EPERM;
}
module_init( kread_init );
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric");
MODULE_VERSION("2.1");
MODULE_LICENSE("GPL");
```

Теперь смотрим как это работает (используемый в примере текстовый файл ./ххх был подготовлен заранее, и содержит несколько строк текста, а файл с именем ./ууу отсутствует, и указан в примере как недозволенное имя файла):

```
* cat xxx
*1 ......
*2 ......
*3 ......
```

```
$ cat xxx | wc -l
Читаем этот тестовый файл из модуля ядра:
  $ sudo insmod mod_read.ko file=xxx
  insmod: ERROR: could not insert module mod_read.ko: Operation not permitted
  $ dmesg | tail -n8
  [27769.984601] +++ openning file: xxx
  [27769.984620] +++ read 42 bytes [42]:
                 *1 .....
                 *2 ......
                 *3 ......
  [27769.984621] +++ read EOF
  [27769.984621] +++ close file
Пытаемся читать несуществующий файл, обратите внимание, как изменился код ошибки загрузки модуля:
  $ sudo insmod mod_read.ko file=yyy
  insmod: ERROR: could not insert module mod_read.ko: Unknown symbol in module
  $ dmesg | tail -n2
  [28210.334800] +++ openning file: yyy
  [28210.334814] +++ file open failed: yyy
```

И, для полноты картины, прочитаем файл из каталога конфигураций /etc, это уже ближе к реалиям, с полным путевым именем в файловой системе:

```
$ cat /etc/apt/sources.list
#deb cdrom:[Linux Mint 20.1 _Ulyssa_ - Release amd64 20210103]/ focal contrib main
# This system was installed using small removable media
# (e.g. netinst, live or single CD). The matching "deb cdrom"
# entries were disabled at the end of the installation process.
# For information about how to configure apt package sources,
# see the sources.list(5) manual.
$ sudo insmod mod_read.ko file=/etc/apt/sources.list
insmod: ERROR: could not insert module mod_read.ko: Operation not permitted
$ dmesq | tail -n19
[26581.320357] +++ openning file: /etc/apt/sources.list
[26581.320365] +++ read 80 bytes [80]:
              #deb cdrom:[Linux Mint 20.1 _Ulyssa_ - Release amd64 20210103]/ focal contrib ma
[26581.320366] +++ read 80 bytes [160]:
               # This system was installed using small removable media
               # (e.g. netinst, live
[26581.320367] +++ read 80 bytes [240]:
               or single CD). The matching "deb cdrom"
               # entries were disabled at the end of t
[26581.320368] +++ read 80 bytes [320]:
               he installation process.
               # For information about how to configure apt package so
[26581.320369] +++ read 41 bytes [361]:
               urces,
               # see the sources.list(5) manual.
[26581.320369] +++ read EOF
[26581.320370] +++ close file
```

Чтение «рваное», потому мы читаем ограниченными отрезками по длине ограниченного буфера (80 байт), чтобы не усложнять код ... но нам этого более чем достаточно. Это тот же файл, который показывает нам системная утилита cat.

Обратная операция — запись в файл из модуля, возможно, ещё более редко востребованная операция,

чем чтение. Но и она, во-первых, совершенно возможна, а во-вторых, бывает полезна, например, для протоколирования событий и, особенно, в целях отладки. Следующий пример демонстрирует такую возможность:

mod_write.c :

```
#include <linux/module.h>
  #include <linux/fs.h>
  static char* log = NULL;
  module_param(log, charp, 0);
  #define BUF_LEN 255
  #define DEFLOG "./module.log"
  #define TEXT "....\n"
  static int __init kread_init(void) {
      struct file *f;
      ssize_t n = 0;
      loff_t offset = 0;
      char buff[BUF_LEN + 1] = DEFLOG;
      if(log != NULL) strcpy(buff, log);
      printk("+++ openning file: %s\n", buff);
      f = filp_open(buff,
                   O_CREAT | O_RDWR | O_TRUNC,
                   S_IRUSR | S_IRGRP | S_IROTH | S_IWUSR);
      if(IS_ERR(f)) {
          printk("+++ file open failed: %s\n", buff);
          return -ENOENT;
      }
      printk("+++ file open %s\n", buff);
      strcpy(buff, TEXT);
      // extern ssize_t kernel_write(struct file *, const void *, size_t, loff_t *);
      if((n = kernel_write(f, buff, strlen(buff), &offset)) != strlen(buff)) {
          printk("! failed to write: %d\n", (int)n);
          return -EIO;
      printk("+++ write %d bytes\n", (int)n);
      printk("+++ close file\n");
      filp_close(f, NULL);
      return -EPERM;
  }
  module_init( kread_init );
  MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric");
  MODULE_VERSION("2.1");
  MODULE_LICENSE("GPL");
Вот как будет выглядеть работа этого кода:
  $ sudo insmod mod_write.ko log=xxxx.log
  insmod: ERROR: could not insert module mod_write.ko: Operation not permitted
  $ dmesg | tail -n4
  [27016.083315] +++ openning file: xxxx.log
  [27016.083375] +++ file open xxxx.log
  [27016.083398] +++ write 16 bytes
  [27016.083399] +++ close file
  $ ls -l xxxx.log
  -rw-r--r-- 1 root root 16 авг 18 17:33 xxxx.log
  $ cat xxxx.log
  . . . . . . . . . . . . . . . .
```

Обращаем внимание на то, что создаваемый и записываемый файл журнала xxxx.log, независимо от того от имени какого пользователя мы собирались загружать модуль, создаётся от имени владельца root — код модуля исполняется из ядра и только от этого имени.

Предыдущие примеры использовали специальные вызов ядра kernel_read(), предназначенный только для такой цели. Но в ядре имеется более высокий уровень абстракции API ядра: имена (вызовы) экспортируемые виртуальной файловой системой (VFS, вызовы вида Vfs_*()). Наши вызовы файловых операций из пространства пользователя и обслуживаются этим набором операций, который гораздо шире:

```
$ sudo cat /proc/kallsyms | grep ' T ' | grep ' vfs_'
ffffffff9681c1c0 T vfs_fadvise
ffffffff968c7840 T vfs_fallocate
ffffffff968c84e0 T vfs_truncate
ffffffff968c9940 T vfs_open
fffffff968c9f50 T vfs_setpos
fffffff968c9fc0 T vfs_llseek
ffffffff968ca000 T vfs_readf
ffffffff968ca040 T vfs_writef
ffffffff968ca5e0 T vfs dedupe file range one
ffffffff968ca730 T vfs_dedupe_file_range
ffffffff968cb1e0 T vfs_clone_file_range
ffffffff968cbb30 T vfs_write
ffffffff968cbec0 T vfs_iter_read
ffffffff968cc4c0 T vfs_iter_write
ffffffff968cd6d0 T vfs_copy_file_range
ffffffff968cde40 T vfs_read
ffffffff968ce630 T vfs_readv
fffffff968cf550 T vfs_get_tree
fffffff968d1790 T vfs_get_super
ffffffff968d2960 T vfs_getattr_nosec
ffffffff968d2a10 T vfs_getattr
ffffffff968d2a60 T vfs statx fd
ffffffff968d2af0 T vfs_statx
ffffffff968d8ca0 T vfs_get_link
ffffffff968dbff0 T vfs_rmdir
ffffffff968dc1a0 T vfs_unlink
fffffff968dc3e0 T vfs_tmpfile
ffffffff968dc4f0 T vfs_rename
fffffff968dcf80 T vfs_whiteout
ffffffff968dd080 T vfs_mknod
fffffff968dd2b0 T vfs_create
ffffffff968dd440 T vfs_symlink
ffffffff968dd5d0 T vfs_mkobj
ffffffff968dd770 T vfs mkdir
ffffffff968dd930 T vfs_link
ffffffff968e0050 T vfs_path_lookup
ffffffff968e1580 T vfs_readlink
ffffffff968e2d10 T vfs_ioctl
ffffffff968ec3c0 T vfs_ioc_fssetxattr_check
fffffff968ec960 T vfs_ioc_setflags_prepare
fffffff968f25f0 T vfs_create_mount
ffffffff968f27d0 T vfs_kern_mount
fffffff968f27f0 T vfs_submount
ffffffff968f9950 T vfs_getxattr_alloc
ffffffff968f9a70 T vfs_getxattr
ffffffff968f9bb0 T vfs_listxattr
ffffffff968fa810 T vfs_removexattr
ffffffff968faeb0 T vfs_setxattr
fffffff96908df0 T vfs_fsync_range
```

```
fffffff96908e70 T vfs_fsync

ffffffff9690ba00 T vfs_get_fsid

ffffffff9690ba00 T vfs_statfs

ffffffff9690d260 T vfs_dup_fs_context

ffffffff9690d3f0 T vfs_parse_fs_param

ffffffff9690d5b0 T vfs_parse_fs_string

fffffff9690d9c0 T vfs_clean_context

ffffffff969411f0 T vfs_cancel_lock

ffffffff96943640 T vfs_test_lock

ffffffff96943d40 T vfs_setlease

ffffffff96944f40 T vfs_lock_file

fffffff982eb671 T vfs_caches_init_early

fffffff982eb66f T vfs_caches_init
```

В следующем примере мы используем такой набор АРІ ядра:

mod_vfs.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/fs.h>
#include <linux/sched.h>
#include <linux/uaccess.h>
#include <uapi/linux/fs.h>
static char* file = NULL;
module_param(file, charp, 0);
#define BUF LEN 120
#define DEFNAME "/etc/apt/sources.list";
static char buff[BUF_LEN + 1] = DEFNAME;
static int __init kread_init( void ) {
   struct file *f;
    int errno = -EPERM;
   size_t len;
   mm_segment_t old_fs;
    loff_t file_offset = 0;
   if(file != NULL) strcpy(buff, file);
   printk("+++ openning file: %s\n", buff);
    f = filp_open(buff, O_RDONLY, 0);
   if(IS_ERR(f)) {
        printk("+++ file open failed: %s\n", buff);
        return -ENOENT;
    }
    len = vfs_llseek(f, OL, SEEK_END); // длина файла
    if(len <= 0) {
       printk("+++ failed to lseek %s\n", buff);
       return -EINVAL;
    }
    printk("+++ file size = %d bytes\n", (int)len);
   vfs_llseek(f, OL, SEEK_SET);
                                    // установка в начало
    old_fs = get_fs();
                                   // буфер в kernel space
    set_fs(KERNEL_DS);
    while(1) {
       #define SIZE 120
       char data[SIZE + 1];
        size_t n;
```

```
// extern ssize_t vfs_read(struct file *, char __user *, size_t, loff_t *);
        n = vfs_read(f, data, SIZE, &file_offset);
        if(n < 0) {
            printk("+++ failed to read: %ld\n", n);
            errno = -EIO;
            break;
        }
        else if(n == 0) {
            printk("+++ read EOF\n");
            break;
        }
        else {
            data[n] = ' \ 0';
            printk("+++ read %d bytes:\n%s\n", (int)n, data);
            errno = -EPERM;
        }
    }
    set_fs(old_fs);
    printk( KERN_ALERT "+++ close file\n" );
    filp_close(f, NULL);
    return (int)errno;
}
module_init(kread_init);
MODULE_LICENSE("GPL");
```

Этот вариант сложнее в кодировании, но он более гибкий в использовании. Гибкость состоит в возможности использования всего набора функций файловых операция (таких, как показанная в примере vfs_llseek()), привычных из POSIX-программирования, а не только узкого подмножества вызовов. А сложность состоит в том, что операции виртуальной файловой системы «заточены» на работу с буферами данных в пространстве пользователя, и проверяют принадлежность адресов-параметров на принадлежность этому пространству. Для выполнения тех же операций с данными пространства ядра, нужно снять эту проверку на время операции и восстановить её после (собственно, регистр FS переустановить из пользовательского пространства на пространство ядра). Что и достигается использованием макровызовов: get_fs() и set_fs(KERNEL_DS). (Обратите внимание, что в предыдущих версиях ядра это делалось совсем по другому. Как — это показано в архиве примеров для версии 3.18). За этим надо тщательно следить, если этого не сделать, или сделать неправильно, файловая операция завершится с кодом: Bad address.

И убеждаемся в работоспособности модуля над тем же тестовым файлом данных:

Запуск новых процессов из ядра

Можно ли запустить новый пользовательский процесс из кода модуля? Интуитивный ответ: наверняка можно, поскольку все и каждый процесс, выполняющиеся в системе, запущены именно из кода ядра. Остаётся вопрос: как?

Новые процессы пользовательского пространства могут запускаться кодом ядра, по форме аналогично тому, как запускаются они и в пользовательском коде вызовами группы exec*(). Но по содержанию это действие имеет несколько другой смысл. Процессы из пользовательского кода создаются в два шага. Первоначально выполняется fork(), которым создаётся новое адресное пространство, являющееся абсолютным дубликатом порождающего процесса. Это адресное пространство позже и становится пространством нового процесса, когда в нём производится вызов одной из функций семейства exec(). В пространстве ядра это должно происходить по-другому, здесь нельзя создать дубликат ядерного пространства. Для выполнения запуска нового процесса здесь предоставляется специальный вызов call_usermodehelper().

Простейший пример демонстрирует возможность порождения новых процессов в системе по инициативе ядра (каталог exec):

mod_exec.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/delay.h>
static char *str = NULL;
module_param(str, charp, S_IRUGO);
int __init exec_init(void) {
   int rc;
   char *argv[] = { "wall", "\nthis is wall message ", NULL },
        *envp[] = { NULL },
       msg[ 80 ];
   if(str) {
      sprintf(msg, "\n%s", str);
      argv[1] = msg;
   rc = call usermodehelper("/usr/bin/wall", argv, envp, 0);
      printk(KERN_INFO "failed to execute : %s\n", argv[0]);
      return rc;
  }
  printk(KERN_INFO "execute : %s %s\n", argv[0], argv[1]);
  msleep(100);
   return -1;
}
module_init(exec_init);
MODULE_LICENSE("GPL");
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej.tsil@gmail.com>");
MODULE VERSION("3.3");
```

Вызов call_usermodehelper() получает параметры точно так же, как системный вызов пользовательского пространства execve() (через который выполняются все прочие библиотечные вызовы семейства $exec^*()$), детали смотрите в справочной странице:

\$ man 2 execve

Вот как срабатывает созданный модуль при нормальном течении исполнения:

```
$ sudo insmod mod_exec.ko
```

Модуль успешно загружается, видно нормальный запуск автономного пользовательского приложения, выводя **широковещательное** сообщение на все терминалы системы на которые это предварительно было разрешено командой **msg**. Если приложение не может быть запущено, чаще всего из-за неправильно указанного **полного** путевого имени файла запускаемой программы, код завершения загрузки модуля будет другим. Это существенно важно, учитывая, что модули исполняются в практически «глухо-немом» режиме:

```
$ sudo insmod mod_exec.ko
insmod: error inserting 'mod_exec.ko': -1 Unknown symbol in module
$ dmesg | tail -n1
failed to execute : /bin/wall
```

Особенность и ограниченность метода запуска приложения вызовом call_usermodehelper() из ядра состоит в том, что процесс запускается **без управляющего терминала** и с нестандартным для него окружением! Это легко видеть, если в качестве пользовательского процесса использовать утилиту echo, а строки запуска изменить (в архиве для сравнения содержится такой модуль mod_execho.c):

```
char *argv[] = { "/bin/echo", "this is wall message", NULL };
...
rc = call_usermodehelper("/bin/echo", argv, envp, 0);
To результатом будет:
$ sudo insmod mod_execho.ko
insmod: error inserting 'mod_execho.ko': -1 Operation not permitted
$ dmesg | tail -n30 | grep -v ^audit
execute : /bin/echo echo message
```

Здесь имеет место **нормальное** выполнение утилиты **echo**, но мы не увидим результата её работы (вывода на терминал), поскольку у неё просто нет этого управляющего терминала.

Всю основную работу в модуле по созданию и запуску процесса, как легко видеть, выполняет вызов $call_usermodehelper()$ (<linux/kmod.h>), детали которого понятны из его прототипа:

Сигналы UNIX

Сигналы являются одной из немногих концептуальных основ операционных систем семейства UNIX, придающих им характерный вид. Сигналы UNIX (именно такое полное название применяется для них в литературе) часто могут быть не видны «на поверхности» пользователю, но играют значительную роль внутри системы — достаточно обратить внимание на то, что без помощи сигналов мы не смогли бы завершить ни один процесс в системе (нажимая ^C или выполняя команды kill, killall). Детальное углубление в теорию сигналов увело бы нас слишком далеко от наших намерений, но в сферу дальнейшего рассмотрения будет попадать только статус сигналов UNIX в ядре.

Да, речь идёт именно о возможности отправки сигналов процессу пространства пользователя, или потоку пространства ядра. То, что мы привычно делаем в пользовательском пространстве командой kill. Точно так

же, как и запуск нового процесса, по аналогии с пользовательским пространством, можно посылать из ядра сигналы UNIX как пользовательским процессам, так и потокам пространства ядра. Возможность таких взаимодействий должна быть понятна из простого соображения того, что большинство вызовов АРІ ядра, которые рассматривались на протяжении всего протяжённого предыдущего рассмотрения, и таких, которые переводят текущее выполнение в блокированное состояние, имеют две альтернативные формы: безусловную, ожидающую наступления финального условия, и форму, допускающую прерывание ожидания получением сигнала. Остаётся вопрос: как реализовать такую возможность?

Для уяснения возможностей использования сигналов из ядра (и в ядре) я воспользовался несколько видоизменённым (архив signal.tgz) проектом из [6]. Идея этого в меру громоздкого, 3-х компонентного теста проста:

- пользовательское приложение sigreq («мишень» на которую направляются сигналы), которое регистрирует получаемые сигналы;
- модуль ядра ioctl_signal.ko, которому можно «заказать»: какому пользовательскому процессу (любому, по PID) отсылать сигнал (это и будет «мишень», в качестве целеуказания мы будем указывать sigreq);
- диалоговый пользовательский процесс ioctl, который указывает модулю ядра ioctl_signal.ko: какой именно сигнал отсылать (по номеру) и какому процессу; процесс ioctl будет передавать команды для ioctl_signal.ko посредством вызовов ioctl(), что уже рассматривалось при рассмотрении драйверов символьных устройств.

Общие определения, необходимые для команд ioctl(), вынесены в отдельный файл ioctl.h:

ioctl.h :

```
#define MYIOC_TYPE 'k'
#define MYIOC_SETPID _IO(MYIOC_TYPE,1)
#define MYIOC_SETSIG _IO(MYIOC_TYPE,2)
#define MYIOC_SENDSIG _IO(MYIOC_TYPE,3)
#define SIGDEFAULT SIGKILL
```

Komanды ioctl(), которые отрабатываются модулем: MYIOC_SETPID - установить PID процесса, которому будет направляться сигнал; MYIOC_SETSIG - установить номер отсылаемого сигнала; MYIOC_SENDSIG - отправить сигнал.

Собственно код модуля:

<u>ioctl_signal.c :</u>

```
#include <linux/module.h>
#include "ioctl.h"
#include "lab_miscdev.h"
static int sig_pid = 0;
static struct task_struct *sig_tsk = NULL;
static int sig_tosend = SIGDEFAULT;
static inline long mycdrv_unlocked_ioctl(struct file *fp, unsigned int cmd, unsigned long arg) {
   int retval;
   switch(cmd) {
      case MYIOC_SETPID:
         sig_pid = (int)arg;
         printk(KERN_INFO "Setting pid to send signals to, sigpid = %d\n", sig_pid);
         /* sig_tsk = find_task_by_vpid (sig_pid); */
         sig_tsk = pid_task(find_vpid(sig_pid), PIDTYPE_PID);
         break;
      case MYIOC_SETSIG:
         sig_tosend = (int)arg;
         printk(KERN_INFO "Setting signal to send as: %d \n", sig_tosend);
         break;
```

```
case MYIOC_SENDSIG:
         if(!sig_tsk) {
            printk(KERN_INFO "You haven't set the pid; using current\n");
            sig_tsk = current;
            sig_pid = (int)current->pid;
         }
         printk(KERN_INFO "Sending signal %d to process ID %d\n", sig_tosend, sig_pid);
         retval = send_sig(sig_tosend, sig_tsk, 0);
         printk(KERN_INFO "retval = %d\n", retval);
         break;
      default:
         printk(KERN_INFO " got invalid case, CMD=%d\n", cmd);
         return -EINVAL;
  }
   return 0;
}
static const struct file_operations mycdrv_fops = {
   .owner = THIS_MODULE,
   .unlocked_ioctl = mycdrv_unlocked_ioctl,
   .open = mycdrv_generic_open,
   .release = mycdrv_generic_release
};
module_init(my_generic_init);
module_exit(my_generic_exit);
MODULE_AUTHOR("Jerry Cooperstein");
MODULE_LICENSE("GPL v2");
```

В этом файле содержится интересующий нас обработчик функций ioctl(), все остальные операции модуля (создание символьного устройства /dev/mycdrv, open(), close(), ...) - отнесены во включаемый файл lab_miscdev.h, общий для многих примеров, и не представляющий интереса — всё это было подробно рассмотрено ранее, при рассмотрении операций символьного устройства.

Пока остановим внимание на группе функций, находящих процесс по его PID, что близко смыкается с задачей запуска процесса, рассматриваемой выше — для этого используется инструментарий:

```
#include <linux/sched.h>
struct task_struct *find_task_by_vpid(pid_t nr);
#include <linux/pid.h>
struct pid *find_vpid(int nr);
struct task_struct *pid_task(struct pid *pid, enum pid_type);
enum pid_type {
    PIDTYPE_PID,
    PIDTYPE_PGID,
    PIDTYPE_SID,
    PIDTYPE_MAX
};
```

Тестовая задача, выполняющая в диалоге с пользователем последовательность команда ioctl() над модулем, последовательно: установку PID процесса, установку номера сигнала, отправку сигнала:

ioctl.c:

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <fcntl.h>
#include <sys/ioctl.h>
#include <signal.h>
#include "ioctl.h"
```

```
static void sig_handler(int signo) {
   printf("---> signal %d\n", signo);
int main(int argc, char *argv[]) {
   int fd, rc;
   unsigned long pid, sig;
   char *nodename = "/dev/mycdrv";
   pid = getpid();
   sig = SIGDEFAULT;
   if(argc > 1) sig = atoi(argv[ 1 ]);
   if(argc > 2) pid = atoi(argv[ 2 ]);
   if(argc > 3) nodename = argv[ 3 ];
   if(SIG_ERR == signal(sig, sig_handler))
      printf("set signal handler error\n");
   /* open the device node */
   fd = open(nodename, O_RDWR);
   printf("I opened the device node, file descriptor = %d\n", fd);
   /* send the IOCTL to set the PID */
   rc = ioctl(fd, MYIOC_SETPID, pid);
   printf("rc from ioctl setting pid is = %d\n", rc);
   /* send the IOCTL to set the signal */
   rc = ioctl(fd, MYIOC_SETSIG, sig);
  printf("rc from ioctl setting signal is = %d\n", rc);
   /* send the IOCTL to send the signal */
   rc = ioctl(fd, MYIOC_SENDSIG, "anything");
   printf("rc from ioctl sending signal is = %d\n", rc);
   /* ok go home */
  close(fd);
  printf("FINISHED, TERMINATING NORMALLY\n");\\
   exit(0);
}
```

Тестовая задача, являющаяся оконечным приёмником-регистраторов отправляемых сигналов («мишень»):

sigreq.c :

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <signal.h>
#include "ioctl.h"
static void sig_handler(int signo) {
   printf("---> signal %d\n", signo);
}
int main(int argc, char *argv[]) {
   unsigned long sig = SIGDEFAULT;
   printf("my own PID is %d\n", getpid());...
  sig = SIGDEFAULT;
   if(argc > 1) sig = atoi(argv[ 1 ]);
   if(SIG_ERR == signal(sig, sig_handler))
      printf("set signal handler error\n");
  while(1) pause();
   exit(0);
}
```

В этом приложении (как и в предыдущем) для установки обработчика сигнала используется старая, так называемая «ненадёжная модель» обработки сигналов, использованием вызова signal(), но в данном случае это никак не влияет на достоверность получаемых результатов.

Начнём проверку с конца: просто с отправки процессу регистратору сигнала консольной командой kill, но прежде нужно уточниться с доступным в реализации нашей операционной системы набором сигналов (этот список для разных операционных систем может не очень значительно, но отличаться):

```
$ kill -l
1) SIGHUP
                 2) SIGINT
                                3) SIGQUIT
                                                4) SIGILL
                                                               5) SIGTRAP
6) SIGABRT
                7) SIGBUS
                                SIGFPE
                                                9) SIGKILL
                                                               10) SIGUSR1
               12) SIGUSR2
11) SIGSEGV
                               13) SIGPIPE
                                               14) SIGALRM
                                                               15) SIGTERM
16) SIGSTKFLT
               17) SIGCHLD
                              18) SIGCONT
                                              19) SIGSTOP
                                                              20) SIGTSTP
               22) SIGTTOU 23) SIGURG
                                             24) SIGXCPU 25) SIGXFSZ
21) SIGTTIN
26) SIGVTALRM 27) SIGPROF 28) SIGWINCH 29) SIGIO
                                                             30) SIGPWR
               34) SIGRTMIN 35) SIGRTMIN+1 36) SIGRTMIN+2 37) SIGRTMIN+3
31) SIGSYS
38) SIGRTMIN+4 39) SIGRTMIN+5 40) SIGRTMIN+6 41) SIGRTMIN+7 42) SIGRTMIN+8
43) SIGRTMIN+9 44) SIGRTMIN+10 45) SIGRTMIN+11 46) SIGRTMIN+12 47) SIGRTMIN+13
48) SIGRTMIN+14 49) SIGRTMIN+15 50) SIGRTMAX-14 51) SIGRTMAX-13 52) SIGRTMAX-12
53) SIGRTMAX-11 54) SIGRTMAX-10 55) SIGRTMAX-9 56) SIGRTMAX-8 57) SIGRTMAX-7
58) SIGRTMAX-6 59) SIGRTMAX-5 60) SIGRTMAX-4 61) SIGRTMAX-3 62) SIGRTMAX-2 63) SIGRTMAX-1 64) SIGRTMAX
```

Для проверок функционирования может быть использован (почти) любой из этого набора сигналов UNIX, выберем безобидный (не имеющий специального предназначения) сигнал SIGUSR1 (сигнал номер 10). Вот как отреагировал процесс регистратор (мишень) на получение сигнала.

```
$ ./sigreq 10
my own PID is 56459
---> signal 10
---> signal 10
^C
$ kill -n 10 56459
$ kill -n SIGUSR1 56459
```

A теперь выполним весь комплекс: процесс ioctl последовательностью вызовов ioctl() заставляет загруженный модуль ядра отправить указанный сигнал процессу sigreq:

```
$ sudo insmod ioctl_signal.ko
$ lsmod | head -n2
Module
                       Size Used by
ioctl_signal
                       16384 0
$ dmesg | tail -n2
[21081.470356] Succeeded in registering character device mycdrv
$ ls -l /dev | grep my
crw----- 1 root root
                               10, 55 июн 28 15:08 mycdrv
$ sudo ./ioctl 10 56795
I opened the device node, file descriptor = 3
rc from ioctl setting pid is = 0
rc from ioctl setting signal is = 0
rc from ioctl sending signal is = 0
FINISHED, TERMINATING NORMALLY
$ ./sigreq 10
my own PID is 56795
---> signal 10
$ sudo rmmod ioctl_signal
$ dmesg | tail -n14
[21081.470356] Succeeded in registering character device mycdry
[21271.047313] attempting to open device: mycdrv:
[21271.047315] MAJOR number = 10, MINOR number = 55
[21271.047315] successfully open device: mycdrv:
[21271.047316] I have been opened 1 times since being loaded
[21271.047316] ref=1
[21271.047389] Setting pid to send signals to, sigpid = 56795
[21271.047394] Setting signal to send as: 10
[21271.047398] Sending signal 10 to process ID 56795
```

```
[21271.047414] retval = 0
[21271.047420] closing character device: mycdrv:
```

Отправку сигнала в этой реализации осуществляет вызов send_sig(), он, и ещё большая группа функций, связанных с отправкой сигналов, определены в linux/sched.h>, некоторые из которых:

```
int send_sig_info(int signal, struct siginfo *info, struct task_struct *task);
int send_sig(int signal, struct task_struct *task, int priv);
int kill_pid_info(int signal, struct siginfo *info, struct pid *pid);
int kill_pgrp(struct pid *pid, int signal, int priv);
int kill_pid(struct pid *pid, int signal, int priv);
int kill_proc_info(int signal, struct siginfo *info, pid_t pid);
```

Описания достаточно сложной структуры siginfo включено из заголовочных файлов пространства пользователя (/usr/include/asm-generic/siginfo.h):

```
typedef struct siginfo {
   int si_signo;
   int si_errno;
   int si_code;
...
}
```

Тема сигналов чрезвычайно важная — на них основаны все механизмы асинхронных уведомлений, например, работа пользовательских API select() и pool(), или асинхронных операций ввода-вывода. Но тема сигналов и одна из самых слабо освещённых в литературе.

Вокруг экспорта символов ядра

Теперь углубимся детально в самое путанное понятие из области ядра - экспорт символов ядра. Для того, чтобы имя пространства ядра было доступно для связывания в вашем модуле, для этого имени должны выполняться два условия: а). имя должно иметь глобальную область видимости (в вашем модуле такие имена не должны объявляться static) и б). имя должно быть явно объявлено экспортируемым, должно быть явно записано параметром макроса EXPORT_SYMBOL или EXPORT_SYMBOL_GPL. Мы уже встречались с понятием экспортирования в начале нашего экскурса в технику модулей ядра, но только сейчас сможем разобраться с нею детально (наработав определённый багаж для создания тестовых модулей).

Примечание: Изложение этой части будет проделано для 32 бит дистрибутива и ядра (4.9), в 64 бит системе имена системных вызовов будут немного отличаться по виду, но все рассуждения остаются в силе.

```
$ inxi -S
System:
   Host: antix21 Kernel: 4.9.0-279-antix.1-486-smp arch: i686 bits: 32
   Desktop: IceWM v: 2.9.7
   Distro: antiX-21_386-base Grup Yorum 31 October 2021

Выберем для сравнительного изучения два сходных системных вызова, Sys_open и sys_close:
$ sudo cat /proc/kallsyms | grep ' T ' | grep sys_close
   c91a9c70 T sys_close
$ sudo cat /proc/kallsyms | grep ' T ' | grep ' sys_open'$
   c91ab810 T sys_open
```

Оба имени sys_open и sys_close известны в таблице символов ядра как глобальные имена (Т) в секции кода. Сделаем (каталог sys_call_table/export) простейший модуль ядра:

```
<u>md_32c.c :</u>
```

```
#include <linux/module.h>
extern int sys_close(int fd);
```

```
static int __init sys_init(void) {
   void* Addr;
   Addr = (void*)sys_close;
   printk(KERN_INFO "sys_close address: %p\n", Addr);
   return -1;
}
module_init(sys_init);
MODULE_LICENSE("GPL v2");

$ sudo insmod md_32c.ko
insmod: ERROR: could not insert module md_32c.ko: Operation not permitted
olej@antix21:~/2022/kernel/sys_call_table/export
$ dmesg | tail -n1
[124910.472207] sys_close address: c91a9c70
```

Всё идет так, как и можно было предполагать: адрес обработчика системного вызова sys_close (экспортированный ядром и полученный в ходе выполнения) совпадает с значением, полученным ранее из /proc/kallsyms. Теперь точно такой же модуль, но относительно обработчика для симметричного системного вызова sys_open:

md_32o.c :

```
#include <linux/module.h>
extern int sys_open(int fd);

static int __init sys_init(void) {
   void* Addr;
   Addr = (void*)sys_open;
   printk(KERN_INFO "sys_open address: %p\n", Addr);
   return -1;
}

module_init(sys_init);
MODULE_LICENSE("GPL v2");
```

Здесь описанный прототип sys_open() не соответствует реальному формату вызова обработчика системного вызова для open(), но это не имеет значения, так как мы не собираемся производить вызов, а только получаем адрес для связывания... Но адрес то как раз и не получается:

```
$ make
```

```
$ make

make -C /lib/modules/4.9.0-279-antix.1-486-smp/build

M=/home/olej/2022/kernel/sys_call_table/export modules

make[1]: вход в каталог «/usr/src/linux-headers-4.9.0-279-antix.1-486-smp»

CC [M] /home/olej/2022/kernel/sys_call_table/export/md_320.0

Building modules, stage 2.

MODPOST 1 modules

WARNING: "sys_open" [/home/olej/2022/kernel/sys_call_table/export/md_320.ko] undefined!

