

Операционные системы

18 апреля 2019 г.

Содержание

1 Введение	4
1.1 Преподаватель	4
1.2 Операционные системы	4
1.3 Ядро и прочее	5
2 Процессы	6
2.1 Общее	6
2.2 Модель памяти процесса	7
2.3 PID и дерево процессов	7
2.4 Системные вызовы для работы с процессами	8
2.5 Calling convention	9
2.6 API and ABI	10
2.7 Процесс и ОС	10
2.7.1 Scheduler	10
2.7.2 Interruption	11
2.7.3 Состояния процесса	11
2.7.4 Контекст процесса	12
2.7.5 Переключение контекста	12
2.8 Системные процессы	12
2.9 Литература	13
2.10 Домашнее задание №1	13
3 Файловые системы	14
3.1 Носители	14
3.1.1 HDD	14
3.1.2 SSD	15
3.1.3 Общее	15
3.2 Быстродействие	15
3.2.1 Интересные числа	15
3.2.2 Выводы для HDD	15
3.3 Structure packaging	16
3.4 Алгоритмы элеватора	16
3.5 Файл	17
3.6 Директория	17
3.6.1 Права — просто числа	17
3.6.2 sticky bit	18

3.7	Иерархия	18
3.8	Монтирование	19
3.9	Inode	19
3.10	Проход по пути	19
3.11	Атрибуты процесса	20
3.12	Диски	22
3.13	RAID	23
3.14	Организация файловых систем	24
3.15	Файловые системы	26
3.16	Операции с файлами	26
3.17	Системные вызовы	27
	3.17.1 Действия с файлами	27
	3.17.2 Общее	28
	3.17.3 Functions	28
3.18	Пару слов о типах	30
3.19	Common pitfalls	30
3.20	Литература	31
3.21	Домашнее задание №2	31
4	Виртуальная память	32
4.1	Прерывания и исключения	32
4.2	Память	33
4.3	Подходы к организации памяти	34
	4.3.1 Досегментная организация	34
	4.3.2 Сегментная организация	34
	4.3.3 Страницчная организация	36
	4.3.4 Страницчная организация в x86	37
4.4	MMU	38
4.5	Переключение контекста	38
4.6	Page Fault	39
4.7	Page Reclaiming	39
4.8	Примеры использования	40
	4.8.1 Подкачка по требованию	40
	4.8.2 Swap	40
	4.8.3 Copy on write	40
	4.8.4 Другие	41
4.9	Запрос памяти у ядра	42
	4.9.1 Пример №1	42
	4.9.2 Syscalls	42
	4.9.3 Helpers	43
	4.9.4 Пример №2	43
4.10	Аллокаторы памяти	44
4.11	Mapping	44
	4.11.1 Syscalls	44
	4.11.2 Пример №1	45
	4.11.3 Пример №2	46

4.11.4 Пример №3	47
4.11.5 Additional	48
4.12 Безопасность	48
4.12.1 Meltdown	48
4.12.2 ASLR	48
4.13 Литература	49
4.14 Домашнее задание №3	49
5 Линковка и безопасность	50
6 IPC	51
6.1 Общее	51
6.2 Классификация	51
6.2.1 Synchronization	51
6.2.2 Communication	52
6.2.3 Signals	52
6.3 Сигналы	53
6.3.1 Общее	53
6.3.2 Пример №1	54
6.3.3 Пример №2	54
6.3.4 Пример №3	54
6.3.5 Пример №4	55
6.3.6 Пример №5	55
6.3.7 Пример №6	56
6.3.8 Пример №7	56
6.3.9 Пример №8	57
6.3.10 Дополнительно	57
6.4 Pipes	58
6.4.1 Buffer	58
6.4.2 Redirect	59
6.5 FIFO	60
6.6 SystemV	61
6.7 Sockets	62
6.8 Литература	63
7 Сети	64

Лекция 1

Введение

1.1 Преподаватель

Банщиков Дмитрий Игоревич
email: me@ubique.spb.ru

1.2 Операционные системы

- Операционная система — это уровень абстракции между пользователем и машиной. Цель курса в том, чтобы объяснить, что происходит в системе от нажатия кнопки в браузере до получения результата.
- Курс будет посвящен Linux, потому что иначе говорить особо не о чем. Linux — это операционная система общего назначения, для машин от самых маленьких почти без ресурсов до мощнейших серверов. Простой ответ почему Linux настолько популярен, а не Windows: в некоторых случаях он бесплатный.
- Почему полезно разрушить абстракцию черного ящика? Чтобы писать более оптимизированный и функциональный код. Иногда встречаются проблемы, которые не могут быть решены без знания внутренней работы ОС.