CC /home/olej/2022/kernel/sys_call_table/export/md_320.mod.0

LD [M] /home/olej/2022/kernel/sys_call_table/export/md_320.ko

make[1]: выход из каталога «/usr/src/linux-headers-4.9.0-279-antix.1-486-smp»
```

Уже на этапе сборки мы получаем предупреждение (WARNING), но, не обратив внимание, пытаемся загрузить модуль (модуль то создался!):

```
$ ls *.ko
md_32c.ko md_32o.ko
$ sudo insmod md_32o.ko
insmod: ERROR: could not insert module md_32o.ko: Unknown symbol in module
$ dmesg | tail -n1
[125175.046023] md_32o: Unknown symbol sys_open (err 0)
```

Это определённо не то что мы ожидали! Такой модуль не может быть загружен, потому как он противоречит

правилам целостности ядра: содержит неразрешённый внешний символ — этот символ **не экспортируется ядром для связывания**.

Ссылаться по именам к объектам в коде своего модуля мы можем только к тем именам, которые **экспортированы** (либо ядром, либо любым **ранее** загруженным модулем ядра). Где мы можем уточнить какие из символов ядра являются экспортируемыми, а какие нет? Когда речь идёт о нескольких десятков тысяч символов ядра (в первую голову нас должны интересовать имена для внешнего связывания ' Т '):

```
$ cat /proc/kallsyms | wc -l
48161
$ cat /proc/kallsyms | grep ' T ' | wc -l
18865
```

Информацию по экспортируемым символам ищем здесь:

```
$ grep 'vmlinux' /lib/modules/`uname -r`/build/Module.symvers | head
0x6fbf0e92
              ipv6_chk_custom_prefixvmlinux EXPORT_SYMBOL
0xc560732c
              cros_ec_check_result vmlinux EXPORT_SYMBOL
0xef924f99
              sata_pmp_error_handlervmlinux EXPORT_SYMBOL_GPL
              unregister_vt_notifiervmlinux EXPORT_SYMBOL_GPL
0x55417264
0xcfc9cf89
              debugfs_use_file_finish
                                            vmlinux EXPORT_SYMBOL_GPL
0x309b6730
              set_anon_super vmlinux EXPORT_SYMBOL
              __cleancache_invalidate_page vmlinux EXPORT_SYMBOL
0x464ee68d
0xd3d34f27
              kmem_cache_alloc
                                     vmlinux EXPORT_SYMBOL
              replace_page_cache_page
                                            vmlinux EXPORT_SYMBOL_GPL
0xce0162d0
0x9432b036
              net_cls_cgrp_subsys_enabled_key
                                                    vmlinux EXPORT_SYMBOL_GPL
```

Вот такой примерно формат имеет каждая строка файла Module.symvers, соответствующая описанию одного экспортируемого символа:

- имя символа (2-я колонка);
- модуль, который экспортирует символ, с указанием пути к файлу модуля, или vmlinux, если символ экспортируется непосредственно ядром;
- тип экспортирования: EXPORT_SYMBOL или EXPORT_SYMBOL_GPL;

Итого:

```
$ cat /lib/modules/`uname -r`/build/Module.symvers | wc -l
20380
$ grep 'vmlinux' /lib/modules/`uname -r`/build/Module.symvers | wc -l
8998
$ grep 'vmlinux' /lib/modules/`uname -r`/build/Module.symvers | grep EXPORT_SYMBOL_GPL | wc -l
4222
```

Видим, что число экспортируемых **ядром** символов (8998) вдвое меньше общего числа имён (функций для внешнего связывания) ядра (18865), и, более того, около половины экспортируемых имён экспортируется под лицензией GPL (то есть даже экспортируемые имена далеко не во всех проектах могут использоваться). Среди них, в частности, есть sys_close, но нет sys_open:

Если же сборка модуля производится в отдельном каталоге (на период отработки), и интерес представляет контроль символов, экспортируемых именно этим модулем, то информацию о них ищем в локальном файле Module.symvers в рабочем каталоге сборки.

Всё то, что показано здесь, радикально зависит от a). архитектуры процессора, б). версии и разрядности ядра, и, самое главное, в). от того как определялись при сборке ядра конфигурационные параметры вот этой группы:

```
$ cat /boot/config-`uname -r` | grep CONFIG_KALLSYMS
CONFIG_KALLSYMS=y
```

```
CONFIG_KALLSYMS_ALL=y
CONFIG_KALLSYMS_ABSOLUTE_PERCPU=y
CONFIG_KALLSYMS_BASE_RELATIVE=y
```

В зависимости от этих факторов, в вашей инсталляции картина внешне может существенно отличаться, но выше показаны неизменные принципы, которые позволяют найти решения в каждой инсталляции.

Не экспортируемые символы ядра

Означает ли показанное выше, что **только** экспортируемые символы ядра доступны в коде нашего модуля. Нет, это означает только, что **рекомендуемый** способ связывания **по имени** применим только к экспортируемым именам. Экспортирование обеспечивает ещё один дополнительный рубеж контроля для обеспечения целостности ядра (целостность **монолитного** ядра, как видим, это совсем не игрушки) — минимальная некорректность приводит к полному краху операционной системы, иногда при этом она даже не успевает выкрикнуть: Ооря... Особенно это относится к модулям, подобным тем, к рассмотрению которых мы приступаем (архив call_table.tgz).

Как оказывается, и все другие имена (функций, переменных, структур) из /proc/kallsyms доступны для использования нашему модулю, если модуль возьмёт их оттуда сам. В простейшем для понимания изложении это могло бы выглядеть так, что модуль должен вычитать /proc/kallsyms (чтение мы уже рассматривали раньше), найти там адрес интересующего его имени (а интересовать меня будет sys_call_table, как самое фундаментальное понятие ядра), и далее ним воспользоваться... Это очень грубая схема, как будет показано дальше, это даже не схема, а модель, объясняющая принцип. Но она полностью реализована и работоспособна в примере модуля mod_rct.c (здесь я приведу только центральную часть кода, перебирающую символы ядра, полный работающий и выверенный код — в архиве):

md_rct.c :

```
static char* file = "/proc/kallsyms";
#define BUF_LEN 255
static char buff[BUF_LEN + 1];
    if(!IS_ENABLED(CONFIG_KALLSYMS)) {
        printk("+ no config: CONFIG_KALLSYMS\n");
        return -ENOENT;
    }
    f = filp_open(file, 0_RDONLY, 0);
    if(IS_ERR(f)) {
        printk("+ failed to open: %s\n", file);
        err = -ENOENT;
        goto close;
    printk("+ openning file: %s\n", file);
    if(!(f->f_mode & FMODE_READ)) {
        err = -EBADF;
        goto close;
    }
    if(!f->f_op) {
        if(!f->f_op->read)
            printk("+ read op. => %px\n", f->f_op->read);
    }
    else
        printk("+ op. table => %px\n", (void*)0);
    while(1) {
        size_t k;
        char *p = buff, *find = NULL;
        int n;
```

```
for(n = 0; n < BUF_LEN; n++) {
#if (LINUX_VERSION_CODE < KERNEL_VERSION(4, 14, 0))</pre>
     extern int kernel_read(struct file *, loff_t, char *, unsigned long);
            k = kernel_read(f, pos, p++, 1);
            pos += k;
#else
     extern ssize_t kernel_read(struct file *, void *, size_t, loff_t *);
            k = kernel_read(f, p++, 1, &pos);
#endif
            if(k < 0) {
                printk("+ failed to read\n");
                err = -EIO;
                goto close;
            if(0 == k) break;
            *p = ' \ 0';
            if('\n' == *(p - 1)) break; // считана строка
        if((debug != 0) && (strlen(buff) > 0)) {
            if('\n' == buff[strlen(buff) - 1]) printk("+ %s", buff);
            else printk("+ %s|\n", buff);
        }
        if(0 == k) break;
                                           // E0F
        if(NULL == (find = strstr(buff, " sys_call_table\n"))) continue;
        put_table(buff);
        break;
    }
close:
    printk("+ close file: %s\n", file);
    filp_close(f, NULL);
    return err;
}
```

Видно, что это сложно, громоздко и натужно, но сам принцип такое решение хорошо разъясняет. Вот как выглядит исполнение этого модуля (я запускаю его с time и видно, что даже на очень быстром процессоре перебор многих тысяч имён занимает немало времени, свыше пол-секунды):

```
$ inxi -C
CPU:
           Topology: 2x 10-Core model: Intel Xeon E5-2470 v2 bits: 64
           type: MT MCP SMP L2 cache: 50.0 MiB
           Speed: 1200 MHz min/max: 1200/3200 MHz Core speeds (MHz): 1: 1295 2: 1345 3: 1284
           4: 1456 5: 1285 6: 1913 7: 1444 8: 2040 9: 1296 10: 1888 11: 1400 12: 1336 13: 1234
           14: 1270 15: 1263 16: 1286 17: 1307 18: 1292 19: 1938 20: 1233 21: 2023 22: 1234
           23: 1309 24: 1707 25: 1756 26: 1951 27: 1357 28: 1388 29: 1310 30: 2758 31: 1510
           32: 2326 33: 1375 34: 2468 35: 1395 36: 1792 37: 2389 38: 1611 39: 1526 40: 1646
$ inxi -S
System:
           Host: R420 Kernel: 5.4.0-124-generic x86_64 bits: 64 Desktop: Cinnamon 5.2.7 Distro:
Linux Mint 20.3 Una
$ uname -r
5.4.0-124-generic
$ time sudo insmod mod_rct.ko
insmod: ERROR: could not insert module mod_rct.ko: Operation not permitted
real
       0m0,538s
       0m0,004s
user
       0m0,503s
sys
$ dmesg | tail -n7
[13604.789747] + openning file: /proc/kallsyms
[13604.789749] + op. table => 00000000000000000
[13605.279758] + ffffffff996013c0 R sys_call_table
```

```
[13605.279759] + fffffff996013c0

[13605.279760] + sys_call_table address = fffffff996013c0

[13605.279765] + sys_call_table : fffffff988ce0d0 ffffffff988ce1f0 fffffff988c9da0

fffffff988c7e50 ffffffff988d31b0 fffffff988d33d0 ffffffff988d3270 fffffff988e70a0

fffffff988cb9f0 fffffff98636820 ...

[13605.279766] + close file: /proc/kallsyms
```

Помимо адреса таблицы sys_call_table (таблица системных вызовов ядра) модуль выводит (для контроля) 10 первых точек входа этой таблицы. Проверим что представляют из себя эти адреса обратным поиском:

```
$ sudo grep ffffffff988ce0d0 /proc/kallsyms
ffffffff988ce0d0 T __x64_sys_read
$ sudo grep ffffffff988ce1f0 /proc/kallsyms
fffffff988ce1f0 T __x64_sys_write
$ sudo grep ffffffff988c9da0 /proc/kallsyms
fffffff988c9da0 T __x64_sys_open
$ sudo grep ffffffff988c7e50 /proc/kallsyms
ffffffff988c7e50 T x64 sys close
$ sudo grep ffffffff988d31b0 /proc/kallsyms
ffffffff988d31b0 T __x64_sys_newstat
$ sudo grep ffffffff988d33d0 /proc/kallsyms
fffffff988d33d0 T __x64_sys_newfstat
$ sudo grep ffffffff988d3270 /proc/kallsyms
fffffff988d3270 T __x64_sys_newlstat
$ sudo grep ffffffff988e70a0 /proc/kallsyms
ffffffff988e70a0 T __x64_sys_poll
$ sudo grep ffffffff988cb9f0 /proc/kallsyms
fffffff988cb9f0 T __x64_sys_lseek
$ sudo grep ffffffff98636820 /proc/kallsyms
ffffffff98636820 T __x64_sys_mmap
```

Это в точности начало того массива номеров обработчиков системных вызовов Linux (в пространстве пользователя), индексы которого мы смотрели в начале одной из предыдущих глав (для 32-бит системы это будет unistd_32.h):

```
$ ls -l /usr/include/asm/unistd_*
-rw-r--r-- 1 root root 11475 abr 4 04:48 /usr/include/asm/unistd_32.h
-rw-r--r-- 1 root root 9286 aBr 4 04:48 /usr/include/asm/unistd_64.h
-rw-r--r-- 1 root root 16367 авг 4 04:48 /usr/include/asm/unistd_x32.h
head -n13 /usr/include/asm/unistd 64.h
#ifndef ASM X86 UNISTD 64 H
#define _ASM_X86_UNISTD_64_H 1
#define __NR_read 0
#define ___NR_write 1
#define __NR_open 2
#define __NR_close 3
#define __NR_stat 4
#define NR fstat 5
#define NR lstat 6
#define __NR_poll 7
#define __NR_lseek 8
#define ___NR_mmap 9
```

Недостаток того, что показано выше — его громоздкость и **искусственность**. Но /proc/kallsyms есть ни что иное, как некоторые структуры ядра, и, к счастью, ядро предоставляет нам вызов kallsyms_lookup_name() (экспортирует его), позволяющий делать поиск в этой структуре . Вот насколько всё стало проще:

```
mod_kct.c :
```

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/kernel.h>
```

```
#include <linux/init.h>
  #include <linux/kallsyms.h>
  static int __init ksys_call_tbl_init(void) {
     void** psct = (void**)kallsyms_lookup_name("sys_call_table");
     printk("+ sys_call_table address = %px\n", psct);
     if(psct) {
        int i;
        char table[200] = "sys_call_table : ";
        for(i = 0; i < 10; i++)
           sprintf( table + strlen( table ), "%px ", psct[i]);
        printk( "+ %s ...\n", table );
     }
     return -EPERM;
  }
  module_init( ksys_call_tbl_init );
  MODULE_LICENSE("GPL");
  MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej.tsil@gmail.com>");
  MODULE_VERSION("3.4");
      Всё! Вот как происходит исполнение этого варианта — это в точности тот же результат, но только в 7 раз
быстрее по времени:
  $ time sudo insmod mod_kct.ko
  insmod: ERROR: could not insert module mod kct.ko: Operation not permitted
  real
         0m0.077s
         0m0,010s
  user
         0m0,018s
  sys
  $ dmesg | tail -n2
  [17826.826422] + sys_call_table address = ffffffff996013c0
  [17826.826426] + sys_call_table : ffffffff988ce0d0 ffffffff988ce1f0 ffffffff988c9da0
  fffffff988c7e50 ffffffff988d31b0 ffffffff988d33d0 ffffffff988d3270 ffffffff988e70a0
  fffffff988cb9f0 ffffffff98636820
      Но! ... В каждой бочке мёда должна быть своя ложка дёгтя — пытаемся сделать то же, но в намного более
ранней версии ядра::
  $ uname -r
  2.6.32.9-70.fc12.i686.PAE
  $ make
  WARNING: "kallsyms_lookup_name"
  [/home/olej/2011_WORK/LINUX-books/examples.DRAFT/sys_call_table/call_table/mod_kct.ko] undefined!
Конечно! И в ядре 2.6.32 (в этой конкретно сборке ядра!) такое имя тоже есть:
  $ cat /proc/kallsyms | grep kallsyms_ | grep T
  c046ca7c T module_kallsyms_on_each_symbol
  c046e815 T module_kallsyms_lookup_name
  c0471581 T kallsyms lookup
  c04716ec T kallsyms_lookup_size_offset
  c0471764 T kallsyms_on_each_symbol
  c04717f2 T kallsyms_lookup_name
Но оно не экспортируется:
  $ cat /lib/modules/`uname -r`/build/Module.symvers | grep kallsyms_
                 kallsyms_on_each_symbol
                                               vmlinux EXPORT SYMBOL GPL
```

Но этому несчастью легко помочь! Для этого воспользуемся другим экспортируемым именем, которое мы только-что видели в таблице символов — kallsyms_on_each_symbol, этот вызов обеспечивает выполнение

заказанной пользовательской функции последовательно **для всех** имён ядра. Он сложнее, и здесь нужны краткие пояснения. Этот вызов имеет прототип (linux/kallsyms.h>):

Из **2-х** параметров, первым параметром (fn) он получает указатель на вашу пользовательскую функцию, которая и будет последовательно вызываться **для всех символов** в таблице ядра, а вторым (data) — указатель на **произвольный** блок данных (параметров), который будет передаваться **в каждый** вызов этой функции fn. Это достаточно обычная практика, подобные аналогии мы видим, например, при создании нового потока (как потока ядра, так и потока пользовательского пространства в POSIX API). Прототип пользовательской функции fn, которая циклически вызывается для каждого имени:

```
int func(void *data, const char *symb, struct module *mod, unsigned long addr); где:
```

- data блок параметров, заполненный в вызывающей единице, и переданный из вызова функции kallsyms_on_each_symbol() (2-й параметр вызова), как это описано выше, здесь, как раз, и хорошо передать имя того символа, который мы разыскиваем;
- symb символьное изображение (строка) имени из таблицы имён ядра, которое обрабатывается на **текущем** вызове func;
- mod модуль ядра, к которому относится обрабатываемый символ;
- addr адрес символа в адресном пространстве ядра (собственно, то, что мы и ищем);

Перебор имён таблицы ядра можно **прервать** на текущем шаге (из соображений эффективности, если мы уже обработали требуемые нам символы), если пользовательская функция func возвратит ненулевое значение. Этого более чем достаточно для того, чтобы построить следующий, 3-й эквивалент нашим предыдущим модулям:

mod_koes.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/kernel.h>
#include <linux/init.h>
#include <linux/kallsyms.h>
static int nsym = 0;
static unsigned long taddr = 0;
int symb_fn(void* data, const char* sym, struct module* mod, unsigned long addr) {
  nsym++;
   if(0 == strcmp((char*)data, sym)) {
      printk("+ sys_call_table address = %lx\n", addr);
      taddr = addr;
      return 1;
   }
   return 0;
}
static int __init ksys_call_tbl_init(void) {
   int n = kallsyms_on_each_symbol(symb_fn, (void*)"sys_call_table");
   if(n != 0) {
      int i;
      char table[200] = "sys_call_table : ";
      printk("+ find in position %d\n", nsym);
      for(i = 0; i < 10; i++) {
         unsigned long sa = *((unsigned long*)taddr + i);
         sprintf(table + strlen(table), "%px ", (void*)sa);
      }
      printk("+ %s ...\n", table);
  }
```

```
}
  module_init(ksys_call_tbl_init);
  MODULE_LICENSE("GPL");
  MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej.tsil@gmail.com>");
  MODULE_VERSION("3.4");
Первоначально, для убедительности, возвратимся и выполним этот код в ядре 2.6.32, где у нас не работал
предыдущий пример (то есть вообще в любое ядро, где предыдущий метод не сработает):
  $ uname -r
  2.6.32.9-70.fc12.i686.PAE
  $ time sudo insmod mod_koes.ko
  insmod: error inserting 'mod_koes.ko': -1 Operation not permitted
  real
          0m0.042s
          0m0.005s
  user
  sys
          0m0.027s
  $ dmesg | tail -n30 | grep +
  + sys_call_table address = c07ab3d8
  + find in position 25239
  + sys_call_table : c044ec61 c0444f63 c040929c c04e149d c04e12fc c04dec35 c04dea99 c0444767
  c04dec60
  $ cat /proc/kallsyms | grep c04dec35
  c04dec35 T sys_open
Это и есть [5] системный вызов в 32-битной системе:
  $ grep NR_open /usr/include/asm/unistd_32.h
  #define __NR_open 5
  #define __NR_openat 295
  #define __NR_open_by_handle_at 342
  #define __NR_open_tree 428
После чего вернёмся в более свежую сборку:
  $ uname -r
  5.4.0-124-generic
  $ time sudo insmod mod_koes.ko
  insmod: ERROR: could not insert module mod_koes.ko: Operation not permitted
          0m0,076s
          0m0,007s
  user
          0m0,016s
  svs
  $ dmesg | tail -n3
  [19573.359810] + sys_call_table address = ffffffff996013c0
  [19573.359811] + find in position 51962
  [19573.359815] + sys call table : ffffffff988ce0d0 ffffffff988ce1f0 fffffff988c9da0
  ffffffff988c7e50 ffffffff988d31b0 ffffffff988d33d0 ffffffff988d3270 ffffffff988e70a0
  fffffff988cb9f0 ffffffff98636820
  $ cat /proc/kallsyms | wc -l
  144140
```

Хорошо видно, что:

- это те же результаты, что и в предыдущих примерах;

else printk("+ symbol not found\n");

return - EPERM;

- это практически те же затраты времени, что и в предыдущем случае, с kallsyms_lookup_name;
- для нахождения требуемого символа читалась не вся таблица имён ядра (144140 символов), а только до нахождения интересующего символа, в данном случае (51962) около одной её трети;

Важно: Здесь я искал символ ядра sys_call_table (зачем и почему именно его станет понятно вскоре). Но таким же способом можно найти и использовать **любой** символ (вызов API ядра), который **не является** экспортируемым!

Использование не экспортируемых символов

Теперь мы умеем получать в своём коде модуля адреса **любых**, не только экспортируемых ядром символов. Это прямой путь к их практическому использованию. Первейшим применением, и просто просящимся к реализации, была бы подмена функции обработчика системного вызова, о которой мы говорили ранее. Но именно потому, что это не тривиально, мы не станем пока этим заниматься 45 . А сделаем куда более красивый трюк (архив new_sys.tgz): в качестве иллюстрации возможности и реализации технических приёмов, мы выполним пользовательский библиотечный 46 вызов printf() из кода модуля ядра! (А значит и любого системного вызова!) Выглядит это так:

```
<u>mod_wrc.c :</u>
```

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/kallsyms.h>
#include <linux/uaccess.h>
static unsigned long waddr = 0;
static char buf[80];
static int len;
int symb_fn(void* data, const char* sym, struct module* mod, unsigned long addr) {
   if(0 == strcmp((char*)data, sym)) {
      waddr = addr;
      return 1;
   }
   else return 0;
}
/* <linux/syscalls.h>
asmlinkage long sys_write(unsigned int fd, const char __user *buf,
                          size_t count); */
static asmlinkage long (*sys_write) (
   unsigned int fd, const char __user *buf, size_t count);
static int do_write(void) {
  int n:
  mm_segment_t old_fs = get_fs();
  set_fs(KERNEL_DS);
                                       // буфер в kernel space
   sys_write = (void*)waddr;
  n = sys_write(1, buf, len);
                                       // восстановить
   set_fs(old_fs);
   return n;
}
static int __init wr_init(void) {
   int n = kallsyms_on_each_symbol(symb_fn, (void*)"sys_write");
   if(n != 0) {
      sprintf(buf, "адрес системного обработчика sys_write = %lx\n", waddr);
      len = strlen(buf) + 1;
      printk("+ [%d]: %s", len, buf);
      n = do_write();
      printk("+ write return : %d\n", n);
  }
   else
      printk("+ %d: symbol not found\n", n);
   return -EPERM;
```

⁴⁵ Кроме того, вирусописателям тоже нужно оставить часть работы на самостоятельную проработку?

⁴⁶ О которых мы говорили в начале книги, что из ядра нельзя вызывать библиотечные вызовы POSIX API. Из ядра можно всё! Но только ... осторожно.

```
}
module_init(wr_init);
MODULE_LICENSE("GPL");
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej.tsil@gmail.com>");
```

Собственно, выполняем мы в этом примере не printf(), но вспомнив, что **библиотечный** вызов printf(), как обсуждалось ранее, является не чем иным, как последовательность **библиотечного** вызова sprintf() (форматирование вывода) с последующим **системным** вызовом write(1, ...) — мы фактически решаем поставленную задачу, так как мы имитируем в точности ту же последовательность вызовов:

```
$ uname -r
4.9.0-279-antix.1-486-smp
$ sudo insmod mod_wrc.ko
adpec системного обработчика sys_write = c91ae1e0
insmod: ERROR: could not insert module mod_wrc.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n2
[147438.442785] + [77]: adpec системного обработчика sys_write = c91ae1e0
[147438.442947] + write return : 77
```

Вывод строки происходит **до** вывода о завершении выполнения кода модуля, и на **графический терминал** (X11), мы видели уже такое мельком при рассмотрении системных вызовов. Естественно, вызов write() произведен из функции инициализации модуля, и, поэтому, осуществляет вывод на управляющий терминал **вызывающего** процесса, в данном случае такой процесс — **insmod**. Для проверки (адреса обработчика **sys_write** ... хотя что тут проверять?) проделаем:

```
$ cat /proc/kallsyms | grep 'T sys_write'
c91ae1e0 T sys_write
c91ae4f0 T sys_writev
```

В коде модуля нет ничего сложного, ... за исключением, возможно, мелочей: откуда я взял прототип **для своей** новой функции **sys_write()**, которой позже присвою адрес системного обработчика вызова **sys_write?** Вот это определение о котором идёт речь:

Конечно же — бесстыдно списал из заголовочного файла linux/syscalls.h>. О чём даже вписал комментарий в код модуля, чтобы это не забыть. И советую и вам в точности так же поступать в отношении и всех других системных вызовов. Потому, что в данном случае игра идёт уже «на грани фола», и любое «не угадал» в отношении прототипа немедленно чревато крахом системы. В частности, краеугольным для некоторых системных обработчиков, да и других не экспортируемых функций ядра, будет наличие или отсутствие определения: asmlinkage — при его наличии параметры вызова будут поочерёдно (от первого до последнего) заносится в регистры процессора, а при его отсутствии — заталкиваться в стек (от последнего к первому) вызывающим процессом, в соответствии с соглашениями о вызове языка С.

Ещё одна из таких мелочей: откуда взялось и какой смысл вот этих действий:

Многие API ядра (и sys_write в их числе, и большинство системных вызовов) ожидают и **проверяют**, что переданные им на выполнение адреса данных принадлежат **пользовательскому пространству**. Здесь мы, для того чтобы «обмануть» API ядра указываем, что данные находятся в **пространстве ядра**. Мы уже видели мельком этот трюк ранее, но здесь важно повторить: в предыдущих версиях ядра это делалось совсем другими макросами (в архиве прилагается пример в прежнем синтаксисе).

Выполненный пример порождает ещё ряд интересных вопросов, и было бы жалко не удовлетворить любопытство в отношении них. Сработает такой вызов только для вывода в **графический терминал** (X11), или и в **текстовую консоль** (<Ctrl><Alt><F2>, например)? Да, сработает.

А зачем здесь в качестве строки вывода использовалась замысловатая русскоязычная строка, что совсем не приветствуется в программировании ядра? А потому, что в тракте прохождения сообщений от ядра задействовано слишком много последовательных слоёв и компонент (реализация printk(), демон журнала, файл журнала, терминальная система UNIX, терминал, визуализатор dmesg, ...), и такой вывод может быть хорошей «проверкой на вшивость» согласованности и прозрачности всех этих компонент. И он любопытен... Проверим предварительно установки:

```
$ echo $LANG
ru_RU.UTF-8
```

И установим уровень диагностики ниже порога вывода (**только** с терминала **root**, не **sudo** — мы об этом говорили ранее), иначе просто бессмысленно запускать модуль из консоли:

```
# cat /proc/sys/kernel/printk
3     4     1     7
# echo 8 > /proc/sys/kernel/printk
# cat /proc/sys/kernel/printk
8     4     1     7
```

Выполним в консоли всё то же действие:

```
# sudo insmod mod_wrc.ko
```

И мы увидим в консоли достаточно странную картину:

- вывод write() (который выполняется модулем) выведет ожидаемую строку: «адрес ...»
- вывод dmesg и cat /var/log/messages (выполняемых в консоли!) выведет: «адрес ...»
- любимая народная программа hello_world (для проверки) выведет в консоли русскоязычную строку: «Привет мир!»
- а вот диагностика **на консоль** printk() из ядра выведет чудовищную строку с амляутами (которую я не вспомню как откопировать с консоли в текст, чтобы вам показать), более того, строка длиной 77 символов (UNICODE, UTF-8, однако)...

То есть, реализация printk() в ядре: а). выводит диагностику не через системный журнал, а параллельно демону журналирования; б). пытается как-то интерпретировать поток UNICODE символов, пытаясь преобразовывать их побайтно в ASCII, в). тем самым узувечив символы UNICODE.

Итог этих опытов может быть кратко сформулирован так: добавьте к множеству инструментов программирования, доступных в ядре, набор **всех** системных вызовов POSIX API пространства пользователя. Естественно, толкование результатов некоторых из таких системных вызовов в контексте ядра может быть весьма двусмысленным, а иногда такие результаты и просто бессмысленны. Но сами вызовы — выполнимые!

Подмена системных вызовов

Системные вызовы из пользовательских процессов, как это детально обсуждалось ранее, все проходят через таблицу с именем sys_call_table (это своего рода case-селектор, который передаёт управление на обработчик требуемого запроса). Индекс для адреса обработчика каждого системного вызова в этом массиве и определяется номером системного вызова. Это и есть таблица входов для связи системных вызовов пространства пользователя с обработчиками этих вызовов в пространстве ядра, для 32-бит системы:

```
$ head -n15 /usr/include/asm/unistd_32.h | tail -n12
#define __NR_restart_syscall 0
#define __NR_exit 1
#define __NR_fork 2
#define __NR_read 3
#define __NR_write 4
#define __NR_open 5
#define __NR_close 6
#define __NR_waitpid 7
#define __NR_creat 8
#define __NR_link 9
```

```
#define __NR_unlink 10
#define __NR_execve 11
$ cat /usr/include/asm/unistd_32.h | wc -l
430
```

Аналогично для 64 бит системы:

```
$ head -n15 /usr/include/asm/unistd_64.h | tail -n12
#define __NR_read 0
#define __NR_write 1
#define __NR_open 2
#define __NR_close 3
#define __NR_stat 4
#define __NR_fstat 5
#define __NR_lstat 6
#define __NR_lstat 6
#define __NR_poll 7
#define __NR_lseek 8
#define __NR_mmap 9
#define __NR_mmap 11
$ cat /usr/include/asm/unistd_64.h | wc -l
352
```

Как видим, системные вызовы в 32 и 64 бит системах отличаются как а). по числу, так и б). по порядку следования (по номерам аналогичных системных вызовов).

Иногда хотелось бы подменить или добавить позицию (адрес обработчика) в таблице (это техника, благополучно известная программистам ещё со времён MS-DOS, и применяется в различных операционных системах). Такая модификация бывает нужна, например (этим перечень возможностей далеко не исчерпывается):

- Для мониторинга и накопления статистики по какому-либо существующему системному вызову;
- Для добавления собственного обработчика нового системного вызова, который затем используется прикладными программами пространства пользователя целевого пакета;
- Так делают программы-вирусы или недоброжелательные программы, пытающиеся перехватить контроль над компьютером;

Из сказанного уже понятно, что намерение модификации таблицы системных вызовов представляется заманчивым, и, в общем, лежит на поверхности. Но реализовать это (с некоторых пор) становится не так просто! Добавить новый системный вызов можно, в принципе, **двумя** основными способами (всё остальное будет какая-то их взаимная комбинация):

- Статически, добавив свой файл реализации arch/i386/kernel/new_calls.c в дереве исходных кодов Linux, добавив запись в таблицу системных вызовов arch/i386/kernel/syscall_table.S, и включив свою реализацию в сборку ядра, дописав в arch/i386/kernel/Makefile, среди многих подобных, строку вида:

```
obj-y += new_calls.o
```

После этого мы собираем новое ядро, как это рассказано в приложении в конце текста, и получаем новое ядро системы, в котором реализован требуемый новый системный вызов в пространстве ядра. Весь процесс детально описан в [25]. Мы не будем обращаться к этому способу, просто потому, что это не входит в круг наших интересов.

 Динамически, во время выполнения дополнив таблицу sys_call_table[] ядра ссылкой на код собственного модуля, который и реализует новый системный вызов (и сделать это действие в пространстве ядра может, естественно, только код модуля ядра).

До определённого времени (ранее версии 2.6) ядро экспортировало адрес таблицы системных вызовов sys_call_table[]. На сейчас, этот символ может присутствовать (но может и отсутствовать) в таблице имён ядра (/proc/kallsyms), но не экспортируется для использования модулями:

```
$ cat /proc/kallsyms | grep 'sys_call'
c052476b t proc_sys_call_handler
c07ab3d8 R sys_call_table
```

Тем не менее, ядро всегда импортирует символ sys_close^{47} , находящийся в начальных позициях таблицы $sys_call_table[]$, который экспортируется ядром:

```
$ cat /proc/kallsyms | grep sys_close
c04dea99 T sys_close
```

Некоторые изощрённые программы, во множестве варьируемые в форумных обсуждениях, разыскивают это известное значение в сегменте кода ядра, определяют по нему местоположение таблицы sys_call_table[], после чего могут динамически добавлять новые, или подменять существующие системные вызовы. Но вам не нужна никакая такая изощрённость, если вы детально разберётесь с тем, как ядро экспортирует символы для использования их из кода модулей, и как можно оперировать с символами, не экспортируемыми ядром — то чем мы занимались выше.

Итак, мы уже собрали выше весь арсенал достаточных средств, чтобы это сделать. Для экспериментов выберем системный вызов sys_write. Нам предстоит только определить адрес обработчика этого системного вызова, как мы делали это ранее, и заменить его на свою функцию обработчика. Но загрузка так написанного модуля закончится серьёзной неудачей:

```
$ sudo insmod mod_wrchg_1.ko
...

Message from syslogd@notebook at Dec 31 01:56:41 ...

kernel:CR2: 000000000007ab3e8

$ dmesg | tail -n100 | grep -v audit
! appec sys_call_table = c07ab3d8
! appec B позиции 4[__NR_write] = c04e12fc
! appec sys_write = c04e12fc
! appec HOBOFO Sys_write = fe1f1024
! CR0 = 8005003b

BUG: unable to handle kernel paging request at c07ab3e8

IP: [<fe1f40b6>] wrchg_init+0xb6/0xd4 [mod_wrchg_1]

*pdpt = 0000000000008c001 *pde = 0000000036881063 *pte = 00000000007ab161

Oops: 0003 [#1] SMP
```

А в результате мы получим аварийно установленный модуль, который невозможно будет даже удалить, не прибегая к перезагрузке системы:

```
$ lsmod | grep mod_
mod_wrchg 2732 1
```

Неудача связана с тем, что таблица адресов системных вызовов находится в сегменте **только для чтений**, и попытка записи в неё приводит к ошибке защиты памяти (обращаем внимание на символ R):

```
$ cat /proc/kallsyms | grep sys_call_table
c07ab3d8 R sys_call_table
```

Этому делу можно помочь — голь на выдумки хитра: мы ведь выполняем код модуля в режиме супервизора, в нулевом кольце защиты процессора x86, где всё допустимо! Мы просто на время перезаписи точки входа таблицы sys_call_table отменим контроль записи в сегмент, объявленный доступным только для чтения (а затем так же его восстановим). Заметьте, что этот пример работает только для архитектуры x86, но и защиту записи мы наблюдаем в x86! На другой платформе будут найдены свои аналогичные решения. В архитектуре i68 за контроль записи отвечает 16-й бит в управляющем регистре процессора CR0 (называемый WP бит), в архитектуре X86-64 картина будет отличаться, я ещё вернусь к этому в два слова.

Итак, рассмотрим код примера (каталог sys_call_table/new_sys), выполняющего требуемое нами действие. Но используемая здесь некоторая функциональность понадобится нам и далее, в других рассматриваемых модулях, поэтому вынесем её в отдельные включаемые файлы, и рассмотрим их

⁴⁷ На это обращают внимание многие пишущие на эту тему, причину такой избирательности я не могу объяснить, мы ещё вернёмся детально к рассмотрению этого системного вызова далее.

внимательнее:

CR0.c :

```
// 16 бит WP:
11
//
    3
        2
            2
                 1
                              0
                                    0
                 9
                              7
                                  3
//
//
    //
// показать управляющий регистр CR0
#define show_cr0()
{ register unsigned r_eax asm ("eax");
  asm("pushl %eax");
  asm("movl %cr0, %eax");
  printk("! CR0 = %x\n", r_eax);
  asm("popl %eax");
}
//код выключения защиты записи:
#define rw_enable()
asm("pushl %eax \n"
    "movl %cr0, %eax \n"
    "andl $0xfffeffff, %eax \n"
    "movl %eax, %cr0 \n"
    "popl %eax");
//код включения защиты записи:
#define rw_disable()
asm("pushl %eax \n"
    "movl %cr0, %eax \n"
    "orl $0x00010000, %eax \n"
    "movl %eax, %cr0 \n"
    "popl %eax");
```

Здесь показан (комментарием) формат управляющего регистра CRO для 32-разрядных процессоров, и несколько макросов, оперирующих с этим регистром. Макросы rw_enable() (разрешающий запись в сегмент для чтения) и rw_disable() (восстанавливающий контроль записи), реализованы как инлайновые ассемблерные вставки, причём без параметров, а поэтому регистры в них можно указать и как %eax и %cro, (с одним префиксом %, а не двойным).