1.3 Ядро и прочее

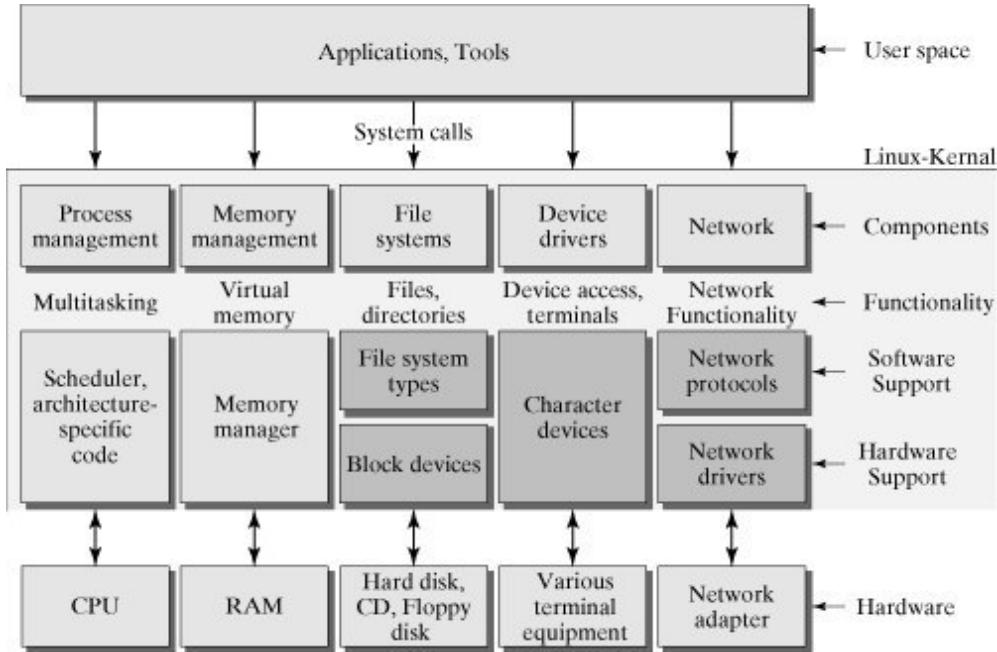


Рис. 1.1: Схема Kernelspace и Userspace

- Ядро Linux (*kernel*) — монолитное, это оправдано для ядра, но уязвимость одной части ядра ставит под угрозу все остальные части.
- Микроядерные ОС - альтернатива монолитным (мы не будем их изучать), но с ними сложно работать, потому что протоколы общения между частями требуют ресурсов.
- *UNIX-like* системы - это системы, предоставляющие похожий на *UNIX* интерфейс.

Лекция 2

Процессы

2.1 Общее

- Процесс — экземпляр запущенной программы. Процессы должны уметь договариваться чтобы сосуществовать, но в то же время не знать друг о друге и владеть монополией на ресурс машины.
- С точки зрения ОС процесс — это абстракция, позволяющая абстрагироваться от внутренностей процеса.
- С точки зрения программиста процесс — абстракция, которая позволяет думать что мы монопольно владеем ресурсами машины.
- На момент выполнения процесс можно охарактеризовать полным состоянием его памяти и регистров. Чтобы приостановить процесс нам нужно просто сохранить его 'отпечаток', а чтобы возобновить нужно загрузить его память и регистры.
- Батч-процессы (например, сборки или компиляции) не требуют отзывчивости пока жрут ресурсы.

Могут быть сформулированы следующие тезисы:

- Система не отличает между собой процессы
- Процессы в общем случае ничего не знают друг о друге
- Процесс - с одной стороны абстракция, которая позволяет не различать их между собой, с другой - конкретная структура
- Память и регистры - однозначно определяют процесс
- Способ выбора процесса - алгоритм shedulerивания
- Переключение с процесса на процесс - смена контекста процесса
- Контекст процесса - указатель на виртуальную память и значения регистров
- Как отличать процессы между собой - *pid*

2.2 Модель памяти процесса

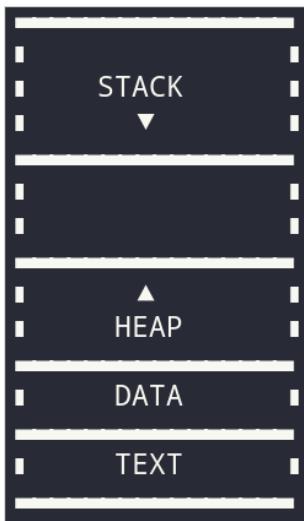


Рис. 2.1: Memory in process

- **stack** — выделяется неявно, **heap** — должны выделять сами (malloc, new и тп),
- секции — **data, text**
- **data** — статические, глобальные переменные, **text**
- **stack** растет вниз, **heap** - вверх
- **frame** — область памяти стека, хранящая данные об адресах возврата, информацию о локальных переменных
- Резидентная память та, которая действительно есть

2.3 PID и дерево процессов

- У каждого *PID* есть *parentPID (PPID)*
- `$ ps` — позволяет посмотреть специфичные атрибуты процесса
- Процесс *init(pid 0)* создается ядром и выступает родителем для большинства процессов, созданных в системе
- Можно построить дерево процессов (`$ pstree`)

Процесс делает *fork()*. Возможны 2 случая:

1. Процесс не делает *wait(childpid)*

Зомби-процесс (*zombie*) — когда дочерний процесс завершается быстрее, чем вы сделаете *wait*

2. Процесс завершается, что происходит с дочерним процессом?

Сирота (*orphan*) — процесс, у которого умер родитель. Ему назначается родителем процесс с *pid 1*, который время от времени делает *wait()* и освобождается от детей

PID - переиспользуемая вещь (таблица процессов)

2.4 Системные вызовы для работы с процессами

- *fork()* — для того чтобы создать новый процесс

fork-example.c

```
void f() {
    const pid_t pid = fork();

    if (pid == -1) {
        // handle error
    }
    if (!pid) {
        // we are child
    }
    if (pid) {
        // we are parent
    }
}
```

fork-бомба — каждый дочерний процесс делает *fork()* и так далее

- *wait(pid)* — ждем процесс
- *exit()* — завершаемся
- *execve()* — запустить программу

execve-example.c

```
int main(int argc, char *argv[]) {
    char *newargv[] = { NULL, "hello", "world", NULL };
    char *newenviron[] = { NULL };
    if (argc != 2) {
        fprintf(stderr, "Usage: %s <file-to-exec>\n", argv[0]);
        exit(EXIT_FAILURE);
    }
    newargv[0] = argv[1];
    execve(argv[1], newargv, newenviron);
    perror("execve"); /* execve() returns only on error */
    exit(EXIT_FAILURE);
}
```

- *kill()* — послать сигнал процессу
- *SIGKILL* — сигнал для принудительного завершения другого процесса
\$ kill -SIGKILL pid

2.5 Calling convention

\$ man syscall - как вызываются *syscall*

syscall.h

```
#ifndef SYSCALL_H
#define SYSCALL_H

void IFMO_syscall();

#endif
```

syscall.s

```
.data

.text
.global IFMO_syscall

IFMO_syscall:
    movq $1, %rax
    movq $1, %rdi
    movq $0, %rsi
    movq $555, %rdx
    syscall
    ret
```

syscall-example.c

```
#include "syscall.h"

int main() {
    IFMO_syscal();
}
```

Что здесь происходит?

1. Вызываем write()
2. Просим ядро записать 555 байт начинаяющихся по адресу 0 в файловый дескриптор №1 (*stdin* — №0, *stdout* — №1, *stderr* — №2)
3. Ничего не происходит, так как:
write(1, NULL, 555) возвращает -1 (*EFAULT* - Bad address)

Как со всем этим работать?

- **\$ strace** — трассировка процесса (подсматриваем за процессом, последовательность *syscall* с аргументами и кодами возврата)

Если *syscall* ничего не возвращает, то в выводе пишется ? вместо возвращаемого значения

- **\$ man errno** — ошибки

Если делаем *fork()* — проверяем код возврата (хорошая практика)

char strerror(int errnum)* - возвращает строковое описание кода ошибки

Почему *char**, а не *const char**? Потому что всем было лень.

thread_local — решение проблемы: переменная с ошибкой - общая для каждого потока

- До *main()* и прочего (конструкторы) происходит куча всего (*tipmap*, *mprotect*, *mmap*, *access*) - размещение процесса в памяти и т.д.
- Программа не всегда завершается по языковым гарантиям (деструкторы)
- **\$ ptrace** — позволяет одному процессу следить за другим (используется, например, в *GDB*)
- *ERRNO* — переменная с номером последней ошибки, *strerror*
- *finalizers*, библиотечный вызов *exit*

2.6 API and ABI

- **API** (Application Program Interface)

Интерфейс коммуникации на уровне исходного кода (include, functions, etc)

- **ABI** (Application Binary Interface)

Интерфейс коммуникации на бинарном уровне (как параметры передаются функциям, кто очищает параметры функции и т.д.)

2.7 Процесс и ОС

2.7.1 Scheduler

- Заводит таймер для процесса(квант времени), после его истечения или когда процесс сам закончился выбирает другой процесс.
- Производительность - разбиение на несколько процессов
- Дизайн приложения