В таком виде это работает только на 32-разрядной платформе. Для 64-разрядной платформы всё принципиально остаётся так же, но а). должны использоваться 64-разрядные операции (суффикс q в записи мнемоник команд AT&T), б). вместо регистра %еах должен определяться регистр %гах, в). другой бит CR0 ответственный за защиту записи, утверждается, что это должно быть:

К особенностям 64-разрядной платформы мы вернёмся к концу обсуждения.

Примечание: Ключевым действием здесь является **снятие защиты записи** со страницы памяти. Изучение литературы на этот предмет показало, что можно предложить, как минимум, 4 совершенно различающихся способа добиться этого результата — в условиях (архитектуре) когда не работает один, можно воспользоваться другим. Поскольку это вещи совершенно не очевидные, приложением к тексту приводится моя статья «4 способа писать в защищённую страницу» 2015 года, которая расширяет возможности на ядро 64-бит (в кодах) и коды которой выверены непосредственно при подготовке книги.

Другой включаемый файл содержит реализацию функции find_sym(), осуществляющий поиск

заказанного символа ядра (параметр функции), и возвращает найденный адрес (или возвращает NULL, если такого символа в ядре не существует).

find.c:

В коде функции find_sym() использовано такое синтаксическое расширение gcc (не допускаемое стандартами языка C), как определение вложенной функции symb_fn(), локальной по отношению к вызывающей (такое очень характерно, например, для языков группы PASCAL H.Вирта). Такой приём можно счесть и за трюкачество, но он позволило описать возврат адреса любого имени sym из таблицы /proc/kallsyms, не прибегая ни к каким глобальным переменным для общего использования.

Теперь мы готовы рассмотреть код самого модуля, который выглядит так:

mod_wrchg.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/kallsyms.h>
#include <linux/uaccess.h>
#include <linux/unistd.h>
#include "../find.c"
#include "../CR0.c"
asmlinkage long (*old_sys_write) (
       unsigned int fd, const char __user *buf, size_t count);
asmlinkage long new_sys_write (
       unsigned int fd, const char __user *buf, size_t count) {
  int n;
   if(1 == fd) {
      static const char prefix[] = ":-) ";
      mm_segment_t old_fs = get_fs();
      set_fs(KERNEL_DS);
     n = old_sys_write(1, prefix, strlen(prefix));
      set_fs(old_fs);
  n = old_sys_write(fd, buf, count);
  return n;
}
EXPORT_SYMBOL(new_sys_write);
static void **taddr; // адрес таблицы sys_call_table
static int __init wrchg_init(void) {
  void *waddr;
   if((taddr = find_sym("sys_call_table")) != NULL)
```

```
printk("! aдpec sys_call_table = %p\n", taddr);
   else {
      printk("! sys_call_table не найден\n");
      return -EINVAL;
   }
   old_sys_write = (void*)taddr[__NR_write];
   printk("! адрес в позиции %d[__NR_write] = %p\n", __NR_write, old_sys_write);
   if((waddr = find_sym("sys_write")) != NULL)
      printk("! aдpec sys_write = %p\n", waddr);
   else {
      printk("! sys_write не найден\n");
      return -EINVAL;
   }
  if(old_sys_write != waddr) {
      printk("! непонятно! : адреса не совпадают\n");
      return -EINVAL;
   }
   printk("! адрес нового sys_write = %p\n", &new_sys_write);
   show_cr0();
   rw_enable();
   taddr[__NR_write] = new_sys_write;
   show_cr0();
   rw_disable();
   show_cr0();
   return 0;
}
static void __exit wrchg_exit(void) {
   printk("! адрес sys_write при выгрузке = %p\n", (void*)taddr[__NR_write]);
   rw_enable();
   taddr[__NR_write] = old_sys_write;
   rw_disable();
   return;
}
module_init(wrchg_init);
module_exit(wrchg_exit);
MODULE_VERSION("3.4");
MODULE_LICENSE("GPL");
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej.tsil@gmail.com>");
```

Это самый большой и сложный пример, из всех которые мы рассматривали до сих пор. Но он стоит детального рассмотрения. И здесь достаточно много элементов, которые можно отнести к трюкачеству, из которых нужно отметить:

- новый обработчик new_sys_write() системного вызова sys_write при выводе на SYSOUT делает
 предшествующий выводимой строке вывод собственного префикса (строки ":-) "), причём для
 этого ему необходимо сначала использовать сегмент данных в адресном пространстве ядра (взять
 данные строки вывода из области ядра), после чего, восстановить контроль принадлежности адреса
 сегменту данных пространства пользователя (для вывода оригинальной переданной строки);
- при выгрузке модуля, он должен обязательно восстановить прежнюю функцию обработчик old_sys_write();
- в таком восстановлении скрыта потенциальная угроза критической для ядра ошибки, в том случае (крайне редком), если некоторый другой модуль подменит адрес обработчика после нашего; то, что показано, годится только как иллюстрационный упрощённый вариант;
- работа в ядре (а уж тем более с таблицей системных вызовов) крайне рискованное занятие (как у сапёра), поэтому в коде делается двойная перепроверка: адрес обработчика вызова, найденный как

```
символ ядра sys_write, сравнивается с адресом в позиции ___NR_write в таблице sys_call_table;
```

В конечном счёте, почти все эти элементы встречались ранее, теперь только объединяем их вместе. Сборка модуля (32-бит система):

```
$ inxi -Sxxx
 System:
   Host: antix21 Kernel: 4.9.0-279-antix.1-486-smp arch: i686 bits: 32
     compiler: gcc v: 10.2.1 Desktop: IceWM v: 2.9.7 vt: 7 dm: slimski v: 1.5.0
     Distro: antiX-21_386-base Grup Yorum 31 October 2021
     base: Debian GNU/Linux 11 (bullseye)
 $ make
 make -C /lib/modules/4.9.0-279-antix.1-486-smp/build
 M=/home/olej/2022/kernel/sys_call_table/new_sys modules
 make[1]: вход в каталог «/usr/src/linux-headers-4.9.0-279-antix.1-486-smp»
   CC [M] /home/olej/2022/kernel/sys_call_table/new_sys/mod_wrchg.o
   Building modules, stage 2.
   MODPOST 1 modules
           /home/olej/2022/kernel/sys_call_table/new_sys/mod_wrchg.mod.o
          /home/olej/2022/kernel/sys_call_table/new_sys/mod_wrchg.ko
 make[1]: выход из каталога «/usr/src/linux-headers-4.9.0-279-antix.1-486-smp»
А вот как выглядит протокол выполнения этого примера (в чуть более ранней системе — 3.13.6):
 $ sudo insmod mod_wrchg.ko
 :-) $ :-) e:-) c:-) h:-) o:-) :-) c:-) p:-) o:-) κ:-) a:-)
 :-) строка
 :-) :-) Module
                                Size Used by
 :-) mod_wrchg
                             1382 0
 :-) fuse
                            48375 2
 :-) ip6table_filter
                             2227 0
 :-) $ sudo rmmod mod_wrchg
 $
```

Мы подменили один из самых используемых при работе с **терминалом** системных вызовов Linux, поэтому приготовьтесь, что объясняться с системой в командной строке станет очень непросто, даже всего лишь для того, чтобы удалить установленный модуль. Но восстанавливается система после удаления корректно...

Теперь (**восстановив** оригинальный обработчик) можно посмотреть и на то, как это происходило и с точки зрения системного журнала:

```
$ dmesg | tail -n120 | grep -v audit
! адрес sys_call_table = c07ab3d8
! адрес в позиции 4[__NR_write] = c04e12fc
! адрес sys_write = c04e12fc
! адрес нового sys_write = fd8ae024
! CR0 = 8005003b
! CR0 = 8005003b
! CR0 = 8005003b
! адрес sys_write при выгрузке = fd8ae024
```

В этом примере специально показывался отладочный вывод содержимого управляющего регистра CR0 процессора.

Добавление новых системных вызовов

Эта задача очень похожа на предыдущую, причём, её практическое значение может оказаться существенно выше, например, для организации некоторой собственной функциональности в рамках **крупного прикладного** проекта. Один из способов реализации такой возможности упоминался ранее — это добавления кода в ядро с его последующей пересборкой, то, что было названо статической модификацией таблицы

системных вызовов. Слабая сторона такого решения состоит в его плохой переносимости: проект сложно устанавливать на систему заказчика, ядро которой должно быть модифицировано. Больший интерес должна представлять возможность проделать это динамически.

В отличие от обсуждавшегося выше примера подмены системного вызова, эта задача, при всём её сходстве, имеет некоторые отягчающие особенности:

- Размер оригинальной таблицы системных вызовов sys_call_table произвольно увеличивается от версии к версии ядра (да и зависит от конкретной процессорной платформы).
- Константа, задающая размерность таблицы (известная в ядре как __NR_syscall_max), является препроцессорной константой периода компиляции, и неизвестна на периоде выполнения (по крайней мере, мне неизвестна).
- Пытаясь добавить собственный системный вызов мы не имеем права выйти за пределы существующей таблицы.

```
Pазмер таблицы sys_call_table достаточно велик, и меняется от версии к версии ядра: $ cat /proc/kallsyms | grep ' sys_' | grep T | wc -l 345
```

Примечание: Это достаточно грубая оценка только **порядка** величины: некоторые обработчики в современных версиях **подменены** на другие их формы, показательным примером того является обработчик (ptregs_fork) вызова fork() в одной из начальных (__NR_fork = 2) позиций sys_call_table:

```
$ cat /proc/kallsyms | grep ptregs_fork
c040929c t ptregs_fork
$ cat /proc/kallsyms | grep sys_fork
c040ee13 T sys_fork
```

Смягчает выше перечисленные ограничивающие обстоятельства то, что таблица системных вызовов **не плотная**, в ней есть не использующиеся позиции (оставшиеся от устаревших системных вызовов, или зарезервированные на будущее). Все такие позиции заполнены одни адресом — указателем на функцию обработчика нереализованных вызовов sys_ni_syscall:

```
$ cat /proc/kallsyms | grep sys_ni_syscall
c045b9a8 T sys_ni_syscall
```

Следуя таким путём, мы можем добавить свод новый обработчик системного вызова в **любую** неиспользуемую позицию таблицы sys_call_table. Текстуально (в исходном коде, **статически**) структуру таблицы можем детально рассмотреть, **для интересующей нас платформы**, в дереве исходных кодов ядра. Для образца используем дерево ядра 3.0.9 (в листинге показаны только неиспользуемые позиции, а комментарии вида __NR_# в конце строк добавлены мною):

```
.long sys_ni_syscall
                      /* old gtty syscall holder */
                                                           //32
.long sys_ni_syscall
                      /* 35 - old ftime syscall holder */ //35
                      /* old prof syscall holder */
.long sys_ni_syscall
                                                           //44
.long sys_ni_syscall
                      /* old lock syscall holder */
                                                           //53
.long sys_ni_syscall
                      /* old mpx syscall holder */
                                                           //56
.long sys_ni_syscall
                      /* old ulimit syscall holder */
                                                           //58
.long sys_ni_syscall /* old profil syscall holder */
                                                           //98
                                                           //112
.long sys_ni_syscall /* old "idle" system call */
                      /* old "create module" */
.long sys_ni_syscall
                                                           //127
                      /* 130: old "get_kernel_syms" */
.long sys_ni_syscall
                                                           //130
```

```
.long sys_ni_syscall
                               /* reserved for afs_syscall */
                                                                    //137
       .long sys_ni_syscall
                               /* Old sys_query_module */
                                                                    //167
       .long sys_ni_syscall
                               /* reserved for streams1 */
                                                                    //188
                               /* reserved for streams2 */
                                                                    //189
       .long sys_ni_syscall
       .long sys_ni_syscall
                               /* reserved for TUX */
                                                                    //222
       .long sys_ni_syscall
                                                                    //223
       .long sys_ni_syscall
                                                                    //251
                               /* sys_vserver */
                                                                    //273
       .long sys_ni_syscall
                               /* 285 */ /* available */
       .long sys_ni_syscall
                                                                    //285
. . .
       .long sys_setns
                                                                    // 346
```

Видим, что для этой версии ядра таблица имеет 347 позиций, из которых 21 не задействованы (и никогда не могут быть задействованы, потому, что назначить новый системный вызов устаревшему старому — это слишком рискованный ход: никто не гарантирует систему от выполнения весьма старых программ, а последствия этого были бы непредсказуемы для ядра).

Анализу неиспользуемых позиций (в динамике) и будет посвящён первый рассматриваемый модуль (apxuв add_sys.tgz, oн paзделён с предыдущим new_sys.tgz только для того, чтобы не загромождать проект, и использует совместно используемые включаемые файлы, рассмотренные ранее):

<u>ni-test.c :</u>

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/kallsyms.h>
#include <linux/uaccess.h>
static unsigned long asct = 0, anif = 0;
int symb_fn(void* data, const char* sym, struct module* mod, unsigned long addr) {
  if(0 == strcmp("sys_call_table", sym))
      asct = addr;
   else if(0 == strcmp("sys_ni_syscall", sym))
      anif = addr;
   return 0;
}
#define SYS_NR_MAX_OLD 340
// - этот размер таблицы взят довольно произвольно из ядра 2.6.37
static void show_entries(void) {
   int i, ni = 0;
   char buf[ 200 ] = "";
   for(i = 0; i <= SYS_NR_MAX_OLD; i++) {</pre>
      unsigned long *taddr = ((unsigned long*)asct) + i;
     if(*taddr == anif) {
         ni++;
         sprintf(buf + strlen(buf), "%03d, ", i);
      }
  }
   printk("! найдено %d входов: %s\n", ni, buf);
}
static int __init init_driver(void) {
  kallsyms_on_each_symbol(symb_fn, NULL);
   printk("! адрес таблицы системных вызовов = %lx\n", asct);
  printk("! адрес не реализованных вызовов = %lx\n", anif);
   if(0 == asct || 0 == anif) {
      printk("! не найдены символы ядра\n");
      return -EFAULT;
   }
   show_entries();
```

```
return -EPERM;
}
module_init(init_driver);

MODULE_DESCRIPTION("test unused entries");
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej@front.ru>");
MODULE_LICENSE("GPL");
```

Код достаточно простой, не вдаваясь в обсуждения деталей, смотрим, что покажет он (выполнение в ядре 2.6.32):

```
$ sudo insmod ni-test.ko
insmod: error inserting 'ni-test.ko': -1 Operation not permitted
$ dmesg | tail -n 18 | grep !
! найдено 26 входов: 017, 031, 032, 035, 044, 053, 056, 058, 098, 112, 127, 130, 137, 167, 188, 189, 222, 223, 251, 273, 274, 275, 276, 285, 294, 317,
```

Резюме:

- почти 10% размера таблицы системных вызовов не используются;
- стабильность этого списка очень высока (сознательно для анализа кода была выбрана версия 3.0.9, а для исполнения в динамике версия 2.6.32, отстоящие друг от друга более, чем на 2 года выпуска);

Теперь мы готовы реализовать модуль, реализующий новый системный вызов, и программу пользовательского пространства (процесс), использующий такой вызов. Номер нового вызова определён в общем заголовочном файле, для согласованности используемом обоими программами:

syscall.h:

```
// номер нового системного вызова
#define __NR_own 223
// может быть взят любой, полученный при загрузке модуля ni-test.ko
// для ядра 2.6.32 был получен ряд:
// 017, 031, 032, 035, 044, 053, 056, 058, 098, 112, 127, 130, 137,
// 167, 188, 189, 222, 223, 251, 273, 274, 275, 276, 285, 294, 317,
```

Прежде всего создадим тестовую программу, использующую новый системный вызов, например так:

syscall.c:

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <string.h>
#include "syscall.h"
static void do_own_call(char *str) {
   int n = syscall(__NR_own, str, strlen(str));
   if(n >= 0)
      printf("syscall return %d\n", n);
   else
      printf("syscall error %d : %s\n", n, strerror(-n));
}
int main(int argc, char *argv[]) {
   char str[] = "DEFAULT STRING";
   if(1 == argc) do_own_call(str);
      while(--argc > 0) do_own_call(argv[ argc ]);
   return EXIT_SUCCESS;
};
```

Программа может делать один или серию (если использовать несколько параметров в командной строке) системных вызовов, передаёт символьный параметр в вызов (подобно тому, как это делает, например sys_write) для того, чтобы в реализационной части системного вызова показать как эта строка копируется из

пространства пользователя в пространство ядра (или могла бы возвращаться обратно). Но главным интересом здесь есть код возврата: успех или неудача выполнения системного вызова.

А вот и модуль, подхватывающий выполнение этого системного вызова в пространстве ядра:

<u>add-sys.c :</u>

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/kallsvms.h>
#include <linux/uaccess.h>
#include <linux/unistd.h>
#include "../find.c"
#include "../CR0.c"
#include "syscall.h"
// системный вызов с двумя параметрами:
asmlinkage long (*old_sys_addr) (const char __user *buf, size_t count);
asmlinkage long new_sys_call (const char __user *buf, size_t count) {
  static char buf_msg[ 80 ];
  int res = copy_from_user(buf_msg, (void*)buf, count);
  buf_msg[ count ] = '\0';
  printk("! передано %d байт: %s\n", count, buf_msg);
  return res;
};
EXPORT_SYMBOL(new_sys_call);
static void **taddr; // адрес таблицы sys_call_table
static int __init new_sys_init(void) {
  void *waddr;
   if((taddr = find_sym("sys_call_table")) != NULL)
      printk("! aдpec sys_call_table = %p\n", taddr);
   else {
      printk("! sys_call_table не найден\n");
      return -EINVAL;
   }
  old_sys_addr = (void*)taddr[ __NR_own ];
   printk("! адрес в позиции %d[__NR_own] = %p\n", __NR_own, old_sys_addr);
   if((waddr = find_sym("sys_ni_syscall")) != NULL)
      printk("! adpec sys_ni_syscall = %p\n", waddr);
   else {
      printk("! sys_ni_syscall не найден\n");
      return -EINVAL;
  }
   if(old_sys_addr != waddr) {
      printk("! непонятно! : адреса не совпадают\n");
      return -EINVAL;
  printk("! адрес нового sys_call = %p\n", &new_sys_call);
   rw_enable();
   taddr[ __NR_own ] = new_sys_call;
   rw_disable();
   return 0;
}
static void __exit new_sys_exit(void) {
   printk("! адрес sys_call при выгрузке = %p\n", (void*)taddr[ __NR_own ]);
   rw_enable();
```

```
taddr[ __NR_own ] = old_sys_addr;
     rw_disable();
     return;
  }
  module_init(new_sys_init);
  module_exit(new_sys_exit);
  MODULE_LICENSE("GPL");
  MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej@front.ru>");
Здесь также делается двойная проверка (перестраховка) соответствия адреса в заданной (__NR_own) позиции
таблицы sys_call_table agpecy sys_ni_syscall.
      И теперь оцениваем то, что у нас получилось:
  $ ./syscall
  syscall return 38 : Function not implemented
Это было до загрузки модуля, реализующего требуемый программе системный вызов. Загружаем такой модуль:
  $ sudo insmod add-sys.ko
  $ lsmod | grep 'sys'
                          1432 0
  add_sys
  $ dmesg | tail -n 30 | grep !
  ! aдрес sys_call_table = c07ab3d8
  ! адрес в позиции 223[__NR_own] = c045b9a8
  ! aдрес sys_ni_syscall = c045b9a8
  ! адрес нового sys_call = fdd7c024
  $ ./syscall новые аргументы
  syscall return 0 : Success
  syscall return 0 : Success
Программа сделала 2 системных вызова:
  $ dmesg | tail -n 30 | grep !
  ! aдpec sys_call_table = c07ab3d8
  ! адрес в позиции 223[__NR_own] = c045b9a8
  ! aдрес sys ni syscall = c045b9a8
  ! адрес нового sys_call = fdd7c024
  ! передано 18 байт: аргументы
  ! передано 10 байт: новые
Выгружаем реализующий модуль:
  $ sudo rmmod add-sys
  $ dmesg | tail -n 50 | grep !
  ! aдрес sys_call_table = c07ab3d8
  ! адрес в позиции 223[__NR_own] = c045b9a8
  ! aдрес sys_ni_syscall = c045b9a8
  ! адрес нового sys_call = fdd7c024
  ! передано 18 байт: аргументы
  ! передано 10 байт: новые
  ! адрес sys_call при выгрузке = fdd7c024
И повторяем выполнение только-что успешно выполнявшейся программы::
  $ ./syscall 1 2 3
  syscall return 38 : Function not implemented
  syscall return 38 : Function not implemented
  syscall return 38 : Function not implemented
```

Ядро не в состоянии поддержать более выполнение требуемого программе системного вызова!

По образу и подобию показанного может быть установлен произвольный новый обработчик системного

Скрытый обработчик системного вызова

Интересен сам по себе вопрос: может ли модуль в принципе установить обработчик (подменив существующий, или добавив новый) таким образом, чтобы ядро системы «не знало» об этом, не выявляя такого модуля средствами диагностики lsmod или в файловой системе /proc. Интерес этот чисто прагматический, ответ на него определяет может ли вредоносные программы произвести подобные изменения. И ответ на него — положительный! Для этого такой модуль должен:

- выделить динамически блок памяти для кода функции обработчика нового системного вызова (а, возможно, и отдельный блок для собственных данных);
- переместить код функции обработчика в такую динамическую область, возможно, установив признак выполнимости (в 64-бит или РАЕ архитектуре) для страниц этой динамической памяти;
- установить в таблице sys_call_table адрес обработчика на этот перемещённый код;
- завершиться функцию инициализации модуля с кодом отличным от нуля, тем самым модуль фактически не устанавливается и не фиксируется ядром;

Идея здесь состоит в том, что блоки памяти, выделяемые динамически запросами kmalloc() и другими (мы подробно рассматривали это ранее) продолжают существовать, даже если модуль, их создавший, прекратил существование. В этом случае возникают объекты в памяти, к которым потеряны все пути доступа, которые не могут быть никаким образом уничтожены. Подобные механизмы, если они присутствуют (сознательно, или по ошибке), ведут к постепенной деградации операционной системы. Такие примеры своим использованием проясняют подобные вещи лучше, чем десятки увещеваний «на словах».

А теперь рассмотрим всё это на примере (каталог hidden), который во многом аналогичен предыдущему, он использует те же включаемый файлы определений, а также очень подобный тестовый процесс пространства пользователя:

hidden.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/kallsvms.h>
#include <linux/uaccess.h>
#include <linux/unistd.h>
#include <.../arch/x86/include/asm/cacheflush.h>
#include "../find.c"
#include "../CR0.c"
#include "syscall.h"
// описания функций обработчиков для разных вариантов:
// asmlinkage long new_sys_call(const char __user *buf, size_t count)
#define VARNUM 5
#ifndef VARIANT
#define VARIANT 0
#endif
#if VARIANT>VARNUM
#undef VARTANT
#define VARIANT 0
#endif
static long shift; // величина сдвига тела функции системного обработчика
#if VARIANT == 0
  #include "null.c"
#elif VARIANT == 1
  #include "local.c"
#elif VARIANT == 2
  #include "getpid.c"
```

```
#elif VARIANT == 3
  #include "strlen_1.c"
#elif VARIANT == 4
   #include "strlen 2.c"
#elif VARIANT == 5
   #include "write.c"
#else
   #include "null.c"
#endif
static int __init new_sys_init(void) {
   void *waddr, *move_sys_call,
       **taddr;
                                  // адрес таблицы sys_call_table
   size_t sys_size;
   printk("!... SYSCALL=%d, VARIANT=%d\n", NR, VARIANT);
   if((taddr = find_sym("sys_call_table")) != NULL)
      printk("! adpec sys_call_table = %p\n", taddr);
      return -EINVAL | printk("! sys_call_table не найден\n");
   if(NULL == (waddr = find_sym("sys_ni_syscall")))
      return -EINVAL | printk("! sys_ni_syscall не найден\n");
   if(taddr[ NR ] != waddr)
      return -EINVAL | printk("! системный вызов %d занят\n", NR);
   { unsigned long end;
      asm("movl $L2, %%eax \n"
           :"=a"(end)::
         );
      sys_size = end - (long)new_sys_call;
      printk("! статическая функция: начало= %p, конец=%lx, длина=%d \n",
              new_sys_call, end, sys_size);
  // выделяем блок памяти под функцию обработчик
  move_sys_call = kmalloc(sys_size, GFP_KERNEL);
   if(!move_sys_call) return -EINVAL | printk("! memory allocation error!\n");
   printk("! выделен блок %d байт с адреса %p\n", sys_size, move_sys_call);
   // копируем резидентный код нового обработчика в выделенный блок памяти
  memcpy(move_sys_call, new_sys_call, sys_size);
   shift = move_sys_call - (void*)new_sys_call;
   printk("! сдвиг кода = %lx байт\n", shift);
   // снять бит NX-защиты с страницы
   //int set_memory_x(unsigned long addr, int numpages);
   set_memory_x((long unsigned)move_sys_call, sys_size / PAGE_SIZE + 1);
   printk("! адрес нового sys_call = %p\n", move_sys_call);
   rw_enable();
   taddr[ NR ] = move_sys_call;
   rw_disable();
   return - EPERM;
module_init(new_sys_init);
MODULE_LICENSE("GPL");
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej@front.ru>");
```

Вот, собственно, и всё. Но рассмотрения разных для вариантов сборки код включает в себя файлы (null.c, local.c и им подобные), все которые содержат разные реализации функции обработчика нового системного вызова с единым именем и прототипом:

```
asmlinkage long new_sys_call(const char __user *buf, size_t count);
```

Прототип этого нового системного вызова выбран достаточно произвольно, так же, как и все существующие системные вызовы различаются параметрами и их числом. Простейший обработчик (null.c) показывает

только принципиальную возможность, поэтому устанавливаемый ним обработчик системного вызова с номером NR (определяется параметром сборки SYSCALL и по умолчанию 223) ничего осознанного не делает, но только возвращает признак нормального завершения:

null.c:

```
asmlinkage long new_sys_call(const char __user *buf, size_t count) {
    asm("movl $0, %%eax\n" // эквивалент return 0;
        "popl %%ebp \n"
        "ret \n"
        "L2: nop \n" // нам нужна метка L2 после return
        ::: "%eax"
    );
    return 0; // только для синтаксиса
};
```

Поскольку код такого модуля портит таблицу sys_call_table и не может её восстанавливать, а при многократном выполнении будет оставлять после себя блоки потерянной (навсегда!) памяти, то нам нужно обзавестись дуальным к нему модулем, который восстанавливает первичное состояние таблицы:

<u>restore.c :</u>

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/kallsyms.h>
#include <linux/uaccess.h>
#include <linux/unistd.h>
#include "../find.c"
#include "../CR0.c"
#include "syscall.h"
static int __init new_sys_init(void) {
   void **taddr;
                                   // адрес таблицы sys_call_table
   void *waddr, *old_sys_addr;
   if((taddr = find_sym("sys_call_table")) != NULL)
      printk("! aдpec sys_call_table = %p\n", taddr);
   else return -EINVAL | printk("! sys_call_table не найден\n");
   if((waddr = find_sym("sys_ni_syscall")) != NULL)
      printk("! aдрес sys_ni_syscall = %p\n", waddr);
   else return -EINVAL | printk("! sys_ni_syscall не найден\n");
   old_sys_addr = (void*)taddr[ NR ];
   printk("! адрес в позиции %d = %p\n", NR, old_sys_addr);
   if(old_sys_addr != waddr) {
      kfree(old_sys_addr);
      rw_enable();
      taddr[ NR ] = waddr; // восстановить sys_ni_syscall
      rw_disable();
      printk("! итоговый адрес обработчика %p\n", taddr[ NR ]);
  }
   else
      printk("! итоговый адрес обработчика не изменяется\n");
   return -EPERM;
}
module_init(new_sys_init);
MODULE LICENSE("GPL");
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej@front.ru>");
   Теперь у нас есть всё, чтобы проверить как это работает:
```

```
$ make VARIANT=0
```

. . .

```
$ ./syscall
syscall return -38 [ffffffda], reason: Function not implemented
$ sudo insmod hidden.ko
insmod: error inserting 'hidden.ko': -1 Operation not permitted
$ lsmod | grep hid
$
$ ./syscall 1 23 456
syscall return 0 [00000000], reason: Success
syscall return 0 [00000000], reason: Success
syscall return 0 [00000000], reason: Success
$ dmesg | tail -n60 | grep !
!... SYSCALL=223, VARIANT=0
! aдрес sys_call_table = c07ab3d8
! статическая функция: начало= f7ecd000, конец=f7ecd00f, длина=15
! выделен блок 15 байт с адреса d9322030
! сдвиг кода = e1455030 байт
! адрес нового sys_call = d9322030
$ sudo insmod restore.ko
insmod: error inserting 'restore.ko': -1 Operation not permitted
syscall return -38 [ffffffda], reason: Function not implemented
```

Как легко видеть: модуля hidden.ko в системе не установлено, но новый системный вызов с номером NR замечательно отрабатывается.

Единственное место в коде hidden.c, с подобным которому мы до сих пор не встречались, и которое требует минимальных комментариев, это строка, в которой производится вызов:

```
int set_memory_x(unsigned long addr, int numpages);
```

В старших моделях x86, работающих в 64-бит или расширенном режиме PAE, введен NX-бит защиты страницы памяти от выполнения (старший бит в записи таблицы страниц). В ядре Linux этот аппаратный механизм защиты применяется, начиная с версии 2.6.30. Вызов set_memory_x() и снимает ограничение выполнения для numpages последовательных страниц (размером PAGESIZE каждая), начиная со страницы адреса addr. Аналогично, вызов восстанавливает защиту страницы от выполнения. Для ядра 32-бит x86 (не PAE!) этот механизм, как уже было сказано, не используется.

Ассемблерная вставка в функции обработчика представляет полный эквивалент оператора return 0; (в полном соответствии с соглашениями языка С, с выталкиванием регистра %ebp из стека...). Понадобился такой эквивалент только потому, что нам нужна метка L2 (её адрес) после оператора return, а компилятор gcc такие метки после завершения кода «оптимизирует». Это место не должно смущать. Весь целевой код обработчика должен предшествовать этой вставке.

Сложность написания кода для таких обработчиков очень высока, но, в принципе, всё это реализуемо. Фактически, при этом предстоит вручную, без помощи компилятора gcc (опция -fPIC) реализовать нечто подобное PIC-кодированию (Position Independed Code), позиционно независимому (в памяти) кодирование. Такое написание обработчиков само по себе любопытно, и некоторым его вопросам будет посвящено всё остальное изложение до конца раздела. Если вас не интересуют такие детали, вы можете безболезненно опустить всю эту оставшуюся часть.

Сложности перемещаемой функции обработчика связаны с тем, что:

- 1. Функция не может использовать никакие внешние переменные, описанные вне её тела: после завершения функции инициализации модуля все такие области памяти будут освобождены. Могут использоваться только локальные переменные в стеке.
- 2. Точно то же самое относится и к другим (локальным) функциям описанным в модуле. Здесь приходит на помощь такое расширение **GCC** как **вложенные описания функций**, которые будут перемещены вместе с телом объемлющей их функции обработчика.

Пример сказанного — следующий обработчик:

<u>local.c:</u>

```
asmlinkage long new_sys_call(const char __user *buf, size_t count) {
     long res = 1000;
     int inc(int in) {
                               // вложенное описание функции
        return ++in;
     }
     res = res + inc(count);
     res = inc(count);
     asm("movl %ebx, %eax\n\t" // эквивалент return res;
          "leave
                            n\t"
          "ret
                            n\t"
          "L2: nop
                            \n\t" // нам нужна метка L2 после return
          ::"b"(res):"%eax"
        );
     return 0;
                                   // только для синтаксиса
И результат использования такого обработчика:
  $ make VARIANT=1
  $ sudo insmod hidden.ko
  insmod: error inserting 'hidden.ko': -1 Operation not permitted
  $ lsmod | grep hid
  $ ./syscall
  syscall return 16 [00000010], reason: Success
  $ ./syscall 123
  syscall return 5 [00000005], reason: Success
  $ ./syscall 1 22 333 4444
  syscall return 6 [00000006], reason: Success
  syscall return 5 [00000005], reason: Success
  syscall return 4 [00000004], reason: Success
  syscall return 3 [00000003], reason: Success
```

3. Следующая сложность будет состоять в том, что функции API ядра, экспортируемые или не экспортируемые ядром (strlen(), printk(), sys_getpid(), sys_write()...), в этом коде нельзя вызывать в привычном виде, записав просто вызов функции по её имени. Адрес такого вызова разрешится в момент статической линковки (смещение адреса запишется в поле команды), а при вызове приведёт к вызову со смещением и краху выполнения. Примитивный пример того, как это может быть сделано работоспособно показан ниже:

getpid.c :

```
//c044e690 T sys_getpid
asmlinkage long new_sys_call(const char __user *buf, size_t count) {
   long res = 0;
   long (*own_getpid)(void);
   own_getpid = 0xc044e690UL;
   res = own_getpid();
   asm("leave
        "ret
                         \n" // эквивалент return res;
                         \n" // нам нужна метка L2 после return
        "L2: nop
        ::"a"(res):
      );
   return 0;
                               // только для синтаксиса
}
```

Адрес (не экспортируемый) функции sys_getpid() в данном случае для простоты взят **статически** из /proc/kallsym, но он может находиться и более сложными способами динамически как это обсуждалось

```
ранее.
  $ sudo insmod hidden.ko
  insmod: error inserting 'hidden.ko': -1 Operation not permitted
  $ ./svscall
  syscall return 19783 [00004d47], reason: Success
  $ ./syscall 12 13
  syscall return 19793 [00004d51], reason: Success
  syscall return 19793 [00004d51], reason: Success
  $ ps -A | tail -n3
  19792 ?
             00:00:00 sleep
  19796 pts/12 00:00:00 ps
  19797 pts/12 00:00:00 tail
Другой, более реалистичный пример того же рода:
  strlen_2.c :
  asmlinkage long new_sys_call(const char __user *buf, size_t count) {
     size_t own_strlen(const char* ps) { // вложенная функция
        long res = 0;
        asm(
          "movl
                  8(%%ebp), %%eax \n"
                                         // ps -> call parameter
          "movl
                  %%eax, (%%esp) \n"
          "call *%%ebx
                                  \n"
          :"=a"(res):"b"((long)(&strlen)): // strlen() из API ядра
        );
        return res;
     }
     res = own_strlen(buf);
                           \n"
     asm("leave
          "ret
                           \n"
                                          // эквивалент return res;
          "L2: nop
                           \n"
                                          // нам нужна метка L2 после return
          ::"a"(res):
        );
     return 0;
                                           // только для синтаксиса
  }
Этот же пример демонстрирует как функция использует строчную переменную из пространства пользователя,
```

адрес которой передан ей в системном вызове:

```
$ make VARIANT=4
. . .
$ sudo insmod hidden.ko
insmod: error inserting 'hidden.ko': -1 Operation not permitted
$ lsmod | grep hid
$ ./syscall 1 23 456 'новая строка'
syscall return 24 [00000018], reason: Success
syscall return 4 [00000004], reason: Success
syscall return 3 [00000003], reason: Success
syscall return 2 [00000002], reason: Success
$ dmesg | tail -n60 | grep !
!... SYSCALL=223, VARIANT=4
! aдрес sys_call_table = c07ab3d8
! статическая функция: начало= f7ede000, конец=f7ede018, длина=24
! выделен блок 24 байт с адреса d9085940
! сдвиг кода = e11a7940 байт
! адрес нового sys_call = d9085940
```

Этот же пример вскрывает очередную неприятность при написании подобных перемещаемых функций:

4. Мы успешно использовали выше **скалярные** (int, long ...) локальные переменные объявленные внутри функции. Но это не относится к массивам, в частности, к строкам, размещённым как локальные переменные в теле функции.

Модифицируем вызов в предыдущем пример так:

```
res = own_strlen("1234567");
Или вот так:
  char str[ 80 ] = "1234567";
  res = own_strlen(str);
```

Этим мы переведём его в неработоспособное состояние: хотя указатель строки и размещён в стеке и доступен, но указываемая строка размещается где-то отдельно (в сегменте данных), и значение её указателя оказывается некорректным.

5. Ещё один любопытный и работоспособный пример:

<u>write.c :</u>

```
//c04e12fc T sys_write
asmlinkage long new_sys_call(const char __user *buf, size_t count) {
   long res = 0;
  asmlinkage size_t (*own_write)(int fd, const char* s, size_t l);
  own_write = (void*)0xc04e12fc;
  res = own_write(1, buf, count);
  asm("leave
                \n"
       "ret
                        \n" // эквивалент return res;
                       \n" // нам нужна метка L2 после return
       "L2: nop
       ::"a"(res):
     );
  return 0;
                            // только для синтаксиса
};
$ make VARIANT=5
$ sudo insmod hidden.ko
insmod: error inserting 'hidden.ko': -1 Operation not permitted
$ lsmod | grep hid
$ ./syscall 1 23 456 'новая строка'
новая строка
syscall return 24 [00000018], reason: Success
syscall return 4 [00000004], reason: Success
syscall return 3 [00000003], reason: Success
syscall return 2 [00000002], reason: Success
```

Здесь системный вызов не только корректно принимает переданную ему строку (подобно тому, как это делает sys_write), но и выводит параметр своего вызова, эту строку, не в системный журнал, а на терминал.

Ещё ряд дополнительных вариантов в написании такого перемещаемого обработчика приведены для рассмотрения в каталоге hidden.

Динамическая загрузка модулей

До сих пор мы устанавливали собранные модули выполнением команды insmod, когда это происходило

на этапе разработки, или modprobe, когда модуль отлажен и инсталлирован с системе. Симметрично, удаляли вы все установленные модули командой rmmod. Во всех этих случаях операции над модулями производятся статически. Возникает вопрос: а можно ли модули устанавливать (и выгружать) динамически, то есть по требованию, из собственного программного кода? Раз это insmod умеет делать — то и мы сможем!

Это вызывает встречный вопрос: а зачем это надо? Нужно это в самых разнообразных случаях и по разным причинам:

- 1. Программы утилиты insmod, modprobe и rmmod, сами по себе, являются программами пользовательского пространства, и просто любопытно, как ними в коде выполняются подобные действия.
- 2. В некоторых случаях от системы требуется некая функциональность, которая на текущий момент не предоставляется, и которая обеспечивается подгружаемым модулем ядра. В таких случаях было бы в высшей степени удобно подгрузить такой модуль непосредственно по требованию его использования. Классическим и общеизвестным примером такой ситуации есть команда монтирования в Linux такой файловой подсистемы (типа qnx4, minix и др.), которая не подгружена в системе по умолчанию, например:

```
$ lsmod | grep minix
$ sudo mount -t minix /dev/sda5 /mnt/sda5
$ ls /mnt/sda5
bin boot dev etc home mnt proc root sbin tmp usr var
$ lsmod | grep minix
minix 19212 1
```

В этом случае модуль (minix.ko) подгружается также по запросу из пользовательской утилиты mount.

- 3. Разработчики определённого класса оборудования могли бы иметь родовой (generic) модуль драйвера, который подгружал бы по необходимости видовой модуль драйвера, под конкретную модель оборудования в этом классе. Классическими примерами такого случая (возможно, и решаемых в каждом случае другими средствами) являются целые семейства драйверов (по типу плат) в таких интерфейсах к платам класса Е1/Т1 в ІР-телефонии, как интерфейс DAHDI (компании Digium), или интерфейс компании Sangoma. В этом случае типовые модули динамически подгружаются из среды родового модуля ядра.
- 4. Развитием предыдущего подхода может быть создана техника построения плагинов: возможность добавления функциональности к сложной системе посредством добавление новых специфических частей, но не затрагивая переделками код существующих частей системы. В области пространства пользователя такая возможность реализуется за счёт использования разделяемых библиотек. В области модулей ядра такая возможность могла бы реализоваться посредством динамической загрузки модулей.

Этими случаями покрываются далеко не все области, где пригодилась бы динамическая загрузки модулей.

... из процесса пользователя

Для загрузки модуля из пространства пользовательского процесса (как это делает insmod, modprobe и rmmod) существует системный вызов sys_init_module() :

```
asmlinkage long sys_init_module(void __user *umod, unsigned long len, const char __user *uargs);
```

```
Для выгрузки модуля, соответственно, системный вызов sys_delete_module(): asmlinkage long sys_delete_module(const char __user *name, unsigned int flags);
```

Но... Всё, что касается операций динамических загрузки и выгрузки модулей, покрыто изрядным мраком, man-описания и существующие в интернете ссылки описывают какие-то устаревшие и мутные реализации, относящиеся к временам на границе версий ядра 2.4 и 2.6. Так что здесь придётся изрядно поэкспериментировать, и пособирать воедино оговорки и намёки, разбросанные по исходным текста ядра Linux.

Поскольку эта задача актуальна практически, не экзотика, я покажу это в свежей инсталляции: \$ inxi -S

```
System: Host: R420 Kernel: 5.4.0-124-generic x86_64 bits: 64 Desktop: Cinnamon 5.2.7 Distro: Linux Mint 20.3 Una
```

Итак, интересующие нас системные вызовы (sys_init_module и sys_delete_module, они нам понадобятся вскоре), на случай 32 и 64 бит систем, соответственно:

```
$ grep _module /usr/include/x86_64-linux-gnu/asm/unistd_32.h
#define __NR_create_module 127
#define __NR_init_module 128
#define __NR_delete_module 129
#define __NR_query_module 167
#define __NR_finit_module 350
$ grep _module /usr/include/x86_64-linux-gnu/asm/unistd_64.h
#define __NR_create_module 174
#define __NR_init_module 175
#define __NR_delete_module 176
#define __NR_query_module 178
#define __NR_finit_module 313
```

Отметим ещё раз, в уме, что **номера** системных вызовов в системах 32 и 64 бит отличаются ... они просто не коррелированы (поэтому при необходимости употребляйте в коде не числовые номера, но не поленитесь потерять время и найти соответствующую символьную константу вида ___NR_*).

Для всех примеров (каталог load_module/umaster) нам нужен тестовый подопытный модуль, который мы и будет динамически загружать и выгружать:

s<u>lave.c :</u>

```
#include "../common.c"

static char* parm1 = "";
module_param(parm1, charp, 0);

static char* parm2 = "";
module_param(parm2, charp, 0);

static char this_mod_file[40];

static int __init mod_init(void) {
    set_mod_name(this_mod_file, __FILE__);
    printk("+ модуль %s загружен: parm1=%s, parm2=%s\n", this_mod_file, parm1, parm2);
    return 0;
}

static void __exit mod_exit(void) {
    printk("+ модуль %s выгружен\n", this_mod_file);
}
```

Модуль ссылается на общую часть ../common.c — здесь, и во всех последующих примерах, связанных с динамической загрузкой модулей (для сокращения объёмов тривиальных кодов), использован общий включаемый файл. Вот эта часть:

common.c:

```
#include <linux/module.h>

MODULE_LICENSE("GPL");
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej.tsil@gmail.com>");

static int __init mod_init(void);
static void __exit mod_exit(void);

module_init(mod_init);
module_exit(mod_exit);
```

```
inline void __init set_mod_name(char *res, char *path) {
   char *pb = strrchr(path, '/') + 1,
        *pe = strrchr(path, '.');
   strncpy(res, pb, pe - pb);
   sprintf(res + (pe - pb), "%s", ".ko");
}
```

Чтобы привыкнуть к модулю, собрав его поработаем с ним автономно, наблюдаем, на будущее, как внешне выглядит именно его загрузка-выгрузка:

```
$ sudo insmod slave.ko

$ dmesg | tail -n1

[43464.851759] + модуль slave.ko загружен: parm1=, parm2=

$ sudo rmmod slave

$ dmesg | tail -n2

[43464.851759] + модуль slave.ko загружен: parm1=, parm2=

[43516.110535] + модуль slave.ko выгружен
```

При необходимости, модуль готов принять до двух символьных параметров (нам никаким образом не нужны сами параметры, но мы должны быть уверены, что наш будущий загрузчик не препятствует этому):

```
$ sudo insmod slave.ko parm1='строка1' parm2='строка2'
$ dmesg | tail -n1
[53593.085751] + модуль slave.ko загружен: parm1=строка1, parm2=строка2
$ sudo rmmod slave
$ dmesg | tail -n2
[53593.085751] + модуль slave.ko загружен: parm1=строка1, parm2=строка2
[53624.451325] + модуль slave.ko выгружен
```

Вот и всё, что от подопытного модуля требуется. Важно то, что, если модулю передать не те параметры которые он ожидает, или не в том формате их записи, то он будет нещадно ругаться, и не станет загружаться.

Теперь у нас всё готово для того чтобы приступить к изготовлению загрузчиков работающих из пользовательского пространства. В качестве загрузчика соберём **приложение**:

inst1.c :

```
#include <sys/stat.h>
#include <errno.h>
#include "common.h"
// asmlinkage long (*sys_init_module)
                                                // системный вызов sys_init_module()
                    (void __user *umod, unsigned long len, const char __user *uargs);
int main(int argc, char *argv[]) {
   char parms[80] = "", file[80] = SLAVE_FILE;
  void *buff = NULL;
   int fd, res;
  off_t fsize;
                      /* общий размер в байтах */
   if(argc > 1) {
      strcpy(file, argv[1]);
      if(argc > 2) {
         int i;
         for(i = 2; i < argc; i++) {
            strcat(parms, argv[i]);
            strcat(parms, " ");
         }
      }
   }
  printf("загрузка модуля: %s %s\n", file, parms);
   fd = open(file, O_RDONLY);
   if(fd < 0) {
      printf("ошибка open: %m\n");
```

```
return errno;
}
  struct stat fst;
   if(fstat(fd, \&fst) < 0) {
      printf("ошибка stat: %m\n");
      close(fd);
      return errno;
  }
  if(!S_ISREG(fst.st_mode)) {
      printf("ошибка: %s не файл\n", file);
      close(fd);
      return EXIT_FAILURE;
  }
  fsize = fst.st_size;
}
printf("размер файла модуля %s = %ld байт\n", file, fsize);
buff = malloc(fsize);
if(NULL == buff) {
   printf("ошибка malloc: %m\n");
   close(fd);
   return errno;
}
if(fsize != read(fd, buff, fsize)) {
   printf("ошибка read: %m\n");
   free(buff);
   close(fd);
   return errno;
}
close(fd);
res = syscall(__NR_init_module, buff, fsize, parms);
if(res < 0) printf("ошибка загрузки: %m\n");
else printf("модуль %s успешно загружен!\n", file);
return res;
```

Приложения пользовательского пространства (это и другие) включает файл common.h (не упоминавшийся выше../common.c!):

common.h:

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <string.h>
#include <unistd.h>
#include <sys/syscall.h>
#include <fcntl.h>
#define SLAVE_FILE "./slave.ko";
```

Здесь, главным образом, определяется имя файла загружаемого модуля (./slave.ko), чтобы его не вводить каждый раз при тестировании в виде параметра командной строки. Приложение громоздкое, но логика его крайне проста:

- Ищется файл откомпилированного модуля ядра с указанным именем (переменная file);
- Определяется полный размер этого файла (переменная fsize);
- В точности под этот размер динамически выделяется буфер чтения buff;
- В буфер читается образ загружаемого модуля (в формате объектного файла . ko);
- Системному вызову sys_init_module(void* umod, unsigned long len, const char*

- uargs) передаются адрес образа модуля в памяти (buff, 1-й параметр) и его длина (fsize, 2-й параметр);
- Если необходимо, в качестве 3-го параметра sys_init_module() передаётся строка параметров загрузки модуля, если параметры не используются, 3-м параметром указывается пустая строка, но ни в коем случае не NULL.

Сразу же изготовим симметричное приложение для **выгрузки** модулей (эквивалент rmmod, от последнего его отличает то, что мы наперёд знаем имя модуля который собираемся выгружать, поэтому не станем себя утруждать каждый раз набором этого имени в качестве параметра запуска нашего приложения):

<u>rem1.c:</u>

```
#include "common.h"
// asmlinkage long (*sys_delete_module) // системный вызов sys_delete_module()
                    (const char __user *name, unsigned int flags);
// flags: O_TRUNC, O_NONBLOCK
int main(int argc, char *argv[]) {
   char file[80] = SLAVE_FILE;
   int res;
   if(argc > 1) strcpy(file, argv[1]);
   char *slave_mod = strrchr(file, '/') != NULL ?
                     strrchr(file, '/') + 1 :
                     file;
   if(strrchr(file, '.') != NULL)
      *strrchr(file, '.') = '\0';
   printf("выгружается модуль %s\n", slave_mod);
   res = syscall(__NR_delete_module, slave_mod, O_TRUNC);
   if(res < 0) printf("ошибка выгрузки: %m\n");
   else printf("модуль %s успешно загружен!\n", slave_mod);
   return res;
}
   А теперь — рассматриваем как это всё работает:
$ ls -l slave.ko
-rw-rw-r-- 1 olej olej 6544 авг 20 23:19 slave.ko
$ sudo ./inst1 slave.ko parm1='строка1' parm2='строка2'
загрузка модуля: slave.ko parm1=строка1 parm2=строка2
размер файла модуля slave.ko = 6544 байт
модуль slave.ko успешно загружен!
$ dmesg | tail -n1
[50509.921854] + модуль slave.ko загружен: parm1=строка1, parm2=строка2
$ lsmod | head -n2
Module
                       Size Used by
                      16384 0
slave
$ sudo ./rem1
выгружается модуль slave
модуль slave успешно загружен!
$ dmesg | tail -n2
[50509.921854] + модуль slave.ko загружен: parm1=строка1, parm2=строка2
[50681.215028] + модуль slave.ko выгружен
```

(Обратим внимание на то, как размер модуля, диагностируемый загрузчиком, он же размер файла модуля, отличается от диагностики размера загруженного модуля командой lsmod.)

Hac могут упрекнуть, что мы, мол, достаточно грубо используем непрямой системный вызовов syscall() (что не поощряется в культурном программировании) и напрямую манипулируем номерами системных вызовов __NR_init_module и __NR_delete_module. Но их можно, в конечном итоге,

заменить вызовами **стандартной** системной библиотеки для этих же syscall(), заменив в листингах всего по пару строк строке (но здесь выявляется одна очень интересная подробность, о которой я расскажу позже):

inst2.c:

```
extern int init_module(void *module_image, unsigned long len,
                         const char *param_values);
     res = init_module(buff, fsize, parms); // вызов sys_init_module()
  <u>rem2.c :</u>
  extern int delete_module(const char *name, int flags);
     res = delete_module(slave_mod, 0_TRUNC); // flags: 0_TRUNC, 0_NONBLOCK
Сборка и выполнение с тем же результатом:
  $ sudo ./inst2 slave.ko parm1='строка1' parm2='строка2'
  загрузка модуля: slave.ko parm1=строка1 parm2=строка2
  размер файла модуля slave.ko = 6544 байт
  модуль slave.ko успешно загружен!
  $ dmesg | tail -n1
  [50755.109764] + модуль slave.ko загружен: parm1=строка1, parm2=строка2
  $ dmesg | tail -n1
  [50755.109764] + модуль slave.ko загружен: parm1=строка1, parm2=строка2
  $ lsmod | head -n2
  Module
                          Size Used by
  slave
                         16384 0
  $ sudo ./rem1
  выгружается модуль slave
  модуль slave успешно загружен!
  $ dmesg | tail -n2
  [50755.109764] + модуль slave.ko загружен: parm1=строка1, parm2=строка2
  [50799.318937] + модуль slave.ko выгружен
```

Примечание (то что я обещал рассказать позже) ... кому вкусные тонкости не интересны — могут пропустить дальнейший текст и перейти к следующей главе...: Почему я сразу не показал листинги с init_module() и delete_module(), и зачем морочу вам голову с непрямыми системными вызовами syscall()? Да по очень простой причине: нигде, ни в литературе, ни в справочных руководствах Linux, ни в интернет мне не удалось найти ни образцов корректного использования init_module() и delete_module(), ни даже их корректных прототипов вызова. Напротив, все источники полнятся просто синтаксически некорректными, и устаревшими примерами (относящимися к давним не актуальным ядрам 2.4.X). Поэтому восстанавливать примеры их использования пришлось именно обратным реинжинирингом через syscall(). При компиляции показанных примеров без строк с extern ... (которые, фактически не нужны) вы будете получать предупреждения вида:

```
$ make
       inst2.c -o inst2
inst2.c: In function 'main':
inst2.c:53:10: warning: implicit declaration of function 'init_module'; did you mean
'SYS_init_module'? [-Wimplicit-function-declaration]
           res = init_module(buff, fsize, parms); // вызов sys_init_module()
     1
                SYS_init_module
      1
gcc
       rem2.c
                -o rem2
rem2.c: In function 'main':
rem2.c:14:10: warning: implicit declaration of function 'delete module'; did you mean
'SYS_delete_module'? [-Wimplicit-function-declaration]
         res = delete_module(slave_mod, O_TRUNC); // flags: O_TRUNC, O_NONBLOCK
   14 |
      Ι
      Τ
                SYS delete module
```

А при работе с ядром предупреждения — это уже знак больших неприятностей, мы обсуждали это выше! И эта вещь отобрала у меня уйму времени... В системном man можем прочитать довольно странный текст относительно заголовочных файлов:

```
$ man 2 init module
  Note: glibc provides no header file declaration of init_module() and no wrapper function for
  finit_module();
С другой стороны, проследим за используемой стандартной библиотекой языка С:
  $ ldd rem1
      linux-vdso.so.1 (0x00007ffe611c6000)
      libc.so.6 => /lib/x86_64-linux-gnu/libc.so.6 (0x00007f441a39d000)
      /lib64/ld-linux-x86-64.so.2 (0x00007f441a5bc000)
  $ pwd
  /lib/x86_64-linux-gnu
  $ ls -l libc.so.6
  lrwxrwxrwx 1 root root 12 anp 7 04:24 libc.so.6 -> libc-2.31.so
  $ sudo nm -D libc-2.31.so | grep ' T ' | grep _module
  00000000011fa30 T create_module
  00000000011fa60 T delete_module
  000000000025aa0 T __gconv_get_modules_db
  00000000011fb50 T init_module
  00000000011fd60 T query_module
```

Таким образом, интересующие нас **библиотечные** вызовы замечательным образом присутствуют в библиотеке, но отсутствуют в заголовочных файлах этой (libc) библиотеки! Мне оставалось только восполнить код extern прототипами 2-х библиотечных вызовов, реконструированных по их определениям из ранних разрозненных источниках (в рудиментных версиях ядра 2.4X это было!).

Вывод: С **некоторых времён** разработчики ядра не желали афишировать операции с модулями ядра из пользовательского пространства (я бы на их месте тоже не желал). Которыми пользуются и системные команды **insmod** и **rmmod**. И они убрали прототипы этих функций из заголовочных файлов, но оставили их самих в составе библиотеки!

В завершение — пару слов о 32-бит системах... показанный код, в неизменном виде, столь же успешно собирается и выполняется и в 32-бит системах с достаточно свежим ядром:

```
$ sudo inxi -Sxxx
System:
          Host: lmde32 Kernel: 5.10.0-17-686 i686 bits: 32 compiler: gcc v: 10.2.1
           Console: tty 2 wm: Mutter
           DM: LightDM 1.26.0 Distro: LMDE 5 Elsie base: Debian 11.2 bullseye
$ sudo ./inst2 slave.ko parm1='строка1' parm2='строка2'
загрузка модуля: slave.ko parm1=строка1 parm2=строка2
размер файла модуля slave.ko = 116096 байт
модуль slave.ko успешно загружен!
$ dmesg | tail -n1
[74051.068542] + модуль slave.ko загружен: parm1=строка1, parm2=строка2
$ sudo ./rem2
выгружается модуль slave
модуль slave успешно загружен!
$ dmesg | tail -n2
[74051.068542] + модуль slave.ko загружен: parm1=строка1, parm2=строка2
[74089.458651] + модуль slave.ko выгружен
```

... из модуля ядра

В предыдущей части мы загружали (и выгружали) модуль slave.ko динамически из кода приложения. Теперь нам предстоит сделать то же самое, но уже из кода вызывающего модуля (master.ko). Вот образец такого модуля (каталог load_module/master):

master.c :

```
#include <linux/version.h>
#include <linux/fs.h>
#include <linux/vmalloc.h>
#include "../common.c"
#include "../find.c"
static char* file = "./slave.ko";
module_param(file, charp, 0);
static char this_mod_file[40],
                                              // имя файла master-модуля
            slave_name[80];
                                               // имя файла slave-модуля
static int __init mod_init(void) {
   long res = 0, len;
   struct file *f;
  void *buff;
  ssize_t n;
  asmlinkage long (*sys_init_module)
                                              // системный вызов sys_init_module()
              (void __user *umod, unsigned long len, const char __user *uargs);
   set_mod_name(this_mod_file, __FILE__);
   if((sys_init_module = find_sym("sys_init_module")) == NULL) {
      printk("> sys_init_module не найден\n");
      res = -EINVAL;
      goto end;
  }
  printk("> aдpec sys_init_module = %p\n", sys_init_module);
   strcpy(slave_name, file);
   f = filp_open(slave_name, 0_RDONLY, 0);
  if(IS_ERR(f)) {
      printk("> ошибка открытия файла %s\n", slave_name);
      res = -ENOENT;
      goto end;
  }
                                              // 2 - means SEEK_END
   len = vfs_llseek(f, OL, 2);
   if(len <= 0) {
     printk("> ошибка lseek\n");
     res = -EINVAL;
      goto close;
  printk("> длина файла модуля = %d байт\n", (int)len);
  if(NULL == (buff = vmalloc(len))) {
      res = -ENOMEM;
      goto close;
  };
  printk("> адрес буфера чтения = %p\n", buff);
                                               // 0 - means SEEK_SET
  vfs_llseek(f, 0L, 0);
#if (LINUX_VERSION_CODE < KERNEL_VERSION(4, 14, 0))</pre>
// extern int kernel_read(struct file *, loff_t, char *, unsigned long);
  n = kernel_read(f, 0, buff, len);
#else
// extern ssize_t kernel_read(struct file *, void *, size_t, loff_t *);
  n = kernel_read(f, buff, len, NULL);
#endif
   printk("> считано из файла %s %d байт\n", slave_name, n);
   if(n != len) {
      printk("> ошибка чтения\n");
      res = -EIO;
```

```
goto free;
  }
     mm_segment_t old_fs = get_fs();
      set_fs(KERNEL_DS);
      res = sys_init_module(buff, len, "");
      set_fs(old_fs);
      if(res < 0) {
                printk("> ошибка зарузк модуля\n");
                goto insmod;
         }
  }
  printk("> модуль %s загружен: file=%s\n", this_mod_file, file);
insmod:
free:
   vfree(buff);
close:
   filp_close(f, NULL);
end:
   return res;
}
static void __exit mod_exit(void) {
   asmlinkage long (*sys_delete_module)
                                                // системный вызов sys_delete_module()
              (const char __user *name, unsigned int flags);
   // flags: O_TRUNC, O_NONBLOCK
   char *slave_mod = strrchr(slave_name, '/') != NULL ?
                     strrchr(slave_name, '/') + 1 :
                     slave_name;
   *strrchr(slave_mod, '.') = '\0';
   printk("> выгружается модуль %s\n", slave_mod);
   if((sys_delete_module = find_sym("sys_delete_module")) == NULL) {
      printk("> sys_delete_module не найден\n");
      return;
   }
   printk("> aдpec sys_delete_module = %p\n", sys_delete_module);
   \{ long res = 0; 
      mm_segment_t old_fs = get_fs();
      set_fs(KERNEL_DS);
      res = sys_delete_module(slave_mod, 0);
      set_fs(old_fs);
      if(res < 0) {
         printk("> ошибка выгрузки модуля %s\n", slave_mod);
         return;
      }
  }
   printk("> модуль %s выгружен\n", this_mod_file);
}
```

Логика модуля в точности повторяет логику рассматриваемого раньше приложения пользовательского пространства, только здесь, как всегда в коде ядра, всё делается гораздо осторожнее, и использован другой инструментарий. На завершающем этапе нам неизвестны адреса системных обработчиков sys_init_module() и sys_delete_module(), они не экспортируются ядром. Поэтому финалы (загрузки и выгрузки) делаются выглядят так:

- Адреса символов ядра sys_init_module и sys_delete_module разыскиваются функцией find_sym() (мы подобное не раз рассматривали раньше);
- Выполняется косвенный вызов по указателям функций sys_init_module и sys_delete_module;
- Эти адреса присваиваются функциональным переменным: (*sys_init_module)(...) и
 (*sys_delete_module)(...) (вообще то, имена этих могли бы быть произвольными, и совпали

с именами системных вызовов ... случайно);

\$ inxi -S

Это и есть требуемые обработчики системных вызовов;

А теперь то, как всё это выглядит на деле... Я покажу это в 32-бит системе (4.19), но адаптировать это под систему не составляет большого труда (оставим это в качестве домашнего задания на самостоятельную проработку):

```
System:
 Host: antix21 Kernel: 4.9.0-279-antix.1-486-smp arch: i686 bits: 32
    Desktop: IceWM v: 2.9.7
    Distro: antiX-21_386-base Grup Yorum 31 October 2021
olej@antix21:~/2022/kernel/load_module/master
$ uname -a
Linux antix21 4.9.0-279-antix.1-486-smp #1 SMP Sun Aug 8 20:59:37 EEST 2021 i686 GNU/Linux
olej@antix21:~/2022/kernel/load_module/master
   Загрузка модулей «по цепочке», каскодная:
$ ls -l *.ko
-rw-r--r-- 1 olej olej 7096 авг 21 16:10 master.ko
-rw-r--r-- 1 olej olej 4180 авг 21 16:10 slave.ko
$ sudo insmod master.ko
$ lsmod | head -n4
Module
                       Size Used by
                      16384 0
slave
master
                      16384 0
                       16384 1
nls_utf8
$ dmesg | tail -n6
[242902.333158] > адрес sys_init_module = c90d2ee0
[242902.333164] > длина файла модуля = 4180 байт
[242902.333246] > адрес буфера чтения = f8079000
[242902.333250] > считано из файла ./slave.ko 4180 байт
[242902.333944] + модуль slave.ko загружен: parm1=, parm2=
[242902.334116] > модуль master.ko загружен: file=./slave.ko
```

(Здесь хорошо видно зачем мы сделали отличающиеся префиксы, ">" и "+", легко различимо из какого модуля идёт вывод. Модуль slave загружен позже, чем модуль master, и между ними нет никаких зависимостей, что правильно.)

И выгрузка модулей:

```
$ sudo rmmod master
$ dmesg | tail -n4
[242965.479623] > выгружается модуль slave
[242965.480158] > адрес sys_delete_module = c90d0240
[242965.480160] + модуль slave.ko выгружен
[242965.484380] > модуль master.ko выгружен
$ lsmod | head -n2

Module Size Used by

nls_utf8 16384 1
```

В итоге, я повторю весь цикл происходящих действий от начала загрузки 2-х модулей, и заканчивая их выгрузкой:

```
$ dmesg | tail -n10

[242902.333158] > адрес sys_init_module = c90d2ee0

[242902.333164] > длина файла модуля = 4180 байт

[242902.333246] > адрес буфера чтения = f8079000

[242902.333250] > считано из файла ./slave.ko 4180 байт

[242902.333944] + модуль slave.ko загружен: parm1=, parm2=

[242902.334116] > модуль master.ko загружен: file=./slave.ko
```

```
[242965.479623] > выгружается модуль slave

[242965.480158] > адрес sys_delete_module = с90d0240

[242965.480160] + модуль slave.ko выгружен

[242965.484380] > модуль master.ko выгружен
```

Подключаемые плагины

Теперь у нас есть всё для того, чтобы создать макет использования отдельных, динамически подключаемых по требованию к основному проекту, в качестве плагинов, модулей. Создадим сознательно утрированный пример (каталог load_module/plugin), но он будет работать с динамическими модулями так же энергично, чем и при любой реальной потребности:

1. Добавим новый системный вызов __NR_str_trans (мы это уже легко умеем делать):

syscall.h :

```
// номер нового системного вызова
#define __NR_str_trans 223
```

2. Пользовательский процесс передаёт этим системным вызовом корневому модулю (master.ko) строку, изображающую некоторое числовое значение (в различных системах счисления: 8, 10, 16), и ожидает получить обратно вычисленное числовое значение:

syscall.c :

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <string.h>
#include "syscall.h"
static void do_own_call(char *str) {
   int n = syscall(__NR_str_trans, str, strlen(str));
   if(n >= 0)
      printf("syscall return %d\n", n);
      printf("syscall error %d : %s\n", n, strerror(-n));
}
int main(int argc, char *argv[]) {
   if(1 == argc) do_own_call("9876");
   else {
      int i;
      for(i = 1; i < argc; i++)
         do_own_call(argv[ i ]);
  }
   return EXIT_SUCCESS;
}
```

- 3. Корневой модуль (master.ko) устанавливает в таблицу системных вызовов новый системный обработчик (__NR_str_trans), но не занимается непосредственно переводом полученной строки в численное значение, в зависимости от синтаксиса записи этой строки-параметра (восьмеричное, десятичное, или шестнадцатеричное значение) он выбирает и загружает соответствующий модуль трансляции (Oct.ko, dec.ko, или hex.ko) для вычислений, и загружает этот модуль;
- 4. Все модули-плагины экспортируют **одно и то же имя** точки входа (str_translate), поэтому никакие два из обрабатывающих модулей-плагинов **не могут быть загружены одновременно**;
- 5. Загрузив модуль-плагин корневой модуль должен найти экспортируемое тем имя str_translate(), и передать ему строку на обработку, полученный результат и будет итогом работы системного нового вызова;

- 6. После обработки полученного запроса модуль-плагин должен быть тут же динамически выгружен, во избежания конфликта экспортируемых имён при следующей загрузке модуля.
- 7. Модули обработчики, как легко понятно совершенно однотипные. Для ещё большого сокращения объёма, все они используют общее включение:

<u>slave.c:</u>

```
#include "../common.c"

static char this_mod_file[ 40 ];

long str_translate(const char *buf);
EXPORT_SYMBOL(str_translate);
```

Файл ../common.c мы уже встречали раньше, а вот сами три плагина-обработчика имеют подобный вид (они отличаются только видом функции-обработчика $str_translate()$):

oct.c:

```
#include "slave.c"
static const char dig[] = "01234567";
long str_translate(const char *buf) {
   long res = 0;
   const char *p = buf;
   printk("+ %s : 3anpoc : %s\n", this_mod_file, buf);
   while(*p != '\0') {
      char *s = strchr(dig, *p);
      if(s == NULL) return -EINVAL;
      res = res * 8 + (s - dig);
      p++;
   }
   return res;
}
static int __init mod_init(void) {
   set_mod_name(this_mod_file, __FILE__);
   printk("+ модуль %s загружен\n", this_mod_file);
   return 0;
}
static void __exit mod_exit(void) {
   printk("+ модуль %s выгружен\n", this_mod_file);
}
<u>dec.c:</u>
static const char dig[] = "0123456789";
long str_translate(const char *buf) {
   long res = 0;
   const char *p = buf;
   printk("+ %s : 3anpoc : %s\n", this_mod_file, buf);
   while(*p != '\0') {
      char *s = strchr(dig, *p);
      if(s == NULL) return -EINVAL;
      res = res * 10 + (s - dig);
      p++;
   }
```

```
return res;
};
. . .
hex.c :
static const char digh[] = "0123456789ABCDEF",
                  digl[] = "0123456789abcdef";
long str_translate(const char *buf) {
   long res = 0;
  const char *p = buf;
  printk("+ %s : 3anpoc : %s\n", this_mod_file, buf);
  while(*p != '\0') {
      char *s;
      int val;
      s = strchr(digh, *p);
      if(s != NULL)
         val = s - digh;
      else {
         s = strchr(digl, *p);
         if(s == NULL) return -EINVAL;
         val = s - digl;
      res = res * 16 + val;
      p++;
  }
   return res;
};
```

Такая примитивная однотипность очень помогает отследить суть происходящего. Мы получили на этом шаге три идентичных модуля (dec.ko, hex.ko, oct.ko,):

```
$ ls -l *.ko
-rw-rw-r-- 1 olej olej 95223 Фев 12 15:13 dec.ko
-rw-rw-r-- 1 olej olej 95553 Фев 12 15:13 hex.ko
-rw-rw-r-- 1 olej olej 126348 Фев 12 15:13 master.ko
-rw-rw-r-- 1 olej olej 95223 Фев 12 15:13 oct.ko
```

Каждый из этих трёх модулей экспортирует **одно и то же** самое имя точки входа str_translate(). Поэтому любые два из таких модулей **не могут** быть загружены одновременно, в чём легко убедиться:

```
$ sudo insmod hex.ko
$ dmesg | tail -n30 | grep +
+ модуль hex.ko загружен
$ cat /proc/kallsyms | grep T | grep translate
c0579604 T isofs_name_translate
c063f888 T set_translate
c063f8a4 T inverse_translate
f8ab2000 T str_translate [hex]
$ sudo insmod oct.ko
insmod: error inserting 'oct.ko': -1 Invalid module format
$ dmesg | tail -n30 | grep oct
oct: exports duplicate symbol str_translate (owned by hex)
```

Это интересный эксперимент вообще относительно экспортируемых символов ядра. Но невозможность загрузки таких модулей **одновременно** не означает невозможность их использования вообще. Нам нужно просто некоторая внешняя программная оболочка, которая сможет загружать эксклюзивно каждый из этих модулей по требованию.