2.7.2 Interruption

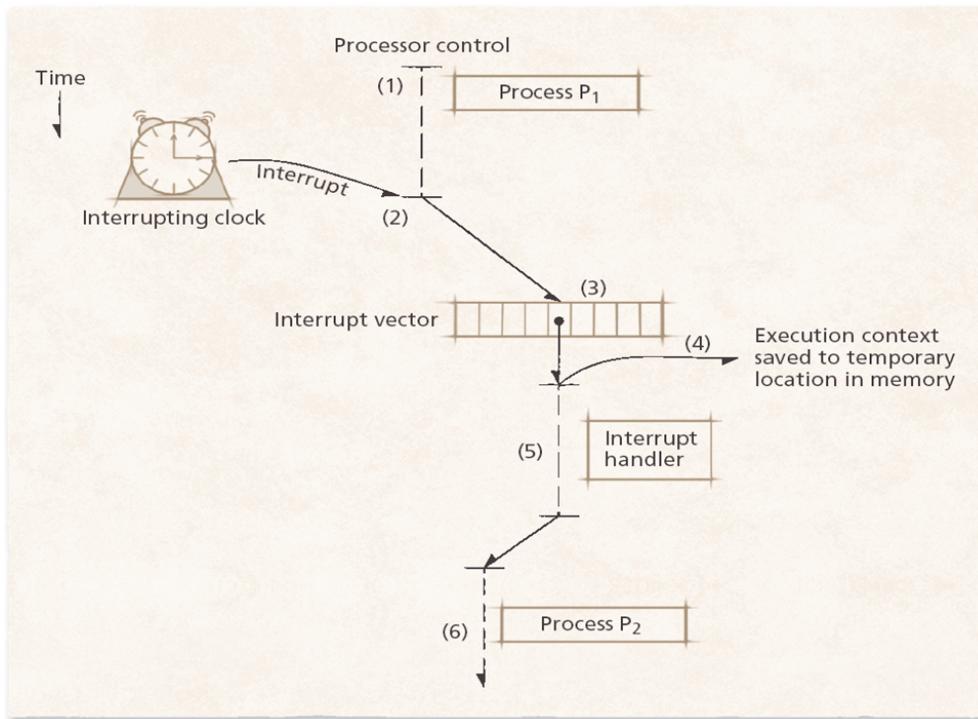
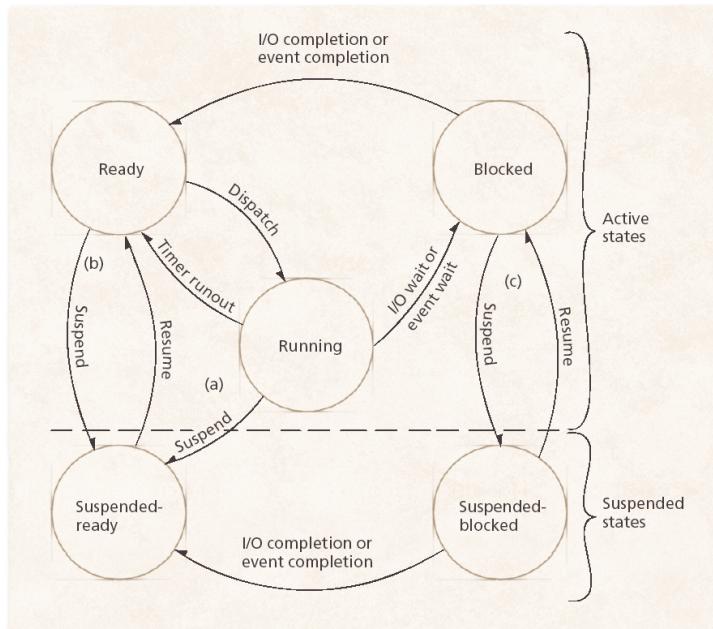


Рис. 2.2: Interruption of process

2.7.3 Состояния процесса



Процесс может быть в одном из следующих состояний

- **runnable**
- **running**
- sleeping: **interruptible**
- sleeping: **uninterruptible**
- **zombie**
- **TODO maybe not all**

Рис. 2.3: Диаграмма жизни процесса

2.7.4 Контекст процесса

- Память
- Вычислительный контекст — потоки
- Файловые дескрипторы (открытые файлы и сокеты)
- IPC
- Credentials (`$ man 7 credentials`)

TODO Подробнее

2.7.5 Переключение контекста

Шедулер ОС раскидывает процессы и создает иллюзию одновременного выполнения

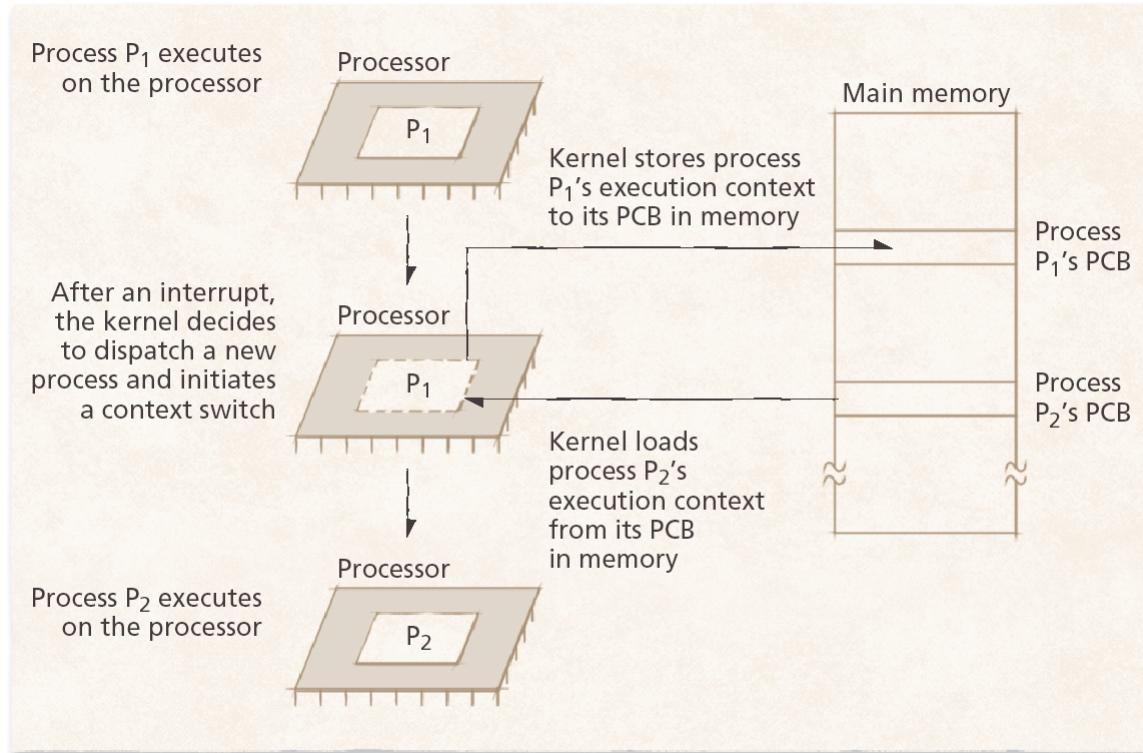


Рис. 2.4: Иллюзия многозадачности

2.8 Системные процессы

TODO What is this?