8. Функции такого программного обрамления и выполняет корневой модуль, загружающий модулиплагины и замыкающий всю конфигурацию программных компонент:

master.c :

```
#include <linux/fs.h>
#include <linux/vmalloc.h>
#include "syscall.h"
#include "../common.c"
#include "../find.c"
#include "CRO.c"
                                 // имя файла master-модуля
static char this_mod_file[ 40 ];
static void **taddr,
                                      // адрес таблицы sys_call_table
           *old_sys_addr;
                                     // адрес старого обработчика (sys_ni_syscall)
                                    // системный вызов sys_init_module()
asmlinkage long (*sys_init_module)
               (void __user *umod, unsigned long len, const char __user *uargs);
asmlinkage long (*sys_delete_module) // системный вызов sys_delete_module()
                (const char __user *name, unsigned int flags);
static long load_slave(const char* fname) {
  long res = 0;
  struct file *f;
  long len;
  void *buff;
  size_t n;
  f = filp_open(fname, O_RDONLY, 0);
  if(IS_ERR(f)) {
     printk("+ ошибка открытия файла %s\n", fname);
      return -ENOENT;
  }
  len = vfs_llseek(f, OL, 2); // 2 - means SEEK_END
  if(len <= 0) {
     printk("+ ошибка lseek\n");
     return -EINVAL;
  }
  printk("+ длина файла модуля = %d байт\n", (int)len);
  if(NULL == (buff = vmalloc(len))) {
     filp_close(f, NULL);
      return -ENOMEM;
  };
  printk("+ адрес буфера чтения = %p\n", buff);
  vfs_llseek(f, OL, O); // O - means SEEK_SET
  n = kernel_read(f, 0, buff, len);
  printk("+ считано из файла %s %d байт\n", fname, n);
  if(n != len) {
     printk("+ ошибка чтения\n");
     vfree(buff);
     filp_close(f, NULL);
      return -EIO;
  filp_close(f, NULL);
   { mm_segment_t fs = get_fs();
    set_fs(get_ds());
     res = sys_init_module(buff, len, "");
     set_fs(fs);
  vfree(buff);
  if(res < 0)
     printk("+ ошибка загрузки модуля %s : %ld\n", fname, res);
```

```
return res;
}
static long unload_slave(const char* fname) {
   long res = 0;
   mm_segment_t fs = get_fs();
   set_fs(get_ds());
   if(strrchr(fname, '.') != NULL)
      *strrchr(fname, '.') = '\0';
   res = sys_delete_module(fname, 0);
   set_fs(fs);
   if(res < 0)
      printk("+ ошибка выгрузки модуля %s\n", fname);
}
// новый системный вызов
asmlinkage long sys_str_translate(const char __user *buf, size_t count) {
   static const char* slave_name[] =
                                                   // имена файлов slave-модулей
                      { "dec.ko", "oct.ko", "hex.ko" };
   static char buf_msg[ 80 ], mod_file[ 40 ], *par1;
   int res = copy_from_user(buf_msg, (void*)buf, count), ind, trs;
   buf_msg[ count ] = '\0';
   long (*loaded_str_translate)(const char *buf);
   printk("+ системный запрос %d байт: %s\n", count, buf_msg);
   if(buf_msg[ 0 ] == '0') {
      if(buf_msg[ 1 ] == 'x') ind = 2; // hex
      else ind = 1;
   }
   else if(strchr("123456789", buf_msg[ 0 ]) != 0)
      ind = 0:
   else return -EINVAL;
   strcpy(mod_file, slave_name[ ind ]);
   par1 = buf_msg + ind;
   if((res = load_slave(mod_file)) < 0) return res;</pre>
   if((loaded_str_translate = find_sym("str_translate")) != NULL)
      printk("+ адрес обработчика = %p\n", loaded_str_translate);
   else {
      printk("+ str_translate не найден\n");
      return -EINVAL;
   }
   if((trs = loaded_str_translate(par1)) < 0)</pre>
      return trs;
   printk("+ вычислено значение %d\n", trs);
   res = unload_slave(mod_file);
   if(res < 0) return res;</pre>
   else return trs;
static int __init mod_init(void) {
   long res = 0;
   void *waddr;
   set_mod_name(this_mod_file, __FILE__);
   if((taddr = find_sym("sys_call_table")) != NULL)
      printk("+ adpec sys_call_table = %p\n", taddr);
   else {
      printk("+ sys_call_table не найден\n");
      return -EINVAL;
   old_sys_addr = (void*)taddr[ __NR_str_trans ];
```

```
printk("+ адрес в позиции %d[\_NR_str_trans] = %p\n", \_NR_str_trans, old_sys_addr);
   if((waddr = find_sym("sys_ni_syscall")) != NULL)
      printk("+ aдpec sys_ni_syscall = %p\n", waddr);
   else {
      printk("+ sys_ni_syscall не найден\n");
      return -EINVAL;
   }
   if(old_sys_addr != waddr) {
      printk("+ непонятно! : адреса не совпадают\n");
      return -EINVAL;
   printk("+ адрес нового sys_call = %p\n", &sys_str_translate);
   if((waddr = find_sym("sys_init_module")) == NULL) {
      printk("+ sys_init_module не найден\n");
      return -EINVAL;
   }
   printk("+ aдpec sys_init_module = %p\n", waddr);
   sys_init_module = waddr;
   if((waddr = find_sym("sys_delete_module")) == NULL) {
      printk("+ sys_delete_module не найден\n");
      return -EINVAL;
   }
   printk("+ aдpec sys_delete_module = %p\n", waddr);
   sys_delete_module = waddr;
   rw_enable();
   taddr[ __NR_str_trans ] = sys_str_translate;
   rw_disable();
   printk("+ модуль %s загружен\n", this_mod_file);
   return res;
}
static void __exit mod_exit(void) {
   printk("+ адрес syscall при выгрузке = %p\n", (void*)taddr[ __NR_str_trans ]);
   rw_enable();
   taddr[ __NR_str_trans ] = old_sys_addr;
   rw_disable();
   printk("+ восстановлен адрес syscall = %p\n", old_sys_addr);
   printk("+ модуль %s выгружен\n", this_mod_file);
   return;
}
   И вот как выглядит работа модуля:
$ sudo insmod master.ko
$ ./syscall 0x77
syscall error -1: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n30 | grep +
+ aдpec sys_call_table = c07ab3d8
+ адрес в позиции 223[__NR_str_trans] = c045b9a8
+ aдреc sys_ni_syscall = c045b9a8
+ адрес нового sys_call = f99db024
+ aдреc sys_init_module = c0470f50
+ aдреc sys_delete_module = c046f4e8
+ модуль master.ko загружен
$ sudo ./syscall 077
syscall return 63
$ dmesg | tail -n30 | grep +
+ системный запрос 3 байт: 077
+ длина файла модуля = 95223 байт
+ адрес буфера чтения = f9c09000
```

```
+ считано из файла oct.ko 95223 байт
+ модуль ост.ко загружен
+ адрес обработчика = f9b83000
+ oct.ko : запрос : 77
+ вычислено значение 63
+ модуль oct.ko выгружен
$ sudo ./syscall 77
syscall return 77
$ dmesg | tail -n30 | grep +
+ системный запрос 2 байт: 77
+ длина файла модуля = 95223 байт
+ адрес буфера чтения = f9c41000
+ считано из файла dec.ko 95223 байт
+ модуль dec.ko загружен
+ адрес обработчика = f9c75000
+ dec.ko : запрос : 77
+ вычислено значение 77
+ модуль dec.ko выгружен
$ sudo ./syscall 0x77
syscall return 119
$ dmesg | tail -n30 | grep +
+ системный запрос 4 байт: 0х77
+ длина файла модуля = 95553 байт
+ адрес буфера чтения = f9c7b000
+ считано из файла hex.ko 95553 байт
+ модуль hex.ko загружен
+ адрес обработчика = f9caf000
+ hex.ko : запрос : 77
+ вычислено значение 119
+ модуль hex.ko выгружен
$ sudo ./syscall z77
syscall error -1: Operation not permitted
$ sudo rmmod master
$ lsmod | head -n4
Module
                        Size Used by
minix
                       19212 1
fuse
                       48375 2
ip6table_filter
                        2227 0
$ dmesg | tail -n37 | grep +
+ адрес syscall при выгрузке = f99db024
+ восстановлен адрес syscall = c045b9a8
+ модуль master.ko выгружен
$ sudo ./syscall 0x77
syscall error -1 : Operation not permitted
```

Этот пример выводит так много промежуточных результатов, что дополнительно комментировать его работу нет необходимости. Может возникнуть закономерный последний вопрос: а где же здесь возможность дополнять в проект модули-плагины, не затрагивая код корневого модуля? Её здесь в явном виде нет. Но стоит вынести соответствие критерия выбора (переменная ind) используемого плагина к имени файла модуля (массив slave_name[]) в некоторый текстовый конфигурационный файл, а читать такие файлы (из модуля) мы научились несколькими разделами ранее — и вы получаете динамически расширяемую систему (система, которая не знает всех своих компонент в момент запуска в эксплуатацию). Это элементарно просто, а не показано это в и так предельно громоздком примере только чтобы ещё дальше его не усложнять.

Обсуждение

Весь этот раздел о нетривиальных возможностях модулей ядра написан, конечно, не в намерении поощрить и развить хакерские наклонности читателей в написании вирусов или другого вредоносного программного обеспечения — в этом вам воспрепятствует, в первую очередь, требование наличия привилегий гооt для операций с модулями и защищённость самой операционной системы (это вам не Windows!). Показаны эти возможности, и выделены в отдельный, финальный раздел, чтобы подвести итоги нашему рассмотрению, и прийти к пониманию того, что:

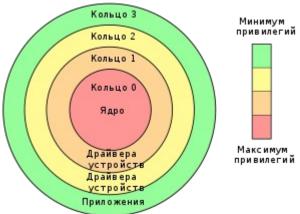
- 1. В пространстве ядра можно выполнить **практически всё**! Модули являются полноценной составной частью ядра, поэтому сказанное относится и к ним в полной мере. (Представьте себе: как могли бы существовать в пользовательском пространстве какие-то возможности, недостижимые в ядре, если **все** такие возможности тому же пользовательскому пространству предоставляет ядро.)
- 2. Код модуля выполняется в привилегированном режиме (режим супервизора, кольцо защиты 0 для х86 архитектуры), поэтому ему доступны любые операции, которые недоступны пользовательскому коду: привилегированные операции, работа с управляющими регистрами процессора (CR0 CR4 для х86 и другие регистры MSR, Model Specific Register), работа с таблицами страниц, со структурами менеджера памяти MMU и многое другое... фактически всё.
- 3. Раз существует такая дуальность возможностей для пользовательских процессов и для ядра, то и API для использования таких возможностей столь же дуальны. Для пользовательских процессов это стандарты POSIX API поздние расширения, а для ядра API ядра (которые ничем не стандартизованы). То и другое отличаются по форме (имена вызовов и структур данных, прототипы вызовов, число параметров и др.), но подобны друг другу. Если при написании модулей у вас возникают затруднения ищите аналогии в POSIX API! (Это особенно хорошо было видно на примерах чтения файлов из ядра.)
- 4. И, конечно, дотошное изучение заголовочных файлов в ls /lib/modules/`uname -r`/build/include и обширных документальных заметок в подкаталоге Documentation дерева исходных кодов вашего ядра. В этом чрезвычайно помогают онлайновые ресурсы проекта BootLin (Интернет-ссылки приведены в конце текста).
- 5. Наконец, одну и ту же функциональность в коде можно реализовать, обычно, несколькими совершенно разными способами. Для реализаций ваших фантазий в пространстве ядра существует ещё **больше** альтернатив, чем в пространстве пользователя. Хорошо показателен в этом смысле обсуждавшийся ранее пример открытия и чтения именованного файла. Эта задача, как пример, может быть реализована, как минимум, 4-мя различными способами, как варианты (мы сейчас не обсуждаем эффективность и предпочтительность любого из них):
- открытие filp_open() с последующим чтением с помощью kernel_read();
- открытие filp_open() с последующим чтением с помощью vfs_read();
- открытие системным вызовом Sys_open() с последующим чтением с помощью системного вызова sys_read(), при том, что системные вызовы осуществляются через команду int 0x80, или её эквиваленты;
- открытие вызовом функции обработчика системным вызова sys_open() с последующим чтением также с помощью вызовом функции обработчика системного вызова sys_read(), при том, что адреса функций обработчиков находятся как не экспортируемые символы ядра;

И даже эти предложенные варианты — это далеко не всё, что можно применить как альтернативные способы реализации абсолютно одной и той же функциональности в ядре.

⁴⁸ Тому в ком наличествуют такие наклонности, кого не отучили от них папа с мамой — тот и без дополнительных подсказок найдёт свой путь: «свинья грязь везде найдёт».

6. В этом месте, наверное, уместно обратить внимание на постоянно повторяемую из одной публикации по ядру в другую мантоу о том, что в коде (модулей) ядра недоступны для использования библиотеки (разделяемые, .SO), в частности, и стандартная библиотека языка С (POSIX). Это безусловно так, но это следует понимать именно узко технологически: библиотеки недоступны как формат представления данных. Но функциональность кода, реализующего библиотечные вызовы АРІ, вполне доступны, через системные же вызовы, и для кода модуля ядра, как это и показывалось выше. Таким образом, весь АРІ системных вызовов Linux также доступен, при некоторой изобретательности, и в коде модуля тоже, в тех случаях, конечно, когда эти вызовы обладают хоть каким-то смыслом в контексте ядра: вызов Sys_getpid() можно выполнить из ядра, но, в большинстве случаев, возвращаемое им значение будет сложно интерпретировать, часто это будет просто «мусор».

Примечание: Здесь, выше, я упоминаю 4 кольца защиты процессоров x86, из которых 0 кольцо (наивысшего приоритета) используется для работы ядра, а 3-е (наинизших привилегий) — для выполнения пользовательских приложений. Та же картина тиражируется в большинстве публикаций. Здесь уместно будет на этом коротко остановиться...



Такая картина действительно существовала с появления защищённого режима, начиная, как минимум, с процессора 386. Но дальше она начинает меняться (и уточняться — потому что производители не очень спешили открывать эти подробности в техдокументации).

С появлением необходимости поддержки аппаратной виртуализации, производители процессоров несколько изменили их архитектуру за счет введения дополнительных инструкций для предоставления прямого доступа к ресурсам процессора из гостевых (виртуальных) систем.

Процессор с поддержкой виртуализации может работать в двух режимах root operation и non-root operation (технологии виртуализации отличаются: Intel VT, Intel Virtualization Technology и AMD-V, SVM, Secure Virtual Machines — но существенной разницы в принципы это не вносит). В режиме root operation работает специальное программное обеспечение, являющееся «легковесной» прослойкой между гостевыми операционными системами и оборудованием — монитор виртуальных машин (Virtual Machine Monitor, VMM), носящий также название гипервизор (hypervisor). Режим гипервизора и называют кольцом -1 привилегий. Не все современные модели процессоров поддерживают, посмотрев расширения системы команд мы можем видеть (показаны Intel и AMD процессоры, у которых присутствуют расширения команд для поддержки виртуализации):

\$ inxi -Cxxxf

CPU:

```
Info: quad core model: Intel Core i7-4870HQ bits: 64 type: MT MCP
  smt: enabled arch: Haswell rev: 1 cache: L1: 256 KiB L2: 1024 KiB L3: 6 MiB
Speed (MHz): avg: 2493 high: 2497 min/max: 800/3700 cores: 1: 2495
  2: 2477 3: 2495 4: 2495 5: 2497 6: 2495 7: 2496 8: 2497 bogomips: 39910
Flags: abm acpi aes aperfmperf apic arat arch_perfmon avx avx2 bmi1 bmi2
  bts clflush cmov constant_tsc cpuid cpuid_fault cx16 cx8 de ds_cpl dtes64
  dtherm dts epb ept ept_ad erms est f16c flexpriority flush_l1d fma fpu
  fsgsbase fxsr ht ibpb ibrs ida invpcid invpcid_single lahf_lm lm mca mce
  md_clear mmx monitor movbe msr mtrr nonstop_tsc nopl nx pae pat pbe pcid
  pclmulqdq pdcm pdpe1gb pebs pge pln pni popcnt pse pse36 pti pts rdrand
  rdtscp rep_good sdbg sep smep smx ss ssbd sse sse2 sse4_1 sse4_2 ssse3
  stibp syscall tm tm2 tpr_shadow tsc tsc_adjust tsc_deadline_timer vme vmx
  vnmi vpid x2apic xsave xsaveopt xtopology xtpr
```

\$ inxi -Cxxxf

CPU:

```
Info: dual core model: AMD GX-212JC SOC with Radeon R2E Graphics bits: 64
  type: MCP smt: <unsupported> arch: Puma rev: 1 cache: L1: 128 KiB
  L2: 1024 KiB
Speed (MHz): avg: 1198 min/max: N/A cores: 1: 1198 2: 1198 bogomips: 4791
```

Flags: 3dnowprefetch abm acc_power aes aperfmperf apic arat avx bmi1
bpext clflush cmov cmp_legacy constant_tsc cpb cr8_legacy cx16 cx8 de
decodeassists extapic extd_apicid f16c flushbyasid fpu fxsr fxsr_opt ht
hw_pstate ibs lahf_lm lbrv lm mca mce misalignsse mmx mmxext monitor
movbe msr mtrr nonstop_tsc nopl npt nrip_save nx osvw overflow_recov pae
pat pausefilter pclmulqdq pdpe1gb perfctr_l2 perfctr_nb pfthreshold pge
pni popcnt pse pse36 ptsc rdtscp rep_good sep skinit ssbd sse sse2 sse4_1
sse4_2 sse4a ssse3 svm svm_lock syscall topoext tsc tsc_scale vme vmmcall
wdt xsave xsaveopt

Следующий уровень (вниз) — это режим системного управления (System Management Mode, SMM) — режим исполнения на процессорах x86/x86-64, при котором приостанавливается исполнение другого кода (включая операционные системы и гипервизор), и запускается специальная программа, хранящаяся в SMRAM в наиболее привилегированном режиме. Дальше цитирую:

Технология SMM была впервые реализована в микропроцессоре Intel 386 SL. Изначально SMM работал только на специальных процессорах (SL), но в 1992 году была внедрена в 80486 и Intel Pentium. AMD реализовала технологию в Enhanced Am486 (1994). Все более современные х86/х86-64 процессоры поддерживают её.

Операционная система работает в защитном «Кольце 0»; однако, гипервизор (в системах VT/AMD-v) является более привилегированным, и режим исполнения гипервизора условно называется «Кольцом –1». Соответственно, SMM, являющимся более приоритетным, чем гипервизор, условно называют «Кольцом –2». Код, работающий в режиме SMM, получает неограниченный доступ ко всей системной памяти, включая память ядра и память гипервизора.

SMM активируется при помощи прерываний SMI (system management interrupt — прерывание системного управления), ...

Но и это ещё не всё... Ещё позже **выясняется** существование ещё одной, ещё более приоритетной подсистемы (кольцо -3), выполняющей отдельный программный код. Снова цитаты:

Intel Management Engine Interface (IMEI или Intel ME) — автономная подсистема, встроенная почти во все чипсеты процессоров Intel с 2008 года. Она состоит из проприетарной прошивки, исполняемой отдельным микропроцессором. Так как чипсет всегда подключен к источнику тока (батарейке или другому источнику питания), эта подсистема продолжает работать даже когда компьютер отключен. Intel заявляет, что МЕ необходима для обеспечения максимальной производительности. Точный принцип работы по большей части не документирован, а исходный код обфусцирован с помощью кода Хаффмана, таблица для которого хранится непосредственно в аппаратуре, поэтому сама прошивка не содержит информации для своего раскодирования. Главный конкурент Intel, компания АМD, также встраивает в свои процессоры аналогичную систему АМD Secure Technology (раньше называвшуюся Platform Security Processor), начиная с 2013 года.

Начиная с ME 11 в основе лежит 32-битный х86-совместимый процессор на технологии Intel Quark с запущенной на нём операционной системой MINIX 3. Состояние ME хранится в разделе шины SPI с использованием файловой системы EFFS (Embedded Flash File System).

Компания Positive Technologies обнаружила, что прошивка ME версии 11 использует MINIX 3

...

МЕ имеет свой МАС-адрес и IP-адрес для своего дополнительного интерфейса с прямым доступом к контроллеру Ethernet. Каждый пакет Ethernet-трафика переадресуется в МЕ даже до достижения операционной системы хоста, причём такое поведение поддерживается многими контроллерами, настраиваемыми по протоколу МСТР.

Эта информация приводится только в качестве справки, напоминания ... но разработчик кода (модуля) ядра должен вспоминать об этом иногда...

Отладка в ядре

Процесс отладки модулей ядра **намного** сложнее отладки пользовательских приложений. Это обусловлено целым рядом особенностей и окружения работы модулей ядра:

- Код ядра представляет собой набор функциональных возможностей, не связанных ни с каким конкретным процессом, многие из этих возможностей выполняются параллельно и в независимых потоках от наблюдаемого (в модуле).
- Код модуля не может в полной мере быть выполнен под отладчиком, не может легко трассироваться; многие ядерные механизмы принципиально существуют только во временных зависимостях и не могут быть приостановлены.
- Даже при использовании интерактивных отладчиков (об этом детально далее), когда становится возможен динамический контроль значений и состояний (диагностика), но практически никогда невозможно изменение значений для наблюдения их поведения, как это практикуется в пользовательском пространстве с использованием gdb; эта особенность обуславливается не технологическими сложностями отладчиков, а уровнем последствий для операционной системы в результате таких вмешательств.
- Ошибки, возникающие в коде ядра может оказаться чрезвычайно трудно **воспроизвести**, повторить ситуация для анализа и наблюдения, многие редкие коллизии возникают, во времени, с вероятностью, скажем, в $10^{-5} \dots 10^{-6}$ сек. -1, а то и гораздо реже.
- Поиском ошибок ядра можно легко сломать всю систему, и тем самым уничтожить и большую часть хранимых данных, которые и использовались для их поиска.
- Любая, даже самая незначительная, ошибка в проверяемом коде **весьма часто** приводит к краху системы и необходимости перезагрузки. Если в пользовательском приложении, получив крах приложения, нам нужно только перезапустить приложение (внеся изменения), то в ядре это требует перезагрузки системы. В итоге **темп** разработки для ядра может быть во времени **на порядок** ниже ... если не на два.

Ещё одна сложность отладки в пространстве ядра, на этот раз уже не технического свойства, состоит в том, что команда разработчиков ядра Linux крайне негативно относится вообще к идее интерактивных отладчиков для их ядра. Мотивируется это тем, что при наличии и использования развитых интерактивных отладчиков для ядра будет возрастать «лёгкость» в отношении решений, принимаемых к ядру, и это приведёт к накоплению ошибок в ядре. В любом случае, существовало и существует целый ряд проектов интерактивных отладчиков для ядра, но ни один из них не признан как «официальный», многие проекты таковых появляются и через некоторое время затухают.

В итоге: отладка кода ядра — это, скорее, может быть набор эмпирических трюков и рекомендаций, но не слаженная технология. Некоторый минимальный набор таких трюков и рекомендаций мы и рассмотрим далее.

Отладочная печать

Как бы этого, возможно, кому-то бы и не хотелось признать, но **основным** способом отладки модулей ядра было и остаётся использование вызова отладочного вывода printk(). Использование printk() — это самый универсальный способ работы по отладке. Детали использования printk() и настройки демонов системного журнала - рассматривались ранее. Тексты сообщений не должны использовать (по крайней мере, без мотивированной на то необходимости) символы вне таблицы ASCII, в частности, нежелательно использовать кирилицу в любой кодировке. (Хотя за последние 10 лет в вопросах языковой локализации произошли разительные изменения в лучшую сторону.)

Если не проявлять известную осторожность в использовании printk(), можно получить многие тысяч

сообщений, созданных выполнением printk(), переполняющие текстовую консоль, или файл системного журнала. В этом нет ничего страшного, но такой обширный вывод не подлежит никакому анализу и является совершенно бессмысленной тратой времени.

Интерактивные отладчики

Конечно, для отладочных целей в ядре можно пытаться использовать общеизвестный Linux отладчик GDB, но только для целей **наблюдения**. Из документов в дереве исходных кодов ядра:

Можно пользоваться практически всеми командами программы GDB для чтения информации. Если ядро было собрано с отладочной информацией, то GDB сможет выдавать больше информации (разыменовывать указатели и выводить дампы структур данных). Нельзя изменять данные ядра. Нет возможности пошагово выполнять код ядра, или устанавливать.

Как пишут, для запуска gdb используем команду (естественно, root обязателен): # gdb /usr/src/linux/vmlinux /proc/kcore

. . .

Здесь первый параметр указывает **пересобранный** образ ядра (**несжатый**, а загружаемый образ вашей системы, находящийся, например, по имени /boot/vmlinuz — это сжатый образ), а второй параметр — это имя файла ядра, формируемомого динамически.

```
$ ls -l /boot/vmlinuz
lrwxrwxrwx 1 root root 25 aBr 10 10:44 /boot/vmlinuz -> vmlinuz-5.4.0-124-generic
$ sudo file /boot/vmlinuz-5.4.0-124-generic
/boot/vmlinuz-5.4.0-124-generic: Linux kernel x86 boot executable bzImage, version 5.4.0-124-generic (buildd@lcy02-amd64-089) #140-Ubuntu SMP Thu Aug 4 02:23:37 UTC 2022, RO-rootFS, swap_dev 0xD, Normal VGA
$ ls -l /proc/kcore
-r------ 1 root root 140737477885952 aBr 21 11:18 /proc/kcore
```

Я, чисто экспериментально, проверил такую возможность в типовой инсталляции дистрибутива Mint 20.3 без всяких специальных подготовительных телодвижений:

```
$ lsb_release -a
  No LSB modules are available.
  Distributor ID:
                         Linuxmint
  Description: Linux Mint 20.3
                  20.3
  Release:
  Codename:
                 una
  $ grep CONFIG_DEBUG_INFO /boot/config-`uname -r`
  CONFIG_DEBUG_INFO=y
  # CONFIG_DEBUG_INFO_REDUCED is not set
  # CONFIG_DEBUG_INFO_SPLIT is not set
  CONFIG DEBUG INFO DWARF4=y
  CONFIG_DEBUG_INFO_BTF=y
Запуск GDB:
  # gdb vmlinux /proc/kcore
  GNU gdb (Ubuntu 9.2-Oubuntu1~20.04.1) 9.2
  Copyright (C) 2020 Free Software Foundation, Inc.
  License GPLv3+: GNU GPL version 3 or later <a href="http://gnu.org/licenses/gpl.html">http://gnu.org/licenses/gpl.html</a>
  This is free software: you are free to change and redistribute it.
  There is NO WARRANTY, to the extent permitted by law.
  Type "show copying" and "show warranty" for details.
  This GDB was configured as "x86_64-linux-gnu".
  Type "show configuration" for configuration details.
  For bug reporting instructions, please see:
```

```
<http://www.gnu.org/software/gdb/bugs/>.
Find the GDB manual and other documentation resources online at:
    <http://www.gnu.org/software/gdb/documentation/>.
For help, type "help".
Type "apropos word" to search for commands related to "word"...
vmlinux: Нет такого файла или каталога.
[New process 1]
Core was generated by `BOOT_IMAGE=/boot/vmlinuz-5.4.0-124-generic root=UUID=cf9475ca-8800-482b-
9d09-30'.
#0 0x000000000000000 in ?? ()
(qdb) help
List of classes of commands:
aliases -- Aliases of other commands.
breakpoints -- Making program stop at certain points.
data -- Examining data.
files -- Specifying and examining files.
internals -- Maintenance commands.
obscure -- Obscure features.
running -- Running the program.
stack -- Examining the stack.
status -- Status inquiries.
support -- Support facilities.
tracepoints -- Tracing of program execution without stopping the program.
user-defined -- User-defined commands.
Type "help" followed by a class name for a list of commands in that class.
Type "help all" for the list of all commands.
Type "help" followed by command name for full documentation.
Type "apropos word" to search for commands related to "word".
Type "apropos -v word" for full documentation of commands related to "word".
Command name abbreviations are allowed if unambiguous.
(gdb) quit
```

Помимо GDB, создавался ещё целый ряд независимых проектов, ставящих своей целью отладку для ядра. Но, как уже было сказано: а). все такие проекты носят «инициативный» характер, и б). все они имеют изрядные ограничения в своих возможностях (что связано вообще с принципиальной сложностью отладки в ядре ..., но все эти проекты продолжают активно развиваться). Только коротко перечислим такого рода инструменты, детальное их использование оставим для энтузиастов на самостоятельную проработку:

- Встроенный отладчик ядра kdb, являющийся неофициальным патчем к ядру (доступен по адресу http://oss.sgi.com Silicon Graphics International Corp.). Для использования kdb необходимо взять патч, в версии, в точности соответствующей версии отлаживаемого ядра, применить его и пересобрать и переустановить ядро. В настоящее время существует только для архитектуры IA-32 (х86).
- Патч kgdb, находящийся непосредственно в дереве исходных кодов ядра; эта технология поддерживает удалённую отладку с другого хоста, соединённого с отлаживаемым последовательной линией, или через сеть Ethernet; в кодах ядра можно найти некоторые описания: Documentation/i386/kgdb.
- Независимый проект под тем же именем продукта kgdb (доступен по адресу http://kgdb.linsyssoft.com),
 эта версия не поддерживает удалённую отладку по сети.

Нужно иметь в виду, что оба названных выше продукта kgdb имеют очень ограниченный спектр поддерживаемых процессорных платформ, из числа тех, на которых работает Linux, реально это только x86 и PPC. Ряд самых интересных на сегодня платформ (ARM и др.) никак не затрагиваются этими средствами.

В конечном итоге, мой опыт (совершенно индивидуализированный) попыток использовать приводит к

выводу: использование интерактивных средств отладки при работе над модулями ядра — бесполезно! ... скорее просто напрасно потраченное время.

Отладка в виртуальной машине

Весьма продуктивной оказывается отладка модулей в среде виртуальной машины (VM). В этом направлении у автора есть изрядный положительный опыт, полученный с использованием таких динамично развивающихся проектов виртуальных машин QEMU (свободный проект: http://wiki.qemu.org) и VirtualBox (также основанный на коде виртуализации из QEMU проект от Sun Microsystems, ныне от Oracle: http://www.oracle.com/technetwork/server-storage/virtualbox/downloads/index.html или независимый ресурс проекта https://www.virtualbox.org/wiki/Downloads). Хотя, естественно, может использоваться и любой другой проект для создания виртуальных сред выполнения: XEN, Bochs и т.д.— эта область продуктов очень быстро прогрессирует.

Отладка в среде виртуальной машины (естественно, с учётом всех минусов, привносимых любым моделированием) создаёт целый ряд дополнительных преимуществ:

- Отработка модуля ядра производится в изолированном окружении, нет риска разрушения базовой операционной системы и необходимости постоянных перезагрузок, что сильно замедляет темп проекта.
- Простота связи (загрузка модуля, наблюдение результатов) со средой разработки по внутренней ТСР/IР виртуальной сети на основе тунельного интерфейса Linux. Для проектов сетевых модулей всегда может создаваться несколько виртуальных сетевых интерфейсов при разрушении отлаживаемого интерфейса всегда сохраняется возможность доступа по резервным, и восстановления работоспособности среды.
- Возможность использования отладчика gdb в базовой (хостовой) системе, для наблюдения «извне» за процессами, происходящими в виртуальной машине. Особенно гибко это реализовано и используется в среде QEMU.
- Возможность ведения разработки для иных процессорных архитектур (ARM, PPC, MIPS) на развитой рабочей станции x86 с наличием обширного инструментария (эта возможность — только для QEMU, VirtualBox поддерживает только x86 архитектуру).
- В единой среде виртуализации может быть создано много виртуальных машин с разными инсталлированными версиями (сигнатурами) ядра. Это позволяет проводить тестирование и обкатку промышленного проекта (накануне сдачи) одновременно для широкого спектра применений. (Интересно отметить, что на хостовой машине с объёмом RAM, скажем, даже 4Gb, одновременно могут выполняться, например, 10-12 VM, каждой из которых отведено по 1Gb RAM, при этом хостовая машина всё ещё будет достаточно активно реагировать на интерфейс работы с пользователем.)
- В среде виртуализации может быть установлено много различных дистрибутивов Linux со всеми свойственными им различиями. Помимо этого, там же могут быть установлены VM и отличающихся операционных систем, как это и имеет место на показанном рисунке ниже: не POSIX операционные системы Windows, или POSIX но не Linux микроядерная операционная система QNX. Это позволяет вести отработку платформенно независимых компонент проекта.

Хотелось бы специально акцентировать предпоследний пункт, не совсем очевидный, приведенного перечисления. Вспомним, что модуль скомпилированный в одном ядре, неработоспособен в отличающемся ядре (даже просто по написанию сигнатуры, имени ядра в команде: uname -r). Но, из-за изменчивости API ядра, о которой уже много сказано, ваш модуль может вообще даже не компилироваться в следующем по номеру ядре (изменение состава функций API, изменения их прототипов, типов параметров и многое другое). А вот как-раз подготовленный заранее тестовый набор виртуальных машин для последовательного набора ядер, позволяет оттестировать и отработать разрабатываемый модуль, подготовить наиболее гибкую его промышленную поставку (за счёт, например, использования препроцессорных #defined относительно версий ядер в коде

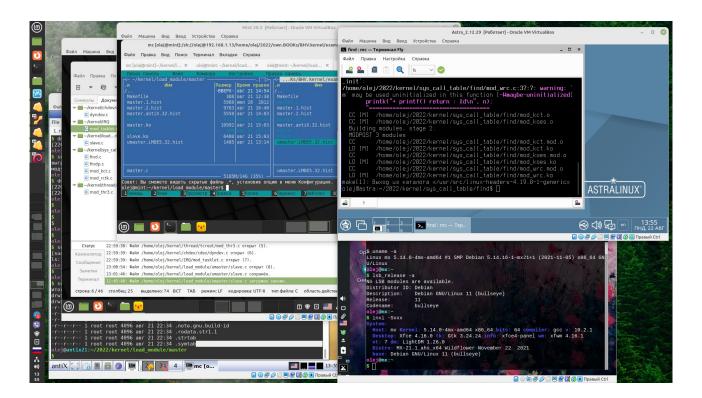


Рисунок: Работает одновременно 5 виртуальных машин с совершенно различающимися дистрибутивами, разрядностями, версиями ядра...

```
$ ps -A | grep Virt
5820 ? 00:00:50 VirtualBox
6350 ? 00:11:04 VirtualBoxVM
6442 ? 00:04:41 VirtualBoxVM
6527 ? 00:42:24 VirtualBoxVM
6618 ? 00:15:44 VirtualBoxVM
6664 ? 00:04:54 VirtualBoxVM
```

Из названных двух близких систем виртуализации у каждой в отладочной технологии своя роль: QEMU является более гибким и универсальным инструментом, допускающим отработку для разной архитектуры (ARM, MIPS, PPC, ...), но VirtualBox имеет более дружественные инструменты конфигурирования и управления виртуальными машинами. О технике отладки в виртуальной среде, особенно на кроссовых платформах, можно и должно сказать очень много, но это уже предмет отдельного большого разговора.

Следует напомнить, что в силу **сетевой природы** графического протокола X11 в UNIX, любое графическое приложение Linux может быть запущено на удалённом сетевом хосте, с отображением GUI приложения на локальном хосте. Не является исключением и VirtualBox, что открывает возможности для групповой работы над проектом в единой среде удалённой виртуальной машины — это создаёт существенно новые возможности. Добиться удалённого запуска X11 приложения можно, например (это не единственный способ) посредством тунелирования X11 протокола над протоколом SSH (опция -X, или ещё более -Y — без шифрования сетевого потока). Так был запущен и сеанс, показанный выше на рисунке:

```
$ ssh -Y olej@192.168.1.13
olej@192.168.1.13's password:
Last login: Wed Aug 17 13:06:13 2022 from 192.168.1.241
$ VirtualBox &
[1] 38373
```

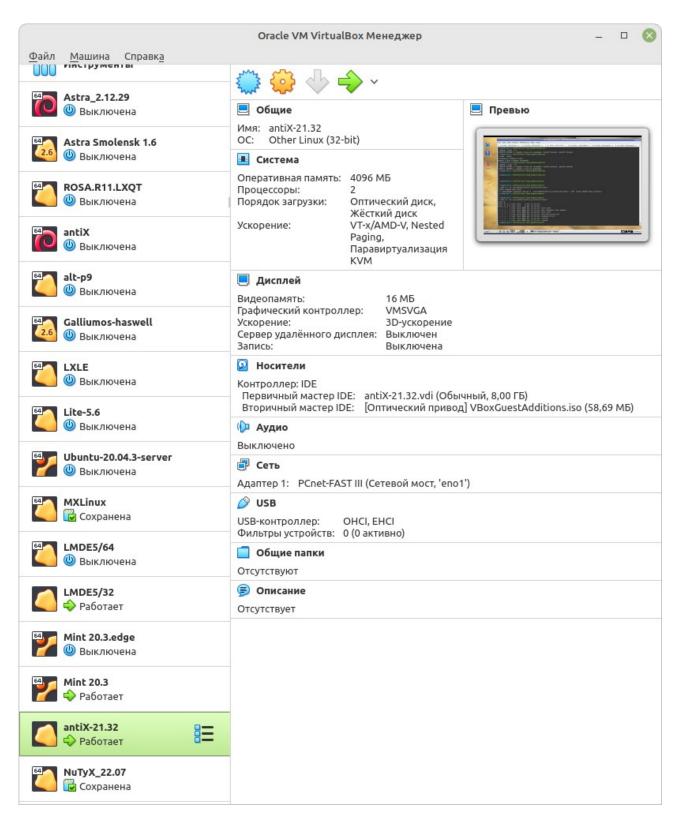


Рисунок: Отладочный стенд под VirtualBox для перекрёстных проверок совместимости модулей ядра.

Примечание: Вопреки интуитивным ожиданиям, начальная отладка проектов модулей в виртуальной машине VirtuakBox возможна и для модулей, работающих с периферийными устройствами (USB и PCI), аппаратными ресурсами, реакцией на прерывания IRQ и т.д. ... естественно в «виртуальном отображении» (параметров) этого оборудования.

Отдельные отладочные приёмы и трюки

Многолетний практический опыт работы с модулями ядра привёл автора к убеждению, что реальным отладочным инструментом в планомерной работе по отладке является только отладочная печать с помощью printk(). Но вместо развитых отладочных инструментов на помощь здесь приходят отработаные практикой приёмы использования отладочной печати. Здесь мы перечислим некоторые мелкие приёмы применявшиеся в процессе отладки, которые сложились и показали свою продуктивность в процессе работ над реальными разработками в области модулей ядра.

Модуль исполняемый как разовая задача

Один из продуктивных трюков, который уже много раз применялся по ходу всего рассмотрения ранее, есть сознательное написание модуля, возвращающего ненулевое (отрицательное) значение из инициализирующей функции модуля, который вовсе и «не собирается» загружаться. Такой модуль выполняется однократно, подобно пользовательскому процессу (main()), но отличаясь тем, что делает он это в супервизорном режиме (с полными привилегиями) и в адресном пространстве ядра. Таким модулем мы можем видеть диагностику состояния разнообразных областей данных, но, более того, можем изменять любые данные или текущие конфигурационные параметры ядра. Причём такие изменения — перманентные, они остаются в таком виде до следующей перезагрузки системы.

В качестве примера, элементарно простейший модуль, когда мы хотим посмотреть адрес любого экспортируемого символа ядра (все примеры этого раздела приводится в каталоге simple-debug):

md.c:

```
#include <linux/module.h>
MODULE_LICENSE("GPL");

static int __init do_init(void) {
  void* Addr = (void*)vprintk;
  printk("? интересующий нас адрес: %px\n", Addr);
  return -1;
}

module_init(do_init);
```

Такой модуль в принципе не может загрузиться в ядро, так как он возвращает -1 (или точнее: не 0). В этой связи у модуля даже нет процедуры завершения (она ему не нужна). Но его код может быть однократно выполнен при выполнении:

```
$ sudo insmod md.ko
insmod: ERROR: could not insert module md.ko: Operation not permitted
$ dmesg | grep ? -A0
[12210.989138] ? интересующий нас адрес: ffffffff9f704e30
```

Но этот же модуль (предварительно перекомпилированный, естественно) мы можем использовать в любой другой архитектуре ... и процессора, и дистрибутива, и ядра, и версии ... например в ARM:

```
$ dmesg | grep ? -A0
  [881089.811458] ? интересующий нас адрес: с0166a81
Или в совершенно другом ARM:
  $ sudo inxi -MSxxx
  System:
    Host: raspberrypi Kernel: 5.15.32-v7+ armv7l bits: 32 compiler: gcc v: 10.2.1
    Console: tty 1 DM: LightDM 1.26.0 Distro: Raspbian GNU/Linux 11 (bullseye)
    Type: ARM Device System: Raspberry Pi 2 Model B Rev 1.1 details: BCM2835 rev: a21041
    serial: 00000000f57e2ca8
  $ ls -l md.ko
  -rw-r--r-- 1 olej olej 3472 авг 22 14:42 md.ko
  $ sudo grep ' T ' /proc/kallsyms | grep ' vprintk'$
  801865e4 T vprintk
  $ sudo insmod md.ko
  insmod: ERROR: could not insert module md.ko: Operation not permitted
  $ dmesg | grep ? -A0
  [880827.647054] ? интересующий нас адрес: 801865e4
```

Обратите внимание на разницу в размерах собранного одного и того же модуля в, казалось бы, даже очень близких архитектурах!

В таком качестве подобный модуль (который не загрузится, но и не навредит) становится интересным средством отладки, особенно на начальных этапах отработки, когда можно проверить все инициализированные значения модуля и используемые им экспортируемые символы ядра (когда, на начальных этапах отработки, ошибки в этих значениях заканчиваются крахом системы).

Примечание: Вот здесь, говоря об отладке, уместно остановиться на вопросе, который часто задают читатели предварительной версии рукописи: зачем, на предыдущих 400 страницах, я предваряю строку вывода printk() всякими неуместными и «непотребными» символами (префиксами) вида "?", "!", "+", "++"...? Дело в том что в некоторых дистрибутивах (далеко не во всех) ядро сыплет в системный лог много разнообразных диагностических сообщений (audit и др.). При этом вы просто можете потерять в потоке вывода сообщения своего модуля:

```
$ dmesg | grep ? -A2 -B2
[880807.435886] hwmon hwmon1: Undervoltage detected!
[880813.675740] hwmon hwmon1: Voltage normalised
[880827.647054] ? интересующий нас адрес: 801865e4
[880828.235703] hwmon hwmon1: Undervoltage detected!
[880834.475684] hwmon hwmon1: Voltage normalised
```

Префиксы позволяют с помощью grep фильтровать только нужные сообщения ядра (а опция -A, напомню, определяет сколько дополнительных строк выводить после найденной строки).

Тестирующий модуль

Популярным (модным) способом стала организация прямо в процессе разработки (или даже сразу от его начала) модульного тестирования (юнит-тестирования, unit testing) — непрерывного (циклического) повторения последовательности тестовых операций над каждым добавляемым в разработку компонентом. Но при организации модульного тестирования в области ядра разработчик может столкнуться с недоумением, с тем как оформлять тесты, ведь создаваемый код теста не может быть скомпилирован для работы в пользовательском режиме. Но в этом случае в коде проектируемого модуля (umd1.c) могут быть созданы экспортируемые точки входа вида test_01(), test_02(), ... test_N(), а для последовательного вызова тестовых входов создан отдельный тестирующий модуль (umt1.c), использующий показанный ранее трюк (разовое исполнение), весь код которого умещается в единственную функцию инициализации... Оба модуля используют (для связи) из общего только общий заголовочный файл (туда же включены общие определения для 2-х модулей, чтобы не раздувать их объём):

```
<u>umd1.h :</u>
```

```
#include <linux/module.h>
```

```
MODULE_LICENSE("GPL");
  static int __init init(void);
  module_init(init);
  extern char* test_01(void);
  extern char* test_02(void);
  extern char* test_03(void);
  typedef char* (*utest)(void);
  utest tests[] = { test_01, test_02, test_03 };
Сам тестируемый (развивающийся) модуль, в котором тестируются некоторые возможности:
  <u>umd1.c :</u>
  #include "umd1.h"
  inline char* mesg(const char* what) {
     static char res[120];
     sprintf(res, "this string returned from %s", what);
     return res;
  }
  char* test_01(void) {
     // ... здесь код теста 1
     return mesg(__FUNCTION__);
  EXPORT_SYMBOL(test_01);
  char* test_02(void) {
     // ... здесь код теста 2
     return mesg(__FUNCTION__);
  EXPORT_SYMBOL(test_02);
  char* test_03(void) {
     // ... здесь код теста 3
     return mesg(__FUNCTION__);
  EXPORT_SYMBOL(test_03);
  static int __init init(void) {
     return 0;
  static void __exit cleanup(void) {}
  module_exit(cleanup);
А вот и весь код тестирующего модуля, который запускает последовательность модульных тестов (пишем, как и
было сказано выше, для однократного выполнения):
  <u>umt1.c :</u>
  #include "umd1.h"
  static int __init init(void) {
     for(i = 0; i < sizeof(tests) / sizeof(tests[0]); i++)</pre>
        printk("%s\n", tests[i]());
     return -1;
  }
```

Теперь мы можем произвольно наращивать число модульных тестов, минимально внося изменения,

чисто формально, только в заголовочный файл umd1.h. И вот как выглядит выполнение последовательности тестов проектируемого модуля:

```
$ sudo insmod umd1.ko
$ sudo insmod umt1.ko
insmod: ERROR: could not insert module umt1.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n3
[26164.146722] this string returned from test_01
[26164.146724] this string returned from test_02
[26164.146725] this string returned from test_03
$ sudo rmmod umd1
```

(Если угодно, вывод результатов тестов, то что делает dmesg, можете сделать даже на терминал, запускающий insmod — мы это проделывали несколькими страницами ранее.)

Интерфейсы пространства пользователя к модулю

Для контроля значений ключевых переменных (и даже их изменений) внутри модуля — их можно отобразить в псевдофайловые системы /proc, а ещё лучше /sys. Это часто делается, например, для счётчика обработанных в драйвере прерываний, как это показано в примере ниже (попутно показано, что таким способом можно контролировать переменные даже внутри обработчиков аппаратных прерываний):

mdsys.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/pci.h>
#include <linux/interrupt.h>
#include <linux/version.h>
#define SHARED_IRQ 16
                                   // my eth0 interrupt line
static int irg = SHARED_IRQ;
                                   // may be change
module_param(irg, int, S_IRUGO);
static unsigned int irq_counter = 0;
static irqreturn_t mdsys_interrupt(int irq, void *dev_id) {
   irq_counter++;
   return IRQ_NONE;
}
#if LINUX_VERSION_CODE > KERNEL_VERSION(2,6,32)
static ssize_t show(struct class *class, struct class_attribute *attr, char *buf) {
#else
static ssize_t show(struct class *class, char *buf) {
   sprintf(buf, "%d\n", irq_counter);
   return strlen(buf);
}
#if LINUX_VERSION_CODE > KERNEL_VERSION(2,6,32)
static ssize_t store(struct class *class, struct class_attribute *attr, const char *buf, size_t c
#else
static ssize_t store(struct class *class, const char *buf, size_t count) {
#endif
  int i, res = 0;
  const char dig[] = "0123456789";
   for(i = 0; i < count; i++) {
      char *p = strchr(dig, (int)buf[ i ]);
      if(NULL == p) break;
      res = res * 10 + (p - dig);
   }
```

```
irq_counter = res;
   return count;
}
CLASS_ATTR(mds, 0666, &show, &store); // => struct class_attribute class_attr_mds
static struct class *mds_class;
static int my_dev_id;
int __init init(void) {
  int res = 0;
  mds_class = class_create(THIS_MODULE, "mds-class");
   if(IS_ERR(mds_class)) printk(KERN_ERR "bad class create\n");
  res = class_create_file(mds_class, &class_attr_mds);
  if(res != 0) printk(KERN_ERR "bad class create file\n");
   if(request_irq(irq, mdsys_interrupt, IRQF_SHARED, "my_interrupt", &my_dev_id))
      res = -1;
   return res;
}
void cleanup(void) {
   synchronize_irq(irq);
  free_irq(irq, &my_dev_id);
  class_remove_file(mds_class, &class_attr_mds);
  class_destroy(mds_class);
   return;
}
module_init(init);
module_exit(cleanup);
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej@front.ru>");
MODULE_DESCRIPTION("module in debug");
MODULE_LICENSE("GPL v2");
```

Этот модуль получился прямой комбинацией нескольких примеров, которые мы написали раньше, так что все механизмы нам знакомы. Обработка ошибок при установке модуля практически отсутствует, чтобы не загромождать текст.

Модули этого и следующего раздела, под sysfs, разрабатывались и проверялись под ядро 3.13.10. Позже определения макросов CLASS_ATTR() было изменено в
спровождался в этой «гонке за ядром», потому что принципы он достаточно всё поясняет, а какой-то конкретной ценности не представляет.

Для проверки того как это работает, загрудаем модуль для контроля выбранной линии IRQ, например, сетевого адаптера (хотя это с таким же успехом могла бы быть и линия системного таймера):

Здесь мы контролируем нарастающее значение счётчика сработавших прерываний. Изменим начальное значение этого счётчика, от которого происходит инкремент:

```
$ echo 10 > /sys/class/mds-class/mds
$ cat /sys/class/mds-class/mds
```

\$ sudo rmmod mdsys

Подобным образом мы можем «вытащить» в наружу модуля сколь угодно много переменных для диагностики и управления.

Комплементарный отладочный модуль

Весьма часто техника создания интерфейсов в пространство /proc или /sys, как это описано выше, является совершенно приемлемой, но после завершения работ было бы нежелательно оставлять конечному пользователю доступ к диагностическим и управляющим переменным, хотя бы из тех соображений, что таким образом сохраняется возможность очень просто разрушить нормальную работу изделия. Но переписывать код модуля перед его сдачей — это тоже мало приемлемый вариант, так как такой редактурой можно внести существенные ошибки в код модуля. В этом случае для проектируемого модуля на период отладки может быть создан парный ему (комплементарный) модуль:

- проектируемый модуль теперь не выносит критические переменные в качестве органов диагностики в файловые системы, а только объявляет их экспортируемыми:
- комплементарный отладочный модуль динамически устанавливает связь с этими переменными (импортирует) при своей загрузке...
- и создаёт для них интерфейсы в свя:диагностическим и управляющим переменным;
- после завершения отладки отладочный модуль просто изымается из проекта.

Чтобы увидеть в деталях о чём речь, трансформируем в эту схему пример, описанный в предыдущем разделе... Причём сделаем это без всяких изменений и улучшений, полный эквивалент, чтобы мы могли сравнить исходники по принципу: что было и что стало?

Файл общих определений:

mdsys2.h :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/pci.h>
#include <linux/interrupt.h>
#include <linux/version.h>

extern unsigned int irq_counter;
int __init init(void);
void __exit cleanup(void);
module_init(init);
module_exit(cleanup);
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric <olej@front.ru>");
MODULE_DESCRIPTION("module in debug");
MODULE_LICENSE("GPL v2");
```

Собственно проектируемый (отлаживаемый) модуль:

mdsys2.c :

```
EXPORT_SYMBOL(irq_counter);
static irgreturn_t mdsys_interrupt(int irg, void *dev_id) {
   irg counter++;
   return IRQ_NONE;
}
static int my_dev_id;
int __init init(void) {
   if(request_irq(irq, mdsys_interrupt, IRQF_SHARED, "my_interrupt", &my_dev_id))
   else
      return 0;
}
void cleanup(void) {
   synchronize_irq(irq);
   free_irq(irq, &my_dev_id);
   return;
}
   И модуль, создающий для него отладочный интерфейс в /sys:
mdsysc.h :
#include "mdsys2.h"
#if LINUX_VERSION_CODE > KERNEL_VERSION(2,6,32)
static ssize_t show(struct class *class, struct class_attribute *attr, char *buf) {
#else
static ssize_t show(struct class *class, char *buf) {
   sprintf(buf, "%d\n", irq_counter);
   return strlen(buf);
#if LINUX_VERSION_CODE > KERNEL_VERSION(2,6,32)
static ssize_t store(struct class *class, struct class_attribute *attr, const char *buf, size_t c
static ssize_t store(struct class *class, const char *buf, size_t count) {
#endif
   int i, res = 0;
   const char dig[] = "0123456789";
   for(i = 0; i < count; i++) {
      char *p = strchr(dig, (int)buf[ i ]);
      if(NULL == p) break;
      res = res * 10 + (p - dig);
   irq_counter = res;
   return count;
}
CLASS_ATTR(mds, 0666, &show, &store); // => struct class_attribute class_attr_mds
static struct class *mds_class;
int __init init(void) {
   int res = 0;
   mds_class = class_create(THIS_MODULE, "mds-class");
   if(IS_ERR(mds_class)) printk(KERN_ERR "bad class create\n");
   res = class_create_file(mds_class, &class_attr_mds);
   if(res != 0) printk(KERN_ERR "bad class create file\n");
```

```
return res;
}

void cleanup(void) {
   class_remove_file(mds_class, &class_attr_mds);
   class_destroy(mds_class);
   return;
}
```

Теперь отладочный модуль не знает ничего ни о прерываниях, ни о структуре отлаживаемого модуля — он знает только ограниченный набор экспортируемых переменных (или, как вариант, экспортируемых точек входа), по именам и по типам. Опробуем то, что у нас получилось, и сравним с примером предыдущего раздела:

Теперь мы удалим отладочный модуль:

\$ sudo rmmod mdsysc

Отлаживаемый модуль замечательно продолжает работать, но отладочные интерфейсы к нему уже исчезли:

```
$ lsmod | head -n3

Module Size Used by

mdsys2 844 0

lp 6794 0

$ cat /sys/class/mds-class/mds

cat: /sys/class/mds-class/mds: Нет такого файла или каталога
$ sudo rmmod mdsys2
```

Пишите в файлы протоколов...

У вас всегда остаётся возможность писать отладочные сообщения из модуля ядра в собственный файл протокола выполнения, который позже доступен для детального анализа. Имеется в виду свой собственный файл данных, который создаёт и пишет модуль. При этом вы ничем не ограничены в степени детализации сообщений, направляемый в файл протокола. Саму технику такой записи в файл мы рассмотрели ранее, при рассмотрении работы модуля с файлами данных (каталог file).

Некоторые мелкие советы в завершение

Чаще перезагружайте систему!

Отладка модулей ядра отличается от отладки пользовательского пространства тем, что очередное аварийное завершение теста модуля может оставлять «следы» в ядре, создавая тем малозаметные (или поздно обнаруживаемые) аномалии в поведении системы. Особенно часто это наблюдается, например, при отработке интерфейсов драйвера в файловую систему /proc.

Побочные эффекты от накопленных ошибок в ядре системы могут доходить до того состояния, что при дальнейших улучшениях отрабатываемого кода, даже компилятор gcc станет сообщать вам о каких-то загадочных внутренних ошибках компилятора... Это уже явная народная примета того, что ... пришла пора перезагружаться!

Для того, чтобы избежать десятков часов **бездарно** потерянного времени, при работе над модулями, перезагружайте время от времени ваш Linux, даже если вам кажется, что он совершенно нормально работает. После перезагрузки результаты повторения только-что выполненного теста могут радикально поменяться!

Используйте естественные POSIX тестеры

Здесь я имею в виду, что при отработке модуля всегда, прежде, чем начинать более жёсткое тестирование драйвера, проверьте его реакцию по чтению и запись на естественные POSIX тестеры: cat для чтения и echo для записи. В этом качестве могут быть полезны и другие стандартные утилиты Linux, например cp. Возможно, для обеспечения совместимости функционирования совместно с POSIX командами, вам потребуется добавить к драйверу дополнительную функциональность (например, отработка ситуации EOF), которая и не требуется конечными спецификациями на продукт. Но получение POSIX совместимости стоит затраченного дополнительного труда!

Тестируйте чтение сериями

Выполняя проверку операций read(), не ограничивайтесь одиночной операцией тестирования. Вместо этого проверяйте серию последовательных операций тестирования. Этим вы страхуетесь, что ваш драйвер не только нормально отрабатывает операцию, но и нормально восстанавливается после операции и готов к выполнению следующей. Другими словами, вместо одиночной операции Cat (в простейшем случае) делайте несколько последовательных, сверяя их идентичность:

\$ cat /dev/xxx
REZULT
\$ cat /dev/xxx
REZULT
\$ cat /dev/xxx
REZULT

Подобное можно было не раз видеть на протяжении предыдущих показанных тестов. То же имеет место и в отношении к операциям записи, но в значительно меньшей степени.

Заключение

Отпускай хлеб твой по водам, потому что по прошествии многих дней опять найдёшь его. Екклисиаст, XI:1-2

Есть ещё множество механизмов, API и трюков, которые используются в программировании ядра. Их просто нет возможности описать в любом издании обозримого объёма — для сравнения обратитесь к POSIX API пользовательского пространства, которое описывают тысячи и тысячи страниц публикаций... А API ядра должно иметь и имеет аналоги практически всех механизмов, предоставляемых в пространстве пользователя.

Существует некоторое предубеждение, что программирование в ядре, и в частности модулей ядра, требуют особого аскетизма в выборе используемых возможностей, и вообще весьма ограничено в том, что вам при этом доступно. Целью моих примеров было показать: при программировании в технике модулей ядра вам доступны все возможности, о которых вы слышали из POSIX ... плюс ещё изрядное количество сверх того. Некоторые ограничения на этом пути составляет отсутствие внятных описания относительно API ядра, но это ограничение преодолевается дотошным изучением («верить никому нельзя») и изобретательным экспериментированием.

Основную (а временами и единственную) помощь в поиске адекватных нашим намерениям API ядра даёт рассмотрение открытых исходных кодов ядра, и, главным образом, **заголовочных файлов** определений кода ядра (с чего и нужно начинать рассмотрение).

Приложения

Приложение А: Краткая справка по утилите таке

При модульном программировании работать с утилитой make приходится постоянно. Более того, «работать» это сильно мягко сказано: приходится постоянно переписывать сценарный файл Makefile, причём для довольно изощрённых случаев. Детальное описание make доступно [22]. Здесь же приведём только самую краткую справку (главным образом для напоминания о умалчиваемых значениях переменных make).

Утилита make существует в разных ОС, из-за особенностей выполнения, наряду с «родной» реализацией во многих ОС присутствует GNU реализация gmake, и поведение этих реализаций может достаточно существенно отличаться, поэтому совсем не лишним бывает проверить с чем мы имеем дело:

```
make --version

GNU Make 4.2.1

Эта программа собрана для x86_64-pc-linux-gnu

Copyright (C) 1988-2016 Free Software Foundation, Inc.

Лицензия GPLv3+: GNU GPL версии 3 или новее <a href="http://gnu.org/licenses/gpl.html">http://gnu.org/licenses/gpl.html</a>
...
```

Утилита make автоматически определяет какие части большой программы должны быть перекомпилированы в зависимости от произошедших изменений, и выполняет необходимые для этого действия. Изменения (обновления) фиксируются исключительно по датам последних модификаций файлов. На самом деле, область применения make не ограничивается только сборкой программ. Её можно использовать ее для решения любых задач, где одни файлы должны автоматически обновляться при изменении других файлов.

Многократно выполняемая сборка приложений проекта, с учётом зависимостей и обновлений, делается утилитой make, которая использует оформленный сценарий сборки. По умолчанию имя файла сценария сборки - Makefile. Утилита make обеспечивает полную сборку одной указанной цели в сценарии сборки, например:

\$ make

\$ make clean

Если цель не указывается, то выполняется **первая последовательная** цель в файле сценария (почему-то существует суеверие, что собирается цель с именем all — просто цель all ставится в файле часто выше всех остальных, вот она по умолчанию и собирается). Может использоваться и любой другой сценарный файл сборки, тогда он указывается так:

```
$ make -f Makefile.my
```

Сценарий Makefile состоит из синтаксических конструкций всего двух типов: целей и макроопределений. Описание цели состоит из трех частей: а). имени цели, б). списка зависимостей и в). списка команд интерпретатора shell, требуемых для построения цели. Имя цели — непустой список имён файлов, которые предполагается создать. Список зависимостей — список имён файлов, в зависимости от которых строится цель. Имя цели и список зависимостей составляют заголовок цели, записываются в одну строку и разделяются двоеточием (':'). Список команд записывается со следующей строки, причем все команды начинаются с обязательного символа табуляции. Любая строка в последовательности списка команд, не начинающаяся с табуляции (ещё одна, следующая команда) или '#' (комментарий) — считается завершением текущей цели и началом новой.

Утилита make имеет множество умалчиваемых значений (переменных, суффиксов, ...), интересных и значащих, важнейшими из которых являются правила обработки суффиксов, а также определения внутренних переменных окружения. Эти данные называются базой данных make и могут быть получены выполнением самой команды make с опцией --print-data-base (или короткой формы -p). Объём вывода очень велик, поэтому смотрим его лучше перенаправлением в файл (да и вообще такой файл полезно постоянно хранить под

рукой в качестве справочника): \$ make -f/dev/null --print-data-base > make.data-base make: *** Нет целей. Останов. \$ echo \$? Вывод команды при этом, выглядящий как ошибка, не должен вас смущать, не принимайте во внимание: \$ ls -l make.data-base -rw-rw-r-- 1 olej olej 48290 авг 24 21:13 make.data-base \$ cat make.data-base # GNU Make 4.2.1 # Эта программа собрана для x86_64-pc-linux-gnu # База данных Make, напечатана Wed Aug 24 21:17:56 2022 . . . # Переменные COMPILE.cpp = \$(COMPILE.cc) # по умолчанию CC = CCCPP = \$(CC) - ELINK.cc = \$(CXX) \$(CXXFLAGS) \$(CPPFLAGS) \$(LDFLAGS) \$(TARGET_ARCH) COMPILE.cc = \$(CXX) \$(CXXFLAGS) \$(CPPFLAGS) \$(TARGET_ARCH) -c CXX = g++COMPILE.c = \$(CC) \$(CFLAGS) \$(CPPFLAGS) \$(TARGET ARCH) -c LINK.c = \$(CC) \$(CFLAGS) \$(CPPFLAGS) \$(LDFLAGS) \$(TARGET_ARCH) .INCLUDE_DIRS = /usr/include /usr/local/include /usr/include # Неявные правила . . . %.c: %: %.c # способ, который следует применить (встроенные): \$(LINK.c) \$^ \$(LOADLIBES) \$(LDLIBS) -0 \$@

Показаны только некоторые макроопределения, но они интуитивно понятны и, в большинстве, знакомы (тем более, что нам предстоит не писать некоторые правила в этом синтаксисе, а только **заимствовать** отсюда переменные периода сборки и правила). Обратите внимание, что это не набор определений, жёстко вшитый в реализацию make, а он преломлён через конкретные настройки (язык, пути ... и прочее) вашей системы!

Все эти значения (переменных: CC, LD, AR ...) могут использоваться файлом сценария как неявные определения с значениями по умолчанию. Кроме этого, вы можете определить и свои правила обработки по умолчанию для указанных вами суффиксов (расширений файловых имён), как это показано на примере выше для исходных файлов кода на языке C: *.c.

%.cc:

%: %.cc

%.cpp: %: %.cpp

способ, который следует применить (встроенные):

способ, который следует применить (встроенные):

\$(LINK.cc) \$^ \$(LOADLIBES) \$(LDLIBS) -0 \$@

\$(LINK.cpp) \$^ \$(LOADLIBES) \$(LDLIBS) -o \$@

Приложение Б: Тесты распределителя памяти

Принципы динамического выделения памяти детально обсуждались ранее. Но в литературе и обсуждениях фигурируют самые разнообразные и противоречивые цифры и рекомендации по использованию (или не использованию) механизмов kmalloc(), vmalloc(), __get_free_pages(). Проделаем некоторые грубые оценки на различных компьютерах, с различными объёмами реальной RAM и с установленными Linux различных версий ядра.

Начнём с размера **страниц**, которыми оперирует с памятью ядро Linux. (Мы не будем углубляться в механизм физического управления страницами через таблицы страниц TLB, число уровней TLB и подобные вопросы — они сложны и не существенны для разработки модулей ядра.) Ядро манипулирует страницами, размер которых определяется константой **периода компиляции** ядра PAGESIZE. Посмотреть это значение можно разными способами (в виду его предопределяющего смысла!):

```
$ getconf PAGESIZE 4096
```

Или его можно динамически проследить в ходе выполнения (runtime) ядра (эти значения нужно снимать практически одновременно, поскольку они постоянно меняются):

```
$ grep nr_mapped /proc/vmstat
nr_mapped 205437
$ grep ^Mapped /proc/meminfo
Mapped: 821740 kB
```

Рассчитайте: $821740 \times 1024 \div 205437 = 4095,960124028$ — получаете то же значение (минимальные расхождения связаны с быстрой изменчивостью этих значений).

Наконец, мы можем сделать (и оно того стоит) «игрушечный» модуль для проверки размера используемой страницы памяти:

page.c :

```
#include #include static int __init init(void) {

#ifdef __i386__
    printk("разрядность системы 32\n");

#else
    printk("разрядность системы 64\n");

#endif
    printk("размер страницы RAM = %lu [%luKb]\n", PAGE_SIZE, PAGE_SIZE / 1024);
    return -1;
}

MODULE_LICENSE("GPL");
module_init(init);

$ sudo insmod page.ko
insmod: ERROR: could not insert module page.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n2
[ 7966.807993] разрядность системы 64
[ 7966.807995] размер страницы RAM = 4096 [4Kb]
```

В архитектуре x86_64 в принципе возможно, утверждают, использование страниц размером 4 килобайта (4096 байтов), 2 мегабайта, и (в некоторых AMD64), в 32-бит архитектуре i86 используются страницы только по 4 килобайта. Но я **никогда**, в десятках испытанных дистрибутивов, не встречал отличающегося от 4096 значения, в архитектуре: i86, X86_64 и архитектуре 32-бит ARM.