- kthreadd
- kswapd
- ksoftirqd

2.9 Литература

- Windows Internals by Mark Russinovich
- Операционная система UNIX. Андрей Робачевский
- Unix и Linux. Руководство системного администратора. Эви Немет.

2.10 Домашнее задание №1

Необходимо создать игрушечный интерпретатор.

Цель — получить представление о том, как работают командные интерпретаторы.

- Программа должна в бесконечном цикле считывать с *stdin* полный путь к исполняемому файлу, который необходимо запустить и аргументы запуска. Дождавшись завершения процесса необходимо вывести на *stdout* код его завершения.
- Необходимо использовать прямые системные вызовы для порождения новых процессов, запуска новых исполняемых файлов и получения статуса завершения системного вызова.
- Все возвращаемые значения системных вызовов должны быть проверены и в случае обнаружения ошибок необходимо выводить текстовое описание ошибки.
- На входе могут быть некорректные данные.
- Дополнительные баллы - поддержка переменных окружения.
- Язык имплементации - С или С++.

Лекция 3

Файловые системы

3.1 Носители

3.1.1 HDD

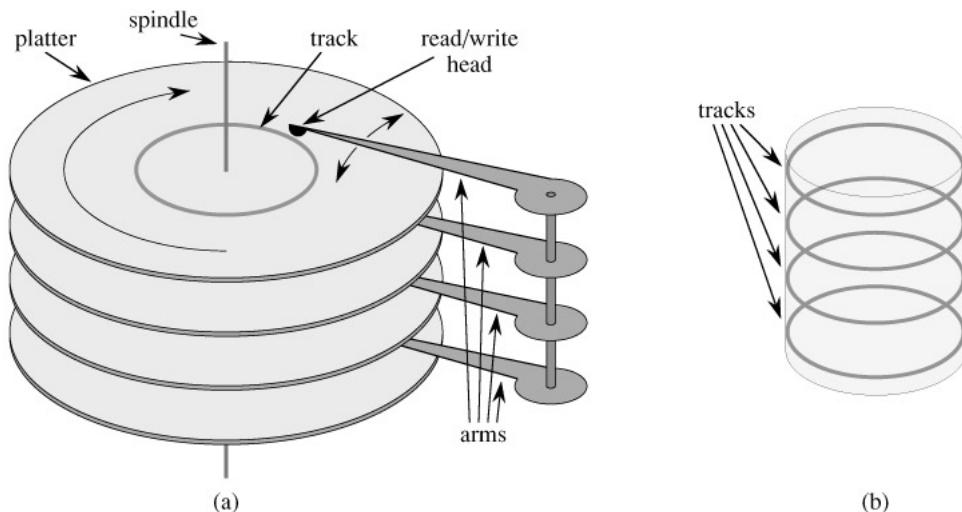


Рис. 3.1: Жесткий диск

- Обороты в минуту(O) — 5400, 7200, 10000, ...
- $\frac{1}{2*O}$ — минимальное время доступа (случайное чтение)
- В мире Unix не существует дефрагментации (ОС должна сама заботиться)
- Время отказа (**MTBF** — min time before failure) — условное количество циклов наработка до отказа
- На **server** — сутки, **desktop** — часы (разница примерно в 3 раза, если одно и то же число циклов)
- Плюсы: стоимость, объем
- Минусы: время доступа, надежность

3.1.2 SSD

- **SATA** и **NVME** — протоколы для дисков
- **NVME** — новомодная штука для **SSD**
- Плюсы: время доступа
- Минусы: надежность, стоимость, объем

3.1.3 Общее

- **IOPS** — input/output operations per second
Показатель применяется для сравнения, например, какого-нибудь **HDD** с **SSD**
- **seek** — рандомное чтение (512 байт)
- Минимум информации: сектор — 512 байт -> 4096 байт
- Чтение одного байта равносильно чтению всего сектора с этим байтом
- Запись одного байта — считать один сектор, заменить байт и записать один сектор
- Аналогия — процессор-память — **cacheline**
(кэшируется линиями, а на диск записывается и считывается секторами)

3.2 Быстродействие

3.2.1 Интересные числа

Числа, которые должен знать каждый программист

Cycle	1 ns
Main memory reference	100 ns
Read 4K randomly from SSD	150 us
Read 1 MB sequentially from SSD	1 ms
Disk seek	10 ms
Read 1 MB sequentially from disk	20 ms

3.2.2 Выводы для HDD

- Читать нужно последовательно
- Обращения к диску следует минимизировать
- Стоимость доступа сильно дороже передачи данных

3.3 Structure packaging

Сколько будет занимать памяти следующая структура?

hole1.c

```
struct hole {  
    uint64_t a;  
    uint32_t b;  
    uint64_t c;  
    uint32_t d;  
}
```

Ответ: 32 байта, так как *b* и *d* будут выравнены по MAX_ALIGNMENT

Очевидное решение проблемы:

hole2.c

```
struct hole {  
    uint64_t a;  
    uint32_t b;  
    uint32_t d;  
    uint64_t c;  
}
```

Данная структура будет занимать 24 байта на x86_64.