На сегодня определение этой фундаментальной для системы константы PAGE_SIZE (возможно на завтра она куда-то перекочует) вы найдёте в заголовочном файле:

/lib/modules/`uname -r`/build/include/asm-generic/page.h:

Далее... Для тестирования того, как работает механизм выделения памяти, подготовлены 2 теста (каталог mtest). Первый из них запрашивает выделение (тестирует и тут же освобождает) блока кратного **целому числу** страниц: 2^order, причём значение order инкрементируется (размер блока **удваивается**) до тех пор, пока очередной блок уже не может быть выделен (завершится ошибкой):

memmax.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/slab.h>
#include <linux/vmalloc.h>
// выделение памяти: 0 - kmalloc(), 1 - <u>__get_free_pages()</u>, 2 - vmalloc()
static int mode = 0;
module_param(mode, int, S_IRUGO);
char *mfun[] = { "kmalloc", "__get_free_pages", "vmalloc" };
static int __init init(void) {
  static char *kbuf;
   static unsigned long order, size;
  if(mode < 0 \mid \mid mode > 2) {
      printk(KERN_ERR "illegal mode value\n");
      return -EINVAL;
   for(size = PAGE_SIZE, order = 0; ; order++, size *= 2) {
      char msg[200];
      sprintf(msg, "order=%2ld, pages=%6ld, size=%9ld - %s ",
              order, size / PAGE_SIZE, size, mfun[ mode ]);
      switch(mode) {
         case 0:
            kbuf = (char *)kmalloc((size_t)size, GFP_KERNEL | __GFP_NOWARN);
            break;
         case 1:
            kbuf = (char *)__get_free_pages(GFP_KERNEL | __GFP_NOWARN, order);
            break;
         case 2:
            kbuf = (char *)vmalloc(size);
            break:
      }
      strcat(msg, kbuf ? "OK\n" : "failed\n");
      printk(KERN_INFO "%s", msg);
      if(!kbuf) break;
      switch(mode) {
         case 0:
            kfree(kbuf);
            break;
            free_pages((unsigned long)kbuf, order);
            break;
         case 2:
```

```
vfree(kbuf);
    break;
}
}
return -1;
}
module_init(init);

MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric");
MODULE_DESCRIPTION("memory allocation size test");
MODULE_LICENSE("GPL v2");
```

Тестирование проделываем для 3-х принципиальных механизмов (параметр mode загрузки модуля равный, соответственно: 0, 1, 2) распределения памяти в ядре (поднимитесь выше по тексту и освежите в памяти): kmalloc, __get_free_pages, vmalloc.

Всё это можно проследить и нужно (очень интересно) по нескольким экземплярам компьютеров ... разная **архитектура** процессора, разные **объёмы** установленной памяти, **разный** Linux (как по разрядности, так и по дистрибутиву, так и в версиях ядра). Не взирая на объём, приведу такие результаты полностью (оно того стоит)...

Примечание: Обратите внимание!: тест показывает не максимально возможный размер блока, который тот или иной механизм выделения памяти способен разместить (и такой тест тоже несложно соорудить из показанного), а грубо оценивает блок, который уже нельзя разместить.

Начнём с самой малой архитектуры — одноплатный ARM Orange Pi One, объём памяти на плате всего 512Mb :

```
$ inxi -Mmxxx
Machine:
          Type: ARM Device System: Xunlong Orange Pi One details: Allwinner sun8i Family
           rev: N/A serial: 02c000815fd5e717
Memory:
           RAM: total: 491.7 MiB used: 189.8 MiB (38.6%)
           RAM Report: missing: Required program dmidecode not available
$ cat /proc/meminfo | grep MemTotal
                 503484 kB
MemTotal:
$ uname -a
Linux orangepione 5.15.48-sunxi #22.05.3 SMP Wed Jun 22 07:35:10 UTC 2022 armv7l GNU/Linux
$ free
                                                                     available
             total
                                      free
                                                 shared buff/cache
                          used
Mem:
            503484
                         212508
                                      65684
                                                 11108
                                                             225292
                                                                         268388
Swap:
            2348888
                          97280
                                   2251608
$ getconf PAGESIZE
4096
$ sudo insmod memmax.ko mode=0
insmod: ERROR: could not insert module memmax.ko: Operation not permitted
$ dmesg | grep order | tail -n11
[980839.955854] order= 0, pages=
                                                 4096 - kmalloc OK
                                    1, size=
[980839.955885] order= 1, pages=
                                    2, size=
                                                 8192 - kmalloc OK
                                                16384 - kmalloc OK
[980839.955907] order= 2, pages=
                                    4, size=
[980839.955936] order= 3, pages=
                                    8, size=
                                                32768 - kmalloc OK
                                                65536 - kmalloc OK
[980839.955973] order= 4, pages=
                                   16, size=
[980839.956037] order= 5, pages=
                                   32, size=
                                               131072 - kmalloc OK
[980839.956148] order= 6, pages=
                                   64, size=
                                               262144 - kmalloc OK
[980839.956354] order= 7, pages=
                                  128, size=
                                               524288 - kmalloc OK
[980839.956755] order= 8, pages=
                                   256, size= 1048576 - kmalloc OK
[980839.957543] order= 9, pages=
                                   512, size= 2097152 - kmalloc OK
[980839.970235] order=10, pages= 1024, size= 4194304 - kmalloc failed
$ sudo insmod memmax.ko mode=1
insmod: ERROR: could not insert module memmax.ko: Operation not permitted
```

```
$ dmesg | grep order | tail -n12
[968198.179911] order= 0, pages=
                                     1, size=
                                                  4096 - <u>get_free_pages OK</u>
[968198.179946] order= 1, pages=
                                     2, size=
                                                  8192 - __get_free_pages OK
[968198.179964] order= 2, pages=
                                     4, size=
                                                 16384 - __get_free_pages OK
[968198.179992] order= 3, pages=
                                     8, size=
                                                  32768 - __get_free_pages OK
[968198.180029] order= 4, pages=
                                    16, size=
                                                 65536 - __get_free_pages OK
                                    32, size=
                                                131072 - __get_free_pages OK
[968198.180093] order= 5, pages=
                                                262144 - <u>__get_free_pages</u> OK
[968198.180204] order= 6, pages=
                                    64, size=
[968198.180409] order= 7, pages=
                                   128, size=
                                                524288 - <u>get_free_pages OK</u>
[968198.180805] order= 8, pages=
                                   256, size=
                                               1048576 - <u>__get_free_pages</u> OK
[968198.181584] order= 9, pages=
                                   512, size=
                                               2097152 - <u>__get_free_pages OK</u>
[968198.183224] order=10, pages=
                                  1024, size=
                                               4194304 - __get_free_pages OK
[968198.183281] order=11, pages=
                                  2048, size= 8388608 - __get_free_pages failed
$ sudo insmod memmax.ko mode=2
insmod: ERROR: could not insert module memmax.ko: Operation not permitted
$ dmesg | grep order | tail -n18
[968268.886565] order= 0, pages=
                                     1, size=
                                                   4096 - vmalloc OK
[968268.886605] order= 1, pages=
                                                   8192 - vmalloc OK
                                     2, size=
[968268.886634] order= 2, pages=
                                     4, size=
                                                 16384 - vmalloc OK
[968268.886672] order= 3, pages=
                                     8, size=
                                                 32768 - vmalloc OK
[968268.886730] order= 4, pages=
                                    16, size=
                                                 65536 - vmalloc OK
[968268.886837] order= 5, pages=
                                    32, size=
                                                131072 - vmalloc OK
[968268.887049] order= 6, pages=
                                    64, size=
                                                262144 - vmalloc OK
[968268.887411] order= 7, pages=
                                                524288 - vmalloc OK
                                   128, size=
[968268.888095] order= 8, pages=
                                   256, size= 1048576 - vmalloc OK
[968268.889684] order= 9, pages=
                                   512, size=
                                               2097152 - vmalloc OK
[968268.892555] order=10, pages= 1024, size= 4194304 - vmalloc OK
[968268.898242] order=11, pages= 2048, size= 8388608 - vmalloc OK
[968268.909663] order=12, pages= 4096, size= 16777216 - vmalloc OK
[968268.933189] order=13, pages= 8192, size= 33554432 - vmalloc OK
[968269.047460] order=14, pages= 16384, size= 67108864 - vmalloc OK
[968269.527135] order=15, pages= 32768, size=134217728 - vmalloc OK
[968271.135626] order=16, pages= 65536, size=268435456 - vmalloc OK
[968271.204675] order=17, pages=131072, size=536870912 - vmalloc failed
```

Что мы здесь видим? Что kmalloc выделяет чуть больше 512 страниц единым блоком (2Mb), __get_free_pages — порядка 1000-1500 страниц (4Mb), и только vmalloc легко выделяет 250 Mb, и это при том, что весь объём памяти, вместе с занимаемым самой системой, этого экземпляра составляет 512Mb — в высшей степени эффективно. Напомню, что в последнем случае выделен непрерывный блок логической памяти, который не отображается на непрерывный блок в физической памяти (виртуально отображается «кусками», блок памяти собран из таких фрагментов), в отличие от первых двух способов.

Смотрим далее конфигурацию покрупнее — Raspberry Pi с объёмом RAM на плате 1Gb:

```
$ inxi -MCmxxx
Machine:
           Type: ARM Device System: Raspberry Pi 2 Model B Rev 1.1 details: BCM2835 rev: a21041
           serial: 00000000f57e2ca8
           RAM: total: 999.1 MiB used: 235.6 MiB (23.6%) gpu: 76 MiB
Memory:
           RAM Report: unknown-error: Unknown dmidecode error. Unable to generate data.
CPU:
           Info: Quad Core model: ARMv7 v7l variant: cortex-a7 bits: 32 type: MCP arch: v7l rev: 5
           features: Use -f option to see features bogomips: 0
           Speed: 700 MHz min/max: 600/1000 MHz Core speeds (MHz): 1: 700 2: 700 3: 700 4: 700
$ cat /proc/meminfo | grep MemTotal
MemTotal:
                  945300 kB
$ uname -a
Linux raspberrypi 5.15.32-v7+ #1538 SMP Thu Mar 31 19:38:48 BST 2022 armv7l GNU/Linux
$ sudo insmod memmax.ko mode=0
insmod: ERROR: could not insert module memmax.ko: Operation not permitted
$ dmesg | grep order | tail -n12
```

```
[976262.303285] order= 0, pages=
                                    1, size=
                                                 4096 - kmalloc OK
[976262.303320] order= 1, pages=
                                    2, size=
                                                 8192 - kmalloc OK
                                                16384 - kmalloc OK
[976262.303342] order= 2, pages=
                                    4, size=
[976262.303367] order= 3, pages=
                                    8, size=
                                                32768 - kmalloc OK
[976262.303391] order= 4, pages=
                                   16, size=
                                                65536 - kmalloc OK
[976262.303417] order= 5, pages=
                                   32, size=
                                               131072 - kmalloc OK
[976262.303440] order= 6, pages=
                                   64, size=
                                               262144 - kmalloc OK
[976262.303578] order= 7, pages=
                                  128, size=
                                               524288 - kmalloc OK
[976262.303629] order= 8, pages=
                                  256, size= 1048576 - kmalloc OK
[976262.303682] order= 9, pages=
                                  512, size=
                                              2097152 - kmalloc OK
[976262.303763] order=10, pages= 1024, size= 4194304 - kmalloc OK
[976262.303808] order=11, pages=
                                 2048, size= 8388608 - kmalloc failed
$ sudo insmod memmax.ko mode=1
insmod: ERROR: could not insert module memmax.ko: Operation not permitted
$ dmesg | grep order | tail -n12
[965306.210599] order= 0, pages=
                                    1, size=
                                                 4096 - __get_free_pages OK
                                                 8192 - __get_free_pages OK
[965306.210656] order= 1, pages=
                                    2, size=
[965306.210686] order= 2, pages=
                                    4, size=
                                                16384 - __get_free_pages OK
[965306.210715] order= 3, pages=
                                    8, size=
                                                32768 - __get_free_pages OK
[965306.210749] order= 4, pages=
                                   16, size=
                                                65536 - <u>get_free_pages</u> OK
[965306.210850] order= 5, pages=
                                   32, size=
                                               131072 - __get_free_pages OK
[965306.210885] order= 6, pages=
                                   64, size=
                                               262144 - <u>__get_free_pages OK</u>
[965306.210920] order= 7, pages=
                                  128, size=
                                               524288 - __get_free_pages OK
[965306.210968] order= 8, pages=
                                  256, size= 1048576 - __get_free_pages OK
                                              2097152 - __get_free_pages OK
[965306.211082] order= 9, pages=
                                  512, size=
[965306.211173] order=10, pages=
                                              4194304 - __get_free_pages OK
                                 1024, size=
[965306.211237] order=11, pages=
                                 2048, size= 8388608 - __get_free_pages failed
$ sudo insmod memmax.ko mode=2
insmod: ERROR: could not insert module memmax.ko: Operation not permitted
$ dmesg | grep order | tail -n19
[965381.550356] order= 0, pages=
                                    1, size=
                                                 4096 - vmalloc OK
[965381.550433] order= 1, pages=
                                                 8192 - vmalloc OK
                                    2, size=
[965381.550488] order= 2, pages=
                                    4, size=
                                                16384 - vmalloc OK
[965381.550555] order= 3, pages=
                                    8, size=
                                                32768 - vmalloc OK
[965381.550653] order= 4, pages=
                                   16, size=
                                                65536 - vmalloc OK
[965381.550842] order= 5, pages=
                                   32, size=
                                               131072 - vmalloc OK
[965381.551133] order= 6, pages=
                                   64, size=
                                               262144 - vmalloc OK
[965381.551688] order= 7, pages=
                                  128, size= 524288 - vmalloc OK
[965381.552791] order= 8, pages=
                                  256, size= 1048576 - vmalloc OK
[965381.555206] order= 9, pages=
                                  512, size= 2097152 - vmalloc OK
[965381.559872] order=10, pages= 1024, size= 4194304 - vmalloc OK
[965381.569045] order=11, pages= 2048, size= 8388608 - vmalloc OK
[965381.591305] order=12, pages= 4096, size= 16777216 - vmalloc OK
[965381.750376] order=13, pages= 8192, size= 33554432 - vmalloc OK
[965382.135365] order=14, pages= 16384, size= 67108864 - vmalloc OK
[965382.885498] order=15, pages= 32768, size=134217728 - vmalloc OK
[965383.582883] order=16, pages= 65536, size=268435456 - vmalloc OK
[965404.678219] order=17, pages=131072, size=536870912 - vmalloc OK
[965405.098725] order=18, pages=262144, size=1073741824 - vmalloc failed
```

Оба способа, kmalloc и __get_free_pages (которые ещё называют когерентными методами выделения памяти), выделяют свыше 1000 страниц (больше 4 Мb) непрерывной физической памяти, а vmalloc — больше 500 Мb (больше 50% доступного на плате), но не гарантируя, что эта память размещена в физической памяти непрерывно.

Движемся далее, к Intel архитектуре... Достаточно современный HP тонкий клиент T520 (процессор ARM GX-212JC, что может иметь влияние):

```
$ sudo inxi -MSCmxxx
System:
```

```
Host: antix21 Kernel: 4.9.0-279-antix.1-amd64-smp arch: x86_64 bits: 64
    compiler: gcc v: 10.2.1 Desktop: IceWM v: 2.9.8 dm: slimski v: 1.5.0
    Distro: antiX-21 x64-base Grup Yorum 31 October 2021
    base: Debian GNU/Linux 11 (bullseye)
Machine:
  Type: Desktop System: Hewlett-Packard product: HP t520 Flexible Series TC
   v: N/A serial: MXL4470SVF Chassis: type: 4 serial: MXL4470SVF
 Mobo: Hewlett-Packard model: 21EF v: 00~ serial: MXL4470SVF UEFI: AMI
   v: L41 v01.09 date: 10/19/2016
Memory:
  RAM: total: 6.75 GiB used: 535.2 MiB (7.7%)
 Array-1: capacity: 8 GiB slots: 1 EC: None max-module-size: 8 GiB
   note: est.
 Device-1: Top type: DDR3 detail: synchronous unbuffered (unregistered)
    size: 8 GiB speed: 1333 MT/s volts: curr: 1.5 min: 1.35 max: 1.5
   width (bits): data: 64 total: 64 manufacturer: Samsung
    part-no: M471B1G73EB0-YK0 serial: 146F35D0
CPII:
  Info: dual core model: AMD GX-212JC SOC with Radeon R2E Graphics bits: 64
    type: MCP smt: <unsupported> arch: Puma rev: 1 cache: L1: 128 KiB
    L2: 1024 KiB
  Speed (MHz): avg: 1198 min/max: N/A volts: 0.9 V ext-clock: 100 MHz
    cores: 1: 1198 2: 1198 bogomips: 4790
 Flags: avx ht lm nx pae sse sse2 sse3 sse4_1 sse4_2 sse4a ssse3 svm
$ cat /proc/meminfo | grep MemTotal
MemTotal:
                7075628 kB
$ free
              total
                           used
                                        free
                                                  shared buff/cache
                                                                       available
                          277084
                                                              404652
            7075628
                                     6393892
                                                    5964
                                                                         6556848
Mem:
Swap:
             393212
                               0
                                      393212
$ uname -a
Linux antix21 4.9.0-279-antix.1-amd64-smp #1 SMP PREEMPT Sun Aug 8 15:04:18 EEST 2021 x86_64
GNU/Linux
$ getconf PAGESIZE
4096
$ sudo insmod memmax.ko mode=0
insmod: ERROR: could not insert module memmax.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n12
[29432.858105] order= 0, pages=
                                   1, size=
                                                4096 - kmalloc OK
                                                8192 - kmalloc OK
[29432.858111] order= 1, pages=
                                   2, size=
[29432.858117] order= 2, pages=
                                   4, size=
                                                16384 - kmalloc OK
[29432.858123] order= 3, pages=
                                   8, size=
                                                32768 - kmalloc OK
[29432.858128] order= 4, pages= 16, size=
                                               65536 - kmalloc OK
[29432.858132] order= 5, pages= 32, size= 131072 - kmalloc OK
[29432.858137] order= 6, pages= 64, size=
                                              262144 - kmalloc OK
                                              524288 - kmalloc OK
[29432.858144] order= 7, pages= 128, size=
[29432.858154] order= 8, pages=
                                 256, size= 1048576 - kmalloc OK
[29432.858167] order= 9, pages=
                                 512, size=
                                             2097152 - kmalloc OK
[29432.858200] order=10, pages= 1024, size= 4194304 - kmalloc OK
[29432.858213] order=11, pages= 2048, size= 8388608 - kmalloc failed
$ sudo insmod memmax.ko mode=1
insmod: ERROR: could not insert module memmax.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n12
                                   1, size=
[29659.592424] order= 0, pages=
                                                 4096 - __get_free_pages OK
[29659.592432] order= 1, pages=
                                   2, size=
                                                8192 - <u>__get_free_pages OK</u>
                                   4, size=
[29659.592438] order= 2, pages=
                                                16384 - __get_free_pages OK
[29659.592442] order= 3, pages=
                                   8, size=
                                                32768 - __get_free_pages OK
[29659.592445] order= 4, pages=
                                  16, size=
                                                65536 - <u>__get_free_pages OK</u>
[29659.592449] order= 5, pages=
                                   32, size=
                                              131072 - __get_free_pages OK
```

```
[29659.592454] order= 6, pages=
                                  64, size=
                                              262144 - __get_free_pages OK
[29659.592460] order= 7, pages=
                                 128, size=
                                             524288 - <u>__get_free_pages</u> OK
[29659.592468] order= 8, pages=
                                 256, size= 1048576 - __get_free_pages OK
[29659.592479] order= 9, pages=
                                 512, size= 2097152 - __get_free_pages OK
[29659.592503] order=10, pages= 1024, size= 4194304 - __get_free_pages 0K
[29659.592517] order=11, pages=
                                2048, size= 8388608 - __get_free_pages failed
$ sudo insmod memmax.ko mode=2
insmod: ERROR: could not insert module memmax.ko: Operation not permitted
$ dmesg | grep order | tail -n22
[29765.017161] order= 0, pages=
                                   1, size=
                                                4096 - vmalloc OK
[29765.017168] order= 1, pages=
                                  2, size=
                                               8192 - vmalloc OK
[29765.017202] order= 2, pages=
                                  4, size=
                                               16384 - vmalloc OK
[29765.017467] order= 3, pages=
                                  8, size= 32768 - vmalloc OK
[29765.017477] order= 4, pages= 16, size= 65536 - vmalloc OK
[29765.017494] order= 5, pages= 32, size= 131072 - vmalloc OK
[29765.017516] order= 6, pages= 64, size= 262144 - vmalloc OK
[29765.017556] order= 7, pages= 128, size=
                                            524288 - vmalloc OK
[29765.017627] order= 8, pages=
                                 256, size= 1048576 - vmalloc OK
[29765.017804] order= 9, pages=
                                512, size=
                                             2097152 - vmalloc OK
[29765.018629] order=10, pages= 1024, size= 4194304 - vmalloc OK
[29765.019289] order=11, pages= 2048, size= 8388608 - vmalloc OK
[29765.020615] order=12, pages= 4096, size= 16777216 - vmalloc OK
[29765.023870] order=13, pages= 8192, size= 33554432 - vmalloc OK
[29765.029267] order=14, pages= 16384, size= 67108864 - vmalloc OK
[29765.040385] order=15, pages= 32768, size=134217728 - vmalloc OK
[29765.063024] order=16, pages= 65536, size=268435456 - vmalloc OK
[29765.108266] order=17, pages=131072, size=536870912 - vmalloc OK
[29765.198108] order=18, pages=262144, size=1073741824 - vmalloc OK
[29765.377598] order=19, pages=524288, size=2147483648 - vmalloc OK
[29765.741111] order=20, pages=1048576, size=4294967296 - vmalloc OK
[29765.931037] order=21, pages=2097152, size=8589934592 - vmalloc failed
```

Картина для AMD архитектуры близкая к ARM, **когерентные** методы в состоянии выделить участок памяти порядка 1000 страниц, а vmalloc позволяет отобразить в единый блок (из кусков физической памяти) больше 50% доступной RAM — больше чем 4Gb.

И, наконец, для полноты картины, возьмём максимально крупную архитектуру — сервер промышленного уровня DELL PowerEdge R420 с объёмом RAM

```
$ sudo inxi -MCSxxx
System:
           Host: R420 Kernel: 5.4.0-124-generic x86_64 bits: 64 compiler: gcc v: 9.4.0
           Desktop: Cinnamon 5.2.7
           wm: muffin 5.2.1 dm: LightDM 1.30.0 Distro: Linux Mint 20.3 Una
           base: Ubuntu 20.04 focal
Machine:
           Type: Server System: Dell product: PowerEdge R420 v: N/A serial: 9DDFKY1
           Chassis: type: 23 serial: 9DDFKY1
           Mobo: Dell model: OCN7CM v: A06 serial: ..CN1374035400RO.
           BIOS: Dell v: 2.9.0 date: 01/09/2020
CPU:
           Topology: 2x 10-Core model: Intel Xeon E5-2470 v2 bits: 64
           type: MT MCP SMP arch: Ivy Bridge rev: 4
           L1 cache: 640 KiB L2 cache: 50.0 MiB L3 cache: 50.0 MiB
           flags: avx lm nx pae sse sse2 sse3 sse4_1 sse4_2 ssse3 vmx bogomips: 192027
           Speed: 1200 MHz min/max: 1200/3200 MHz Core speeds (MHz): 1: 1312 2: 1424 3: 1569
           4: 1552 5: 1338 6: 1931 7: 1732 8: 1653 9: 1398 10: 1568 11: 1372 12: 1433 13: 1562
           14: 1359 15: 1469 16: 1655 17: 1425 18: 1339 19: 1824 20: 1533 21: 1819 22: 1497
           23: 1429 24: 1526 25: 2070 26: 1375 27: 1638 28: 1591 29: 1695 30: 1569 31: 1593
           32: 2360 33: 1599 34: 1264 35: 1543 36: 1866 37: 1861 38: 1786 39: 1790 40: 1560
$ cat /proc/meminfo | grep MemTotal
MemTotal:
                98936056 kB
$ free
```

```
всего
                           занято
                                         свободно
                                                       общая буф./врем.
                                                                           доступно
Память:
           98936048
                        1804512
                                   95151500
                                                  67068
                                                            1980036
                                                                       96257540
Подкачка:
              2097148
                                      2097148
$ sudo insmod memmax.ko mode=0
insmod: ERROR: could not insert module memmax.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n12
[11121.592421] order= 0, pages=
                                    1, size=
                                                 4096 - kmalloc OK
[11121.592427] order= 1, pages=
                                                 8192 - kmalloc OK
                                    2, size=
[11121.592432] order= 2, pages=
                                    4, size=
                                                16384 - kmalloc OK
[11121.592442] order= 3, pages=
                                    8, size=
                                                32768 - kmalloc OK
[11121.592458] order= 4, pages=
                                  16, size=
                                                65536 - kmalloc OK
[11121.592489] order= 5, pages=
                                  32, size=
                                               131072 - kmalloc OK
[11121.592549] order= 6, pages=
                                               262144 - kmalloc OK
                                  64, size=
[11121.592640] order= 7, pages=
                                  128, size=
                                               524288 - kmalloc OK
[11121.592847] order= 8, pages=
                                  256, size= 1048576 - kmalloc OK
[11121.593511] order= 9, pages=
                                  512, size=
                                              2097152 - kmalloc OK
[11121.594340] order=10, pages=
                                 1024, size=
                                              4194304 - kmalloc OK
[11121.594346] order=11, pages=
                                 2048, size=
                                              8388608 - kmalloc failed
$ sudo insmod memmax.ko mode=1
insmod: ERROR: could not insert module memmax.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n12
[31651.671219] order= 0, pages=
                                    1, size=
                                                 4096 - __get_free_pages OK
[31651.671222] order= 1, pages=
                                    2, size=
                                                 8192 - __get_free_pages OK
[31651.671226] order= 2, pages=
                                    4, size=
                                                16384 - __get_free_pages OK
[31651.671233] order= 3, pages=
                                    8, size=
                                                32768 - __get_free_pages OK
[31651.671248] order= 4, pages=
                                   16, size=
                                                65536 - __get_free_pages OK
[31651.671278] order= 5, pages=
                                   32, size=
                                               131072 - __get_free_pages OK
[31651.671334] order= 6, pages=
                                  64, size=
                                               262144 - __get_free_pages OK
[31651.671448] order= 7, pages=
                                  128, size=
                                               524288 - <u>__get_free_pages OK</u>
[31651.671583] order= 8, pages=
                                  256, size=
                                              1048576 - __get_free_pages OK
[31651.671852] order= 9, pages=
                                  512, size=
                                              2097152 - __get_free_pages OK
[31651.672385] order=10, pages=
                                 1024, size=
                                              4194304 - __get_free_pages OK
                                 2048, size=
[31651.672389] order=11, pages=
                                              8388608 - __get_free_pages failed
$ sudo insmod memmax.ko mode=2
insmod: ERROR: could not insert module memmax.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n100 | grep vmalloc | grep order
[47225.572831] order= 0, pages=
                                    1, size=
                                                 4096 - vmalloc OK
                                    2, size=
[47225.572835] order= 1, pages=
                                                 8192 - vmalloc OK
[47225.572841] order= 2, pages=
                                    4, size=
                                                16384 - vmalloc OK
[47225.572850] order= 3, pages=
                                                32768 - vmalloc OK
                                    8, size=
[47225.572869] order= 4, pages=
                                   16, size=
                                                65536 - vmalloc OK
[47225.572894] order= 5, pages=
                                   32, size=
                                               131072 - vmalloc OK
[47225.572940] order= 6, pages=
                                  64, size=
                                               262144 - vmalloc OK
                                               524288 - vmalloc OK
[47225.573046] order= 7, pages=
                                  128, size=
[47225.573241] order= 8, pages=
                                  256, size= 1048576 - vmalloc OK
[47225.573699] order= 9, pages=
                                  512, size= 2097152 - vmalloc OK
[47225.574611] order=10, pages= 1024, size= 4194304 - vmalloc OK
[47225.576052] order=11, pages= 2048, size= 8388608 - vmalloc OK
[47225.579312] order=12, pages= 4096, size= 16777216 - vmalloc OK
[47225.584758] order=13, pages= 8192, size= 33554432 - vmalloc OK
[47225.601853] order=14, pages= 16384, size= 67108864 - vmalloc OK
[47225.644835] order=15, pages= 32768, size=134217728 - vmalloc OK
[47225.729240] order=16, pages= 65536, size=268435456 - vmalloc OK
[47225.940186] order=17, pages=131072, size=536870912 - vmalloc OK
[47226.323560] order=18, pages=262144, size=1073741824 - vmalloc OK
[47226.961322] order=19, pages=524288, size=2147483648 - vmalloc OK
[47228.104785] order=20, pages=1048576, size=4294967296 - vmalloc OK
[47230.397710] order=21, pages=2097152, size=8589934592 - vmalloc OK
[47235.035695] order=22, pages=4194304, size=17179869184 - vmalloc OK
```

```
[47244.582550] order=23, pages=8388608, size=34359738368 - vmalloc OK
[47268.927730] order=24, pages=16777216, size=68719476736 - vmalloc OK
[47270.248160] order=25, pages=33554432, size=137438953472 - vmalloc failed
```

При объёме памяти на порядок больше (96 Gb), **когерентные** методы всё так же выделяют максимальный участок памяти порядка 1000 страниц, но **vmalloc** позволяет **отобразить** в **единый** блок логической памяти из участков физической памяти больше 65 Gb.

Следующая параметр, который вам явно потребует оценивания при тщательной проработке нового модуля ядра — это порядок временных затрат на выделение блока при использовании того или иного механизма. Насколько велики будут временные потери? Код такого модуля-теста показан ниже:

memtim.c :

```
#include <linux/module.h>
#include <linux/slab.h>
#include <linux/vmalloc.h>
#include <linux/sched.h>
static long size = 1000;
module_param(size, long, 0);
#define CYCLES 1024
                                           // число циклов накопления
static int __init init(void) {
   int i;
  unsigned long order = 1, psize;
  unsigned long long calibr = 0;
   const char *mfun[] = { "kmalloc", "__get_free_pages", "vmalloc" };
   for(psize = PAGE_SIZE; psize < size; order++, psize *= 2);</pre>
   printk(KERN_INFO "size = %ld order = %ld(%ld)\n", size, order, psize);
   for(i = 0; i < CYCLES; i++) {</pre>
                                         // калибровка времени выполнения rdtscll()
      unsigned long long t1, t2;
                                         // обеспечивает лучшую повторяемость
      schedule();
      t1 = rdtsc();
      t2 = rdtsc();
      calibr += (t2 - t1);
  }
  calibr = calibr / CYCLES;
   for(i = 0; i < sizeof(mfun) / sizeof(mfun[0]); i++) {</pre>
      char *kbuf;
      char msg[200];
      int j;
      unsigned long long suma = 0;
      sprintf(msg, "proc. cycles for allocate %s : ", mfun[ i ]);
      for(j = 0; j < CYCLES; j++) {
                                       // циклы накопления измерений
         unsigned long long t1, t2;
         schedule();
                                         // обеспечивает лучшую повторяемость
         t1 = rdtsc();
         switch(i) {
            case 0:
               kbuf = (char *)kmalloc((size_t)size, GFP_KERNEL);
               break;
               kbuf = (char *)__get_free_pages(GFP_KERNEL, order);
               break;
            case 2:
               kbuf = (char *)vmalloc(size);
               break;
         if(!kbuf) break;
```

```
t2 = rdtsc();
         suma += (t2 - t1 - calibr);
         switch(i) {
            case 0:
               kfree(kbuf);
               break;
               free_pages((unsigned long)kbuf, order);
               break;
            case 2:
               vfree(kbuf);
               break;
         }
      }
         sprintf((msg + strlen(msg)), "%lld", (suma / CYCLES));
      else
         strcat(msg, "failed");
      printk(KERN_INFO "%s\n", msg);
  }
   return -1;
}
module_init(init);
MODULE_AUTHOR("Oleg Tsiliuric");
MODULE_DESCRIPTION("memory allocation speed test");
MODULE_LICENSE("GPL v2");
```

Результаты этого теста я приведу только для одной системы, из-за их объёмности и громоздкости. Демонстрировать это для процессоров ARM не могу — в ARM не существует аппаратный счётчик процессорных тактов (или я его не знаю), команда процессора с ассемблерной мнемоникой RDTSC и, соответственно, вызов rdtsc() в API ядра. (Вот так в самых неожиданных местах «вылазит» разнообразие поддерживаемых Linux аппаратных платформ — это всегда нужно иметь в виду.)

Вы их можете повторить для своего компьютера и своей версии ядра:

```
$ sudo inxi -M
Machine:
 Type: Desktop System: Hewlett-Packard product: HP t520 Flexible Series TC
    v: N/A serial: MXL4470SVF
 Mobo: Hewlett-Packard model: 21EF v: 00~ serial: MXL4470SVF UEFI: AMI
    v: L41 v01.09 date: 10/19/2016
$ sudo insmod memtim.ko size=5
insmod: ERROR: could not insert module memtim.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n4
[34296.253657] size = 5 order = 1(4096)
[34296.254609] proc. cycles for allocate kmalloc : 67
[34296.255699] proc. cycles for allocate __get_free_pages : 391
[34296.258486] proc. cycles for allocate vmalloc : 1703
$ sudo insmod memtim.ko size=1000
insmod: ERROR: could not insert module memtim.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n4
[34325.154064] size = 1000 order = 1(4096)
[34325.155003] proc. cycles for allocate kmalloc : 70
[34325.156074] proc. cycles for allocate __get_free_pages : 389
[34325.158651] proc. cycles for allocate vmalloc : 1467
$ sudo insmod memtim.ko size=4096
insmod: ERROR: could not insert module memtim.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n4
```

```
[34350.536784] size = 4096 order = 1(4096)
[34350.537734] proc. cycles for allocate kmalloc : 69
[34350.538839] proc. cycles for allocate __get_free_pages : 383
[34350.541707] proc. cycles for allocate vmalloc : 1743
$ sudo insmod memtim.ko size=32768
insmod: ERROR: could not insert module memtim.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n4
[34442.371340] size = 32768 order = 4(32768)
[34442.373066] proc. cycles for allocate kmalloc : 540
[34442.374383] proc. cycles for allocate __get_free_pages : 478
[34442.379637] proc. cycles for allocate vmalloc : 3263
$ sudo insmod memtim.ko size=65535
insmod: ERROR: could not insert module memtim.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n4
[34460.816123] size = 65535 order = 5(65536)
[34460.818068] proc. cycles for allocate kmalloc : 672
[34460.819638] proc. cycles for allocate __get_free_pages : 608
[34460.826817] proc. cycles for allocate vmalloc : 4816
$ sudo insmod memtim.ko size=262144
insmod: ERROR: could not insert module memtim.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n4
[34486.646728] size = 262144 order = 7(262144)
[34486.649490] proc. cycles for allocate kmalloc : 1158
[34486.652320] proc. cycles for allocate __get_free_pages : 1278
[34486.672277] proc. cycles for allocate vmalloc : 14984
$ sudo insmod memtim.ko size=4096000
insmod: ERROR: could not insert module memtim.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n4
[34518.148307] size = 4096000 order = 11(4194304)
[34518.175789] proc. cycles for allocate kmalloc : 19623
[34518.175794] proc. cycles for allocate __get_free_pages : failed
[34518.567515] proc. cycles for allocate vmalloc : 265116
$ sudo insmod memtim.ko size=40960000
insmod: ERROR: could not insert module memtim.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n4
[34533.542741] size = 40960000 order = 15(67108864)
[34533.543166] proc. cycles for allocate kmalloc : failed
[34533.543169] proc. cycles for allocate __get_free_pages : failed
[34537.717573] proc. cycles for allocate vmalloc : 2751904
```

Можно, укрупнённо, заключить следующее:

- При размерах распределяемых блоков меньше размера страницы (4096) время распределения, практически, **не зависит** от запрашиваемого размера блок выделяется страницами;
- При распределении малых блоков (1-2 страницы) разница kmalloc() и vmalloc() разительная, и составляет 20-30 раз;
- При увеличении размеров запрашиваемого блока различия смягчается, но на больших объёмах тоже составляет до порядка;
- В этих различиях нет ничего страшного, учитывая ту гибкость и диапазон, которые обеспечивает как раз vmalloc(), если только речь не идёт о быстром и частом получении-удалении малых блоков в динамике (как, например, сокетые буфера).

Приложение В: 4 способа записи в защищённую страницу

В этом приложении приводится в неизменном виде моя статья 2015 года, представленная впервые, кажется, на Хабрахабр. Статья представлена в своём первозданном виде (с некоторыми стилистическими правками), поскольку позже я не занимался этим вопросом, но может представлять серьёзный интерес для разработчиков модулей ядра, потому как содержит обобщение предварительно опубликованных материалов на эту тему (все упоминаемые коды находятся сейчас в подкаталоге 4write). Итак (дальше следует текст статьи)...

Целью выяснения является выполнение записи по **аппаратно** защищённому от записи адресу памяти в архитектуре i86/X86_64. И то, как это делается в операционной системе Linux. И, естественно, в режиме ядра Linux, потому как в пользовательском пространстве, такие трюки запрещены. Бывает, знаете ли, непреодолимое желание записать в защищённую область ... когда программируешь вирус или троян...

Описание проблемы

А если серьёзно, то проблема записи в защищённые от записи страницы оперативной памяти возникает время от времени при программировании модулей ядра под Linux. Например, при модификации селекторной таблицы системных вызовов sys_call_table для модификации, встраивания, имплементации, подмены, перехвата системного вызова — в разных публикациях это действие называют по разному. Но не только для этих целей...

Очень коротко ситуация выглядит так:

- В архитектуре x86 существует защитный механизм, который при попытке записи в защищённые от записи страницы памяти приводит к возбуждению исключения.
- Права доступа к странице (разрешение или запрет записи) описываются битом _PAGE_BIT_RW (1-й) в соответствующей этой странице структуре типа pte_t. Сброс этого бита запрещает запись в страницу.
- Со стороны процессора контролем защитой записи управляет бит X86_CR0_WP (16-й) системного управляющего регистра CR0 при установленном этом бите попытка записи в защищённую от записи страницу возбуждает исключение этого процессора.

О актуальности задачи записи в аппаратно защищённую область памяти говорит и заметное число публикаций на эту тему, и число предлагаемых способов решения задачи. Последовательному рассмотрению способов и посвящена оставшаяся часть обзора... По каждому из способов будет приведено:

- Образец кода, испытанный и пригодный для использования;
- Известные мне ссылки на авторство подобного кода (хотя это очень относительно, потому как по решающим эту задачу способам существует достаточно много независимых источников);

Отключение страничной защиты, ассемблер

Простейшим решением данной проблемы является временное отключение страничной защиты сбросом бита X86_CR0_WP регистра CR0. Этот способ я использую добрый десяток лет, и он упоминается в нескольких публикациях разных лет, например, <u>WP: Safe or Not?</u> (Dan Rosenberg, 2011г., http://vulnfactory.org/blog/2011/08/12/wp-safe-or-not/). Один из путей такой реализации — это инлайновые ассемблерные вставки (макросы, расширение компилятора GCC). В моём варианте и в демонстрационном тесте этот вариант выглядит так (файл rw_cr0.c):

```
static inline void rw_enable( void ) {
```

(Сохранение и восстановление регистра еах можно исключить, здесь это сохранено ... для чистоты эксперимента.)

Первое, что всегда возражают на такой метод по первому взгляду — это то, что, поскольку это основано на управлении конкретным процессором, в SMP системах между установкой регистра CR0 и записью в защищаемую область выполнение модуля может быть перепланировано на другой процессор, для которого страничная защита не отключена. Вероятность такого стечения обстоятельств не больше, чем если бы вас в центре Москвы укусила змея, убежавшая из зоопарка. Но вероятность такого существует и она конечна, хоть и исчезающе мала. Для того, чтобы воспрепятствовать возникновению этой ситуации, из ассемблерного кода мы запрещаем локальные прерывания процессора операцией cli перед записью, и освобождаем прерывания только после завершения записи операцией sti (точно так же делает и Dan Rosenberg в упоминавшейся публикации).

Что намного неприятнее в показанном коде, это то, что он написан для 32-бит архитектуры (i386), а в 64-бит архитектуре не будет не только выполняться, но даже компилироваться. Разрешить это можно тем, что иметь различные коды, зависящие от архитектуры:

```
#ifdef i386
   // ... то, что было показано выше
#else
static inline void rw_enable( void ) {
   asm( "cli \n"
        "pushq %rax \n"
        "movq %cr0, %rax \n"
        "andq $0xfffffffffffffffff, %rax \n"
        "movq %rax, %cr0 \n"
        "popq %rax " );
}
static inline void rw_disable( void ) {
   asm( "pushq %rax \n"
        "movq %cr0, %rax \n"
        "xorq $0x000000000001000, %rax \n"
        "movq %rax, %cr0 \n"
        "popq %rax \n"
        "sti " );
}
#endif
```

Отключение страничной защиты, АРІ ядра

Можно сделать то же самое, что и ранее, но опираясь не ассемблерный код, а на API ядра (файл rw_pax.c). Вот фрагмент такого кода почти в том же неизменном виде, как его приводит Dan Rosenberg:

```
#include <linux/preempt.h>
#include <asm/paravirt.h>
#include <asm-generic/bug.h>
#include <linux/version.h>
static inline unsigned long native_pax_open_kernel(void) {
    unsigned long cr0;
    preempt_disable();
    barrier();
    cr0 = read\_cr0() ^ X86\_CR0\_WP;
    BUG_ON(unlikely(cr0 & X86_CR0_WP));
    write_cr0(cr0);
    return cr0 ^ X86_CR0_WP;
}
static inline unsigned long native_pax_close_kernel(void) {
    unsigned long cr0;
    cr0 = read\_cr0() ^ X86\_CR0\_WP;
    BUG_ON( unlikely(!(cr0 & X86_CR0_WP)));
   write_cr0(cr0);
    barrier();
#if LINUX_VERSION_CODE < KERNEL_VERSION(3,14,0)
    preempt_enable_no_resched();
#else
    preempt_count_dec();
#endif
    return cr0 ^ X86_CR0_WP;
}
```

Примечание «почти» относится к тому, что вызов preempt_enable_no_resched() был доступен до ядра 3.13 (в 2011г. когда писалась статья). Начиная с ядра 3.14 и далее этот вызов закрыт вот таким условным препроцессорным определением:

```
#ifdef MODULE
/*
  * Modules have no business playing preemption tricks.
  */
#undef sched_preempt_enable_no_resched
#undef preempt_enable_no_resched
```

Ho макросы preempt_enable_no_resched() и preempt_count_dec() определены в более поздних ядрах практически идентично.

Куда неприятнее то обстоятельство, что показанный код благополучно выполняется и в поздних версиях (старше 3.14) ядра, но вскоре после его выполнения, из других приложений появляются предупреждающие (warning) сообщения ядра, вида:

```
[ 337.230937] ------[ cut here ]------
[ 337.230949] WARNING: CPU: 1 PID: 3410 at /build/buildd/linux-lts-utopic-3.16.0/init/main.c:802
do_one_initcall+0x1cb/0x1f0()
[ 337.230955] initcall rw_init+0x0/0x1000 [srw] returned with preemption imbalance
```

(Я не вникал детально в происходящее, но это как-то связано с нарушением балансировки работ между процессорами SMP, или оценкой такой балансировки.)

Возникающие в ядре даже предупреждения — это уже достаточно серьёзно, от них хотелось бы избавиться. Этого можно достигнуть повторив трюк с локальными прерываниями из ранее рассмотренного

```
ассемблерного кода (файл rw_pai.c):
  static inline unsigned long native_pai_open_kernel(void) {
     unsigned long cr0;
     local_irq_disable();
     barrier();
     cr0 = read_cr0() ^ X86_CR0_WP;
     BUG_ON( unlikely(cr0 & X86_CR0_WP));
     write_cr0(cr0);
     return cr0 ^ X86 CR0 WP;
  }
  static inline unsigned long native_pai_close_kernel( void ) {
     unsigned long cr0;
     cr0 = read_cr0() ^ X86_CR0_WP;
     BUG_ON( unlikely( !( cr0 & X86_CR0_WP ) ) );
     write_cr0( cr0 );
     barrier();
     local_irq_enable();
     return cr0 ^ X86_CR0_WP;
  }
```

Этот код успешно и компилируется и работает в архитектурах и 32 и 64 бит и в этом его достоинство перед предыдущим.

Снятие защиты со страницы памяти

Следующий предложенный способ — установка бита _PAGE_BIT_RW в РТЕ-записи, описывающей интересующую нас страницу памяти (файл rw_pte.c):

```
#include <asm/pgtable_types.h>
#include <asm/tlbflush.h>

static inline void mem_setrw(void **table) {
   unsigned int l;
   pte_t *pte = lookup_address((long unsigned int)table, &l);
   pte->pte |= _PAGE_RW;
   __flush_tlb_one((unsigned long)table);
}

static inline void mem_setro(void **table) {
   unsigned int l;
   pte_t *pte = lookup_address((long unsigned int)table, &l);
   pte->pte &= ~_PAGE_RW;
   __flush_tlb_one((unsigned long)table);
}
```

По логике выполнения код абсолютно понятен. Сам код в виде **почти** том, как он здесь показан, я впервые встречал в обсуждении на Хабрахабр («Кошерный способ модификации защищённых от записи областей ядра Linux», Ilya V. Matveychikov, 2013г., https://habr.com/ru/post/207122/), а позже, гораздо обстоятельнее, в обсуждении на форуме («Модификация системных вызовов», 2015г., https://linux-ru.ru/viewtopic.php?f=18&t=4346&start=10).

Этот код проверен и в 32 и в 64 бит архитектуре.

Наложение отображения участка памяти

Ещё один способ (последний из рассматриваемых на сегодня) предложен в той же статье «Кошерный

способ модификации защищённых от записи областей ядра Linux». Я не могу сказать ничего ни хорошего ни плохого о кулинарной пристрастиях автора его национальной кухне, но в отношении предложенного технического приёма должен отметить, что он оригинален и красив (файл rw_map.c):

```
static void *map_writable( void *addr, size_t len ) {
   void *vaddr;
   int nr_pages = DIV_ROUND_UP( offset_in_page( addr ) + len, PAGE_SIZE );
   struct page **pages = kmalloc( nr_pages * sizeof(*pages), GFP_KERNEL );
  void *page_addr = (void*)( (unsigned long)addr & PAGE_MASK );
   int i;
   if( pages == NULL )
      return NULL;
   for( i = 0; i < nr_pages; i++ ) {</pre>
      if( __module_address( (unsigned long)page_addr ) == NULL ) {
         pages[ i ] = virt_to_page( page_addr );
         WARN_ON( !PageReserved( pages[ i ] ) );
      } else {
         pages[i] = vmalloc_to_page(page_addr);
      }
      if( pages[ i ] == NULL ) {
         kfree( pages );
         return NULL;
      }
      page_addr += PAGE_SIZE;
  }
   vaddr = vmap( pages, nr_pages, VM_MAP, PAGE_KERNEL );
   kfree( pages );
   if( vaddr == NULL )
      return NULL;
   return vaddr + offset_in_page( addr );
}
static void unmap_writable( void *addr ) {
  void *page_addr = (void*)( (unsigned long)addr & PAGE_MASK );
   vfree( page_addr );
}
```

Этот способ работает и в 32 и в 64 бит архитектуре. В некоторый минус его можно отнести некоторую громоздкость для решения достаточно простой задачи («из пушки по воробьям»), при том, что, на первый взгляд, в нём не видно существенных преимуществ перед предыдущими способами. Но эта техника (и практически в неизменном виде этот код) может быть с успехом использована для более широкого круга задач, чем обсуждаемая.

Тест выполнения

А теперь, чтобы не быть голословным, пришло время проверить всё выше сказанное натурным экспериментом. Для проверки создадим модуль ядра (файл Srw.c):

```
#include "rw_cr0.c"
#include "rw_pte.c"
#include "rw_pax.c"
#include "rw_map.c"
#include "rw_map.c"
#define PREFIX "! "
#define LOG(...) printk( KERN_INFO PREFIX __VA_ARGS__ )
#define ERR(...) printk( KERN_ERR PREFIX __VA_ARGS__ )
#define __NR_rw_test 31 // неиспользуемая позиция sys_call_table
```

```
static int mode = 0;
module_param( mode, uint, 0 );
#define do_write( addr, val ) {
   LOG( "writing address %p\n", addr ); \
   *addr = val;
}
static bool write( void** addr, void* val ) {
   switch( mode ) {
      case 0:
         rw_enable();
         do_write( addr, val );
         rw_disable();
         return true;
      case 1:
         native_pax_open_kernel();
         do_write( addr, val );
         native_pax_close_kernel();
         return true;
      case 2:
         mem_setrw( addr );
         do_write( addr, val );
         mem_setro( addr );
         return true;
      case 3:
         addr = map_writable( (void*)addr, sizeof( val ) );
         if( NULL == addr ) {
            ERR( "wrong mapping\n" );
            return false;
         }
         do_write( addr, val );
         unmap_writable( addr );
         return true;
      case 4:
         native_pai_open_kernel();
         do_write( addr, val );
         native_pai_close_kernel();
         return true;
      default:
         ERR( "illegal mode %d\n", mode );
         return false;
   }
}
static int __init rw_init( void ) {
   void **taddr;
                                                   // адрес sys_call_table
   asmlinkage long (*sys_ni_syscall) ( void );
                                                   // оригинальный вызов __NR_rw_test
   if( NULL == ( taddr = (void**)kallsyms_lookup_name( "sys_call_table" ) ) ) {
      ERR( "sys_call_table not found\n" ); return -EFAULT;
   LOG( "sys_call_table address = %p\n", taddr );
   sys_ni_syscall = (void*)taddr[ __NR_rw_test ]; // сохранить оригинал
   if( !write( taddr + __NR_rw_test, (void*)0x12345 ) ) return -EINVAL;
   LOG( "modified sys_call_table[%d] = %p\n", __NR_rw_test, taddr[ __NR_rw_test ] );
   if( !write( taddr + __NR_rw_test, (void*)sys_ni_syscall ) ) return -EINVAL;
   LOG( "restored sys_call_table[%d] = \%p\n", __NR_rw_test, taddr[ __NR_rw_test ] );
   return - EPERM;
```

```
module_init( rw_init );
```

Некоторая тяжеловесность, громоздкость кода обусловлена только тем, что:

- В едином коде нужно было согласовать различные прототипы функций разрешающих запись, принадлежащих разным способам (по действию они одинаковы, но вызываются по-разному).
- Реализация для разных способов сохранялась максимально приближенной тому, как она записана у разных авторов (изменения вносились только для соответствия синтаксиса более свежим версиям ядрам). Этим и объясняется разнообразие прототипов функций.

И вот как это выглядит только в одной из тестируемых архитектур (реально тестировалось не менее 5-ти различных архитектур и версий ядра):

```
$ uname -r
3.16.0-48-generic
$ uname -m
x86 64
$ sudo insmod srw.ko mode=0
insmod: ERROR: could not insert module srw.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n6
[ 7258.575977] ! detected 64-bit platform
[ 7258.584504] ! sys_call_table address = ffffffff81801460
[ 7258.584579] ! writing address ffffffff81801558
[ 7258.584653] ! modified sys_call_table[31] = 0000000000012345
[ 7258.584654] ! writing address ffffffff81801558
[ 7258.584666] ! restored sys_call_table[31] = ffffffff812db550
$ sudo insmod srw.ko mode=2
insmod: ERROR: could not insert module srw.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n6
[ 7282.625539] ! detected 64-bit platform
[ 7282.633020] ! sys_call_table address = ffffffff81801460
[ 7282.633129] ! writing address ffffffff81801558
[ 7282.633178] ! modified sys_call_table[31] = 0000000000012345
[ 7282.633228] ! writing address ffffffff81801558
[ 7282.633291] ! restored sys_call_table[31] = fffffff812db550
$ sudo insmod srw.ko mode=3
insmod: ERROR: could not insert module srw.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n6
[ 7297.040272] ! detected 64-bit platform
[ 7297.059764] ! sys_call_table address = ffffffff81801460
[ 7297.065930] ! writing address ffffc900001e6558
[ 7297.066000] ! modified sys_call_table[31] = 0000000000012345
[ 7297.066035] ! writing address ffffc9000033d558
[ 7297.066073] ! restored sys_call_table[31] = ffffffff812db550
$ sudo insmod srw.ko mode=4
insmod: ERROR: could not insert module srw.ko: Operation not permitted
$ dmesg | tail -n6
[ 7309.831119] ! detected 64-bit platform
[ 7309.836299] ! sys_call_table address = ffffffff81801460
[ 7309.836311] ! writing address fffffff81801558
[ 7309.836359] ! modified sys_call_table[31] = 0000000000012345
[ 7309.836368] ! writing address ffffffff81801558
[ 7309.836424] ! restored sys_call_table[31] = ffffffff812db550
```

Обсуждение

Данный обзор составлен не в качестве учебника или руководства к действию. Здесь только

систематически собраны разные приёмы с эквивалентными, по существу, действиями, используемые разными авторами.

Интересно было бы продолжить обсуждение относительно преимуществ и недостатков каждого из перечисленных способов.

Позднее дополнение

На этом заканчивался текст статьи... А теперь, через 7 лет после написания, я проверил выполнение кода тестов, без внесения каких-либо изменений в код:

```
Linux R420 5.4.0-124-generic #140-Ubuntu SMP Thu Aug 4 02:23:37 UTC 2022 x86_64 x86_64 x86_64
GNU/Linux
$ sudo insmod srw.ko mode=0
insmod: ERROR: could not insert module srw.ko: Operation not permitted
olej@R420:~/2022/own.BOOKs/BHV.kernel/examples/4write$ dmesg | tail -n6
[ 8268.065963] ! sys_call_table address = ffffffffa56013c0
[ 8268.065964] ! original sys_call_table address = ffffffffa4603390
[ 8268.065965] ! writing address ffffffffa5601a70
[ 8268.065966] ! modified sys_call_table[214] = 0000000000012345
[ 8268.065967] ! writing address ffffffffa5601a70
[ 8268.065968] ! restored sys_call_table[214] = ffffffffffa4603390
$ sudo insmod srw.ko mode=2
insmod: ERROR: could not insert module srw.ko: Operation not permitted
olej@R420:~/2022/own.BOOKs/BHV.kernel/examples/4write$ dmesg | tail -n6
[ 8321.258243] ! sys_call_table address = ffffffffa56013c0
[ 8321.258244] ! original sys_call_table address = ffffffffa4603390
[ 8321.258245] ! writing address ffffffffa5601a70
[ 8321.258247] ! modified sys_call_table[214] = 0000000000012345
[ 8321.258248] ! writing address ffffffffa5601a70
[ 8321.258248] ! restored sys_call_table[214] = fffffffffa4603390
$ sudo insmod srw.ko mode=3
insmod: ERROR: could not insert module srw.ko: Operation not permitted
olej@R420:~/2022/own.BOOKs/BHV.kernel/examples/4write$ dmesg | tail -n6
[ 8378.531808] ! sys_call_table address = ffffffffa56013c0
[ 8378.531809] ! original sys_call_table address = ffffffffa4603390
[ 8378.531815] ! writing address ffffbf788648fa70
[ 8378.531817] ! modified sys_call_table[214] = 0000000000012345
[ 8378.531819] ! writing address ffffbf7886586a70
[ 8378.531820] ! restored sys_call_table[214] = ffffffffffa4603390
$ sudo insmod srw.ko mode=4
Убито
```

Напомню, чтобы не лезть глубоко разбираться в непростой код, что проверки в этих тестах заключаются в полной **подмене** системного вызова Linux на свой собственный адрес (0x12345) обработчика, он хоть и бессмысленный (сознательно) в примере, но может быть и адресом вашей собственной функции обработки нового системного вызова. (В дерево примеров, в тот же каталог 4write, включены подкаталоги: find, add_sys, new_sys, netm — связанные с модификацией и созданием новых собственных системных вызовов, они же включают тексты статей того же периода, детально описывающие эти коды. Здесь они не будут комментироваться.)

Из 4-х обсуждаемых способов 3 на сегодня (ядро 5.4) работают безупречно. С 4-м, думаю, вы, при желании, разберётесь самостоятельно. Можете использовать какой вам больше придётся по вкусу... Но не обольщайтесь: то, что это работает в каком-то одном **дистрибутиве** (не версии ядра!) вовсе не означает, что он заработает при переносе в другой дистрибутив — всё зависит от конфигурационных параметров с которыми собиралось ядро этого дистрибутива! Вот этих:

```
$ cat /boot/config-`uname -r` | grep KALLSYMS
```

CONFIG_KALLSYMS=y
CONFIG_KALLSYMS_ALL=y
CONFIG_KALLSYMS_ABSOLUTE_PERCPU=y
CONFIG_KALLSYMS_BASE_RELATIVE=y

Но не только этих... И для того, чтобы добиться подобных эффектов, вам нужно проявить творческий поиск и произвести множество экспериментов.

Источники информации

[1] Peter Jay Salzman, Michael Burian, Ori Pomerantz, Bob Mottram, Jim Huang

The Linux Kernel Module Programming Guide

April 28, 2022

https://sysprog21.github.io/lkmpg/

Peter Jay Salzman, Michael Burian, Ori Pomerantz Copyright 2001, Peter Jay Salzman.

The Linux Kernel Module Programming Guide

(Руководство по программированию модулей ядра Linux)

2004-05-16 ver 2.6.0

Перевод: Андрей Киселёв

https://textarchive.ru/c-2878586.html

[2] Jonathan Corbet, Alessandro Rubini, and Greg Kroah-Hartman: «Linux Device Drivers», (3rd Edition), 2005, 2001, 1998, O'Reilly Media, Inc., ISBN: 0-596-00590-3.

Перевод: «Драйверы Устройств Linux, Третья Редакция»...

- для онлайн чтения: http://dmilvdv.narod.ru/Translate/LDD3/index.html?linux_device_drivers.html
- для скачивания в PDF формате: http://dmilvdv.narod.ru/Translate/LDD3/Linux Device Drivers 3 ru.pdf

[3] Robert Love: «Linux Kernel Development», (3rd Edition), 2010.

Русское 2-е издание: Р. Лав: «Разработка ядра Linux», М.: «Изд. Дом Вильямс», 2006, стр. 448.

[4]. Wolfgang Mauerer: «Professional Linux Kernel Architecture (Wrox Programmer to Programmer)», Wiley Publishing Inc., 2008, p.1335.

[5] Sreekrishnan Venkateswaran, «Essential Linux Device Drivers», Prentice Hall, 2008, p.714.

Сайт книги: http://elinuxdd.com

Архив кодов примеров: http://elinuxdd.com/~elinuxdd.docs/listings/

[6] Jerry Cooperstein, «Writing Linux Device Drivers», 2009, ISBN-13: 978-1448672387 ISBN-10: 1448672384

том 1: «A guide with exercises», стр. 372

том 2: «Lab Solutions», стр. 259

https://www.amazon.com/gp/product/1448672384/

[7]. Клаудия Зальзберг Родригес, Гордон Фишер, Стивен Смолски: «Linux. Азбука ядра», Пер. с англ., М.: «Кудиц-образ», 2007, стр. 577.

[8]. А. Гриффитс, «GCC. Полное руководство. Platinum Edition», Пер. с англ., М.: «ДиаСофт», 2004, ISBN 966-7992-33-0, стр. 624.

[9]. Олег Цилюрик, Егор Горошко: «QNX/UNIX: анатомия параллелизма», СПб.: «Символ-Плюс», 2005, ISBN 5-93286-088-X, стр. 288. Книга по многим URL в Интернет представлена для скачивания, например, здесь: http://www.flibusta.net/a/36261

[10]. Бовет Д., Чезати М.: «Ядро Linux, 3-е издание», Пер. с англ., СПб.: «БХВ-Петербург», 2007, ISBN 978-5-94157-957-0, стр. 1104. Книга может быть скачана:

https://www.twirpx.com/file/82021/

[11]. Крищенко В. А., Рязанова Н. Ю.: «Основы программирования в ядре операционной системы GNU/Linux», сдано в издательство МГТУ в 2008 году.

[12]. Greg Kroab-Hartman: «Linux Kernel in a Nutshell», O'Reilly Vtdia, Inc., 2007, ISBN-10: 0-596-10079-5, crp. 184.

https://www.linuxtopia.org/online_books/linux_kernel/kernel_configuration/index.html

[13]. «The Linux Kernel API»:

https://www.kernel.org/doc/htmldocs/kernel-api/

[14]. Роб Кёртен: «Введение в QNX Neutrino. Руководство для разработчиков приложений реального времени», Пер. с англ., СПб.: ВНV-СПб. 2011, ISBN 978-5-9775-0681-6, 368 стр.

[15]. Клаус Вейрле, Фронк Пэльке, Хартмут Риттер, Даниэль Мюллер, Марк Бехлер: «Linux: сетевая архитектура. Структура и реализация сетевых протоколов в ядре», Пер. с англ., М.: «КУДИЦ-ОБРАЗ», 2006, ISBN 5-9579-0094-X, стр. 656.

[16]. David Mosberger, Stephane Eranian: «IA-64 Linux Kernel», Hewlet-Packard Company, Prentice Hall PTR, 2002, ctp. 522

[17]. Rajaram Regupathy: «Bootstrap Yourself with Linux-USB Stack: Design, Develop, Debug, and Validate Embedded USB», Course Technology, a part of Cengage Lernining, 2012, ISBN-10: 1-4354-5786-2, crp. 302.

[18]. У. Р. Стивенс, «UNIX: взаимодействие процессов», СПб.: «Питер», 2003, ISBN 5-318-00534-9, стр. 576.

[19]. У. Ричард Стивенс, Стивен А. Раго: «UNIX. Профессиональное программирование», второе издание, СПб.: «Символ-Плюс», 2007, ISBN 5-93286-089-8, стр. 1040. Полный архив примеров кодов к этой книге может быть взят здесь: http://www.kohala.com/start/apue.linux.tar.Z

[20]. W. Richard Stevens' Home Page (ресурс полного собрания книг и публикаций У. Р. Стивенса): http://www.kohala.com/start/

[21]. Tigran Aivazian (tigran@veritas.com): «Внутреннее устройство Ядра Linux 2.4», 21 October 2001 Перевод: Андрей Киселев.

https://www.opennet.ru/docs/RUS/lki/

[22]. «GNU Make. Программа управления компиляцией. GNU make Версия 3.79. Апрель 2000», авторы: Richard M. Stallman и Roland McGrath,

Перевод: Владимир Игнатов, 2000.

http://linux.yaroslavl.ru/docs/prog/gnu_make_3-79_russian_manual.html

[23] «Отладчик GNU уровня исходного кода. Восьмая Редакция, для GDB версии 5.0. Март 2000», авторы: Ричард Столмен, Роланд Пеш, Стан Шебс и др.».

http://linux.yaroslavl.ru/docs/altlinux/doc-gnu/gdb/gdb.html

[24]. Cristian Benvenuti: «Understanding Linux Network Internals», O'Reilly Media, Inc., 2006, ISBN: 978-0-596-00255-8, crp.1035.

[25]. А. Соловьев: «Разработка модулей ядра ОС Linux (Kernel newbie's manual)»:

http://rus-linux.net/MyLDP/BOOKS/knm.pdf

[26]. Зубков С.В.: «Assembler для DOS, Windows, UNIX», М.: «ДМК Пресс», 2000, ISBN 5-94074-003-0, стр.608.

[27]. Дмитрий Грибенко: Ассемблер в Linux для программистов C, 1.02.2009 http://wasm.ru/article.php?article=asm linux for c

[28]. Building a custom kernel, Fedora WIKI

http://fedoraproject.org/wiki/Docs/CustomKernel

[29]. М. Тим Джонс, «Анатомия распределителя памяти slab в Linux» :

[30]. Clark L. Coleman, Using Inline Assembly With gcc. January 11, 2000

https://www.cs.virginia.edu/~clc5q/gcc-inline-asm.pdf

[31]. Павел Курочкин: Разработка драйверов для USB-устройств под Linux, 19 Nov 2006:

http://www.opennet.ru/base/dev/write linux driver.txt.html

[32]. «Реализация низкоуровневой поддержки шины PCI в ядре Linux», 5 Aug 2004:

http://www.opennet.ru/base/dev/pci linux kernel.txt.html

[33]. Олег Цилюрик: «Модули ядра Linux» - серия из 77 статей, опубликованных на сайте IBM Developer Works: 1-я статья цикла - https://www.ibm.com/developerworks/ru/library/l-linux kernel 01/, последняя статья цикла - https://www.ibm.com/developerworks/ru/library/l-linux kernel 77/

[34]. Lennart Poettering: «systemd для администраторов»

Перевод Сергей Пташник — периодически обновляемое руководство по systemd, последняя редакция 28 октября 2017г., 129 стр.

http://www2.kangran.su/~nnz/pub/s4a/s4a latest.pdf

[35]. Rami Rosen: «Linux Kernel Networking: Implementation and Theory», ISBN-10:143026196X, ISBN-13:9781430261964, 648 pages, December 22, 2013

Ссылка для скачивания: http://www.foxebook.net/linux-kernel-networking-implementation-and-theory/

[36]. Lixiang Yang: The Art of Linux Kernel Design: Illustrating the Operating System Design Principle and Implementation 1st Edition, 534 pages, ISBN-10 1466518030, ISBN-13 978-1466518032

http://www.amazon.com/Art-Linux-Kernel-Design-Implementation/dp/1466518030/ref=sr 1 9?s=books&ie=UTF8&qid=1392043891&sr=1-9&keywords=Linux+kernel

[37]. Скотт Максвелл: «Ядро Linux в комментариях», К: «ДиаСофт», 2000. - 488 стр., ISBN 966-7393-46-1

[38]. Олег Цилюрик: 4 статьи о системных вызовах Linux

https://mylinuxprog.blogspot.com/2015/10/4-linux.html

[39]. Harald Kipp: ARM GCC Inline Assembler Cookbook http://www.ethernut.de/en/documents/arm-inline-asm.html

[40]. GCC online documentation, these are manuals for the latest full releases

http://gcc.gnu.org/onlinedocs/

[41]. А. В. Немоляев: Популярно о USB, Екатеринбург 2015, УДК 621.325.5, 54стр. http://rus-linux.net/MyLDP/BOOKS/pop_about_USB.pdf?ysclid=1464pizoev841223049

[42]. Johannes Erdfelt: libusb Developers Guide

http://epic-beta.kavli.tudelft.nl/share/doc/libusb-devel-0.1.12/html/index.html

[43]. libusb-1.0 API Reference

https://libusb.sourceforge.io/api-1.0/

[44]. The Linux Kernel API

https://www.kernel.org/doc/html/latest/core-api/kernel-api.html

https://www.kernel.org/doc/htmldocs/kernel-api/

https://www.kernel.org/doc/html/v5.0/core-api/kernel-api.html

[45]. LXR (Linux Cross-Referencer) ресурсы перекрёстного анализа исходных кодов ядра Linux:

http://lxr.free-electrons.com/source/

http://lxr.linux.no/

http://lxr.missinglinkelectronics.com/linux

http://lxr.oss.org.cn/

[46]. Lixiang Yang: The Art of Linux Kernel Design, <u>Auerbach Publications</u>, ISBN-10: 1466518030, ISBN-13: 9781466518032, 2014-04-01, 534 pages

http://www.foxebook.net/the-art-of-linux-kernel-design/

[47] How to get printk format specifiers right. Randy Dunlap <<u>rdunlap@infradead.org</u>>, Andrew Murray <<u>amurray@mpc-data.co.uk</u>>

https://www.kernel.org/doc/Documentation/printk-formats.txt

[48] Модули ядра Linux

https://hackware.ru/?p=12514

[49] Эволюция системных вызовов архитектуры х86

https://habr.com/ru/post/347596/?

[50] Linux Kernel Programming: A comprehensive guide to kernel internals, writing kernel modules, and kernel synchronization 1st Edition, by <u>Kaiwan N Billimoria</u>, Kindle Edition, March 19 2021, ISBN-13: 978-1789953435 ISBN-10: 178995343X, 754 pages

https://www.amazon.com/gp/product/B07RW915K4

[51] Linux Kernel Programming Part 2 - Char Device Drivers and Kernel Synchronization: Create user-kernel interfaces, work with peripheral I/O, and handle hardware interrupts, by Kaiwan N Billimoria, Kindle Edition, March 19 2021, ISBN-13: 978-1801079518 ISBN-10: 180107951X, 452 pages

https://www.amazon.com/gp/product/B08ZSV58G8

[52] Мониторинг и настройка сетевого стека Linux: получение данных, пер. AloneCoder, 21.11.2016 https://habr.com/ru/company/vk/blog/314168/

[53] Kernel module signing facility — о подписывании модулей ядра https://www.kernel.org/doc/html/v4.10/admin-guide/module-signing.html

[54] Используйте fuse для написания собственной файловой системы под Linux https://russianblogs.com/article/352517574/

[55] Code Ninja: Создание файловой системы с помощью FUSE, 2016 http://rus-linux.net/MyLDP/algol/code ninja make a filesystem with fuse.html

[56] Типы стандартов USB и разница между ними

https://club.dns-shop.ru/blog/t-345-interfeisyi-i-kommutatsiya/27840-tipyi-standartov-usb-i-raznitsa-mejdu-nimi

[57] GPIO Programming: Using the sysfs Interface, By Jeff Tranter, 2019 https://www.ics.com/blog/gpio-programming-using-sysfs-interface

[58] Linux: кнопки, светодиоды и GPIO, 2019

https://www.pvsm.ru/linux/69220

[59] Control GPIO using the new Linux user space GPIO API https://blog.lxsang.me/post/id/33

[60] General Purpose Input/Output (GPIO)

 $\underline{https://www.kernel.org/doc/html/v4.17/driver-api/gpio/index.html}$