3.4 Алгоритмы элеватора

[Ссылка на презентацию](#)

1. SLIDE 6

Алгоритмы элеватора обрабатывают последовательности запросов к диску (переупорядочивают их)

2. SLIDE 7

FCFS (FIFO)

Самый простой и медленный

3. SLIDE 8-9

SSTF (Shortest Seek Time First)

Сортировка (очередной запрос определяется наименьшим временем seek)

4. SLIDE 10 - ...

Различные способы упорядочивания (**SCAN**)

3.5 Файл

- Абстракция для данных (для Kernelspace)
- Последовательность байтов (для Userspace)
- Формат не определен
- Unix — все есть файл (абстракция-интерфейс внутри ядра)
- Типы файлов
 - regular
 - directory
 - symlink
 - socket, fifo
 - character device, block device

3.6 Директория

- Содержит имена находящихся в ней файлов
- . — ссылка на текущую
- .. — ссылка на родителя
- **\$ cd** — сменить директорию
- **\$ pwd** — текущая директория
- **\$ ls** — формирование дерева
- **\$ find** — поиск
- *filename vs pathname: \$ realpath*

3.6.1 Права — просто числа

- **\$ view /etc/passwd**
- **\$ view /etc/group**
- **\$ id** - показывает идентификаторы того, кто ее вызывал
- **\$ execute** — search
- **\$ read** — directory listing
- **\$ write** — changing directory

- Темные директории (переход в директорию внутри директории, для которой ты не можешь посмотреть все файлы)
- Права rwx (read, write, execute)
- **\$ chmod** — меняет права доступа
\$ chmod 123 — 1 - user, 2 - group, 3 - other
- У процесса есть информация о том, кто его запустил
- **SGID** (Set Group ID up on execution)
Специальный тип прав, который временно выдается запускающему (у него теперь права группы на файл/директорию)

3.6.2 sticky bit

- Изменение поведения при создании нового файла
- /tmp
- Создаешь директорию со *sticky bit* и все, кто создают файлы в этой директории имеют на них права

3.7 Иерархия

- /
 - bin/
 - dev/
 - etc/
 - sbin/
 - home/
 - var/
 - usr/
 - * bin/
 - * sbin/
 - tmp

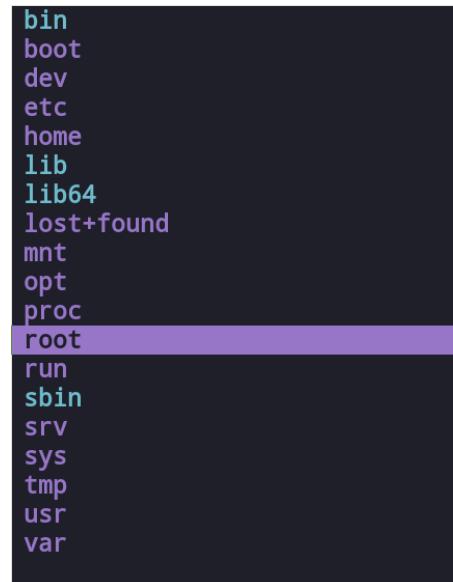


Рис. 3.2: Типичный вид корня в Linux

3.8 Монтирование

- Есть корень и есть узлы, в которые можно монтировать другие файловые системы (часть из них виртуальная)
- **\$ mount**
- Для / обычно используется **ext4** (использует журналирование)
- Для /boot может использоваться **ext2** — так как это более проверено временем (на Ubuntu)
- Файловая система для узла — это не константа, ее можно менять
- **\$ df -h , \$ du -hs**

3.9 Inode

- Директория задает mapping имени файла в его inode
- **\$ ln**
- Hardlink — существует в рамках одной файловой системы
- Softlink(symlink) — text string
- **\$ stat** — информация о файле
- *atime* — время последнего доступа
- *ctime* — изменение мета-информации
- *mtime* — изменение содержимого файла
- inode корневой файловой системы фиксирован — 2

3.10 Проход по пути

- Рекурсивный процесс (увеличиваем индекс при проходе в глубину)
- Количество seek по диску зависит от длины пути
- namei (name-innode) — lru-cache (файл <-> номер inode)

3.11 Атрибуты процесса

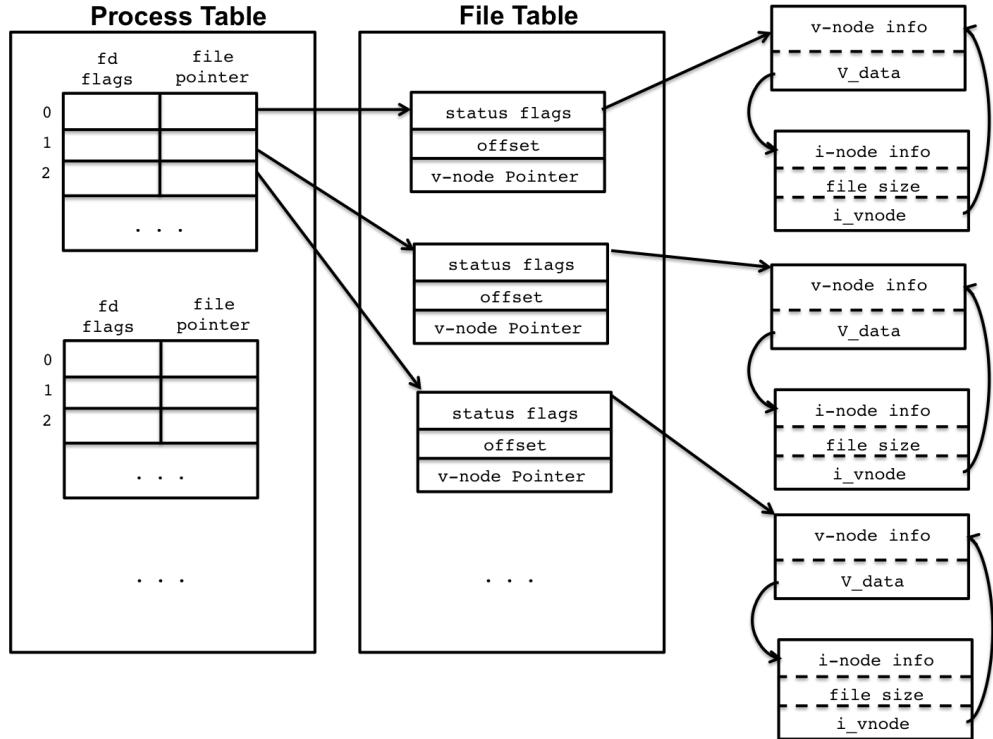


Рис. 3.3: Structures of Kernel

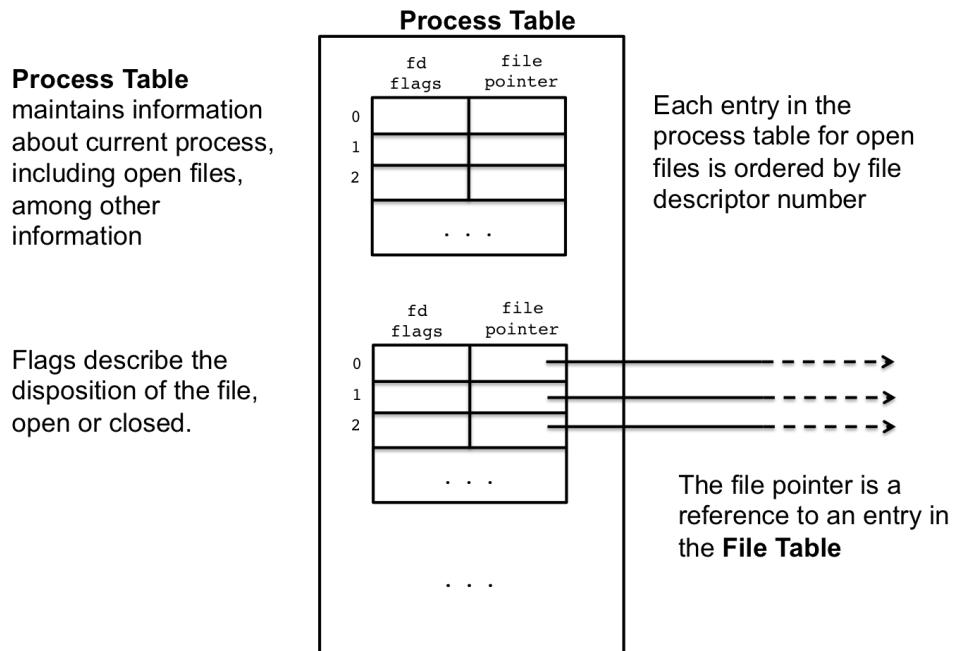


Рис. 3.4: Processes

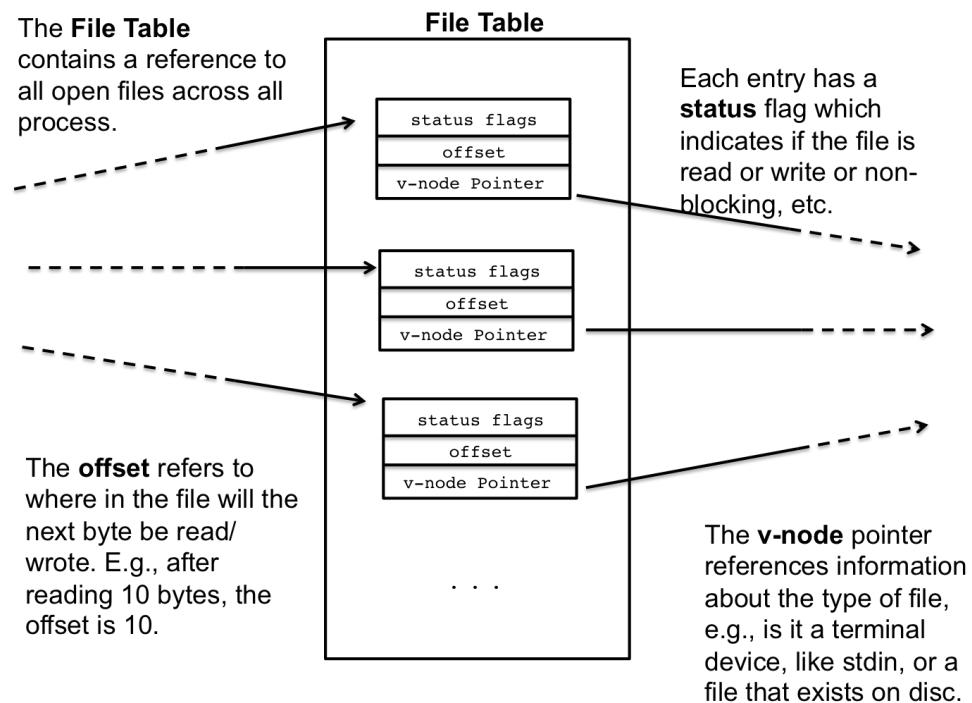


Рис. 3.5: Files

V-node and i-node

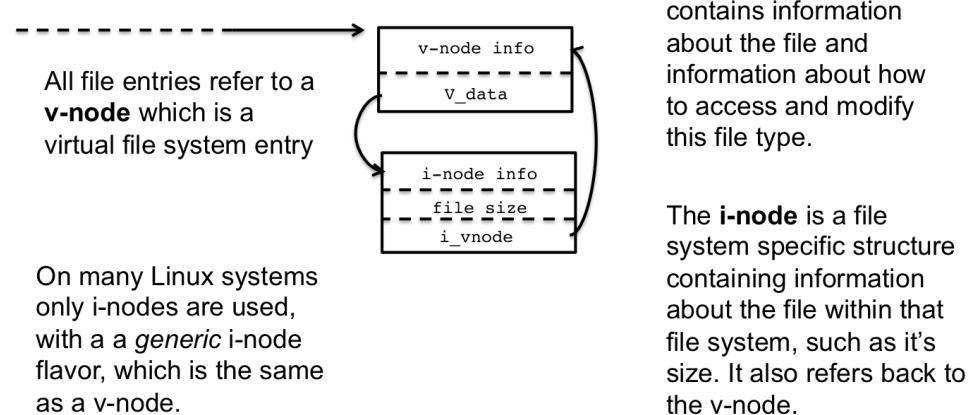
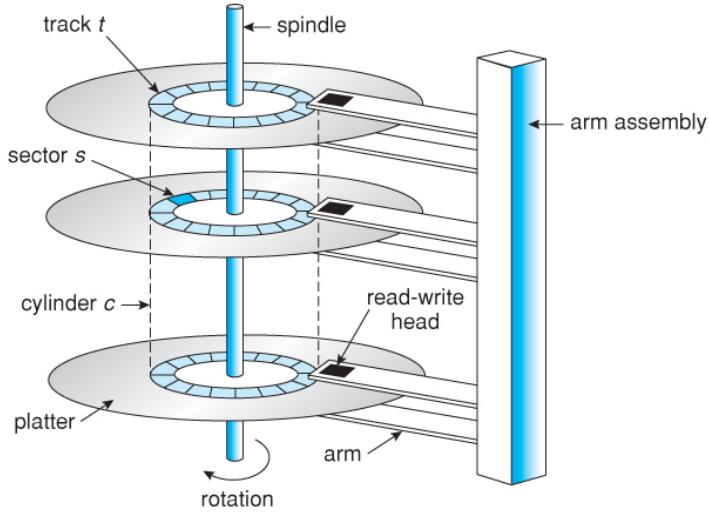


Рис. 3.6: Vnode and Inode

TODO What is this?

3.12 Диски



Устройство диска

- сектор
 - header: метаданные для контроллера диска
 - данные
 - trailer: ECC
- цилиндр
- пластина
- трэк
- шпиндель

Рис. 3.7: Устройство диска

- При записи данных на диск в сектора считаем и записываем **ECC**, при чтении считаем и затем сверяем (пытаемся исправить, если не соплось)
- **CLV** – Constant Linear Velocity(**CDROM**)
- **CAV** – Constant Angular Velocity(**HDD**)
- На внешних цилиндрах больше секторов, чем на внутренних => чем ближе к центру тем меньше скорость нужна (**CD**)
- На жестких дисках — постоянная угловая скорость (в центре больше плотность)
- *Partitioning* — разделение диска на несколько логических частей (партиции, на каждой своя файловая система), они трактуются как "отдельные" диски
- Существует другой подход - "собственная" файловая система на "сыром" диске (**MySQL**)
- Современный контроллер жесткого диска может находить механически поврежденные блоки (**bad blocks**) и делать remap их на некоторые запасные (**sector sparing: replace bad sectors with spare**)
- **\$ man 1 badblocks**
- **Bootblock** — bootstrap program at fixed location
- **MBR** — master boot record — boot code + partition table

3.13 RAID

Redundant Arrays of Independent Disks (Избыточный массив независимых дисков)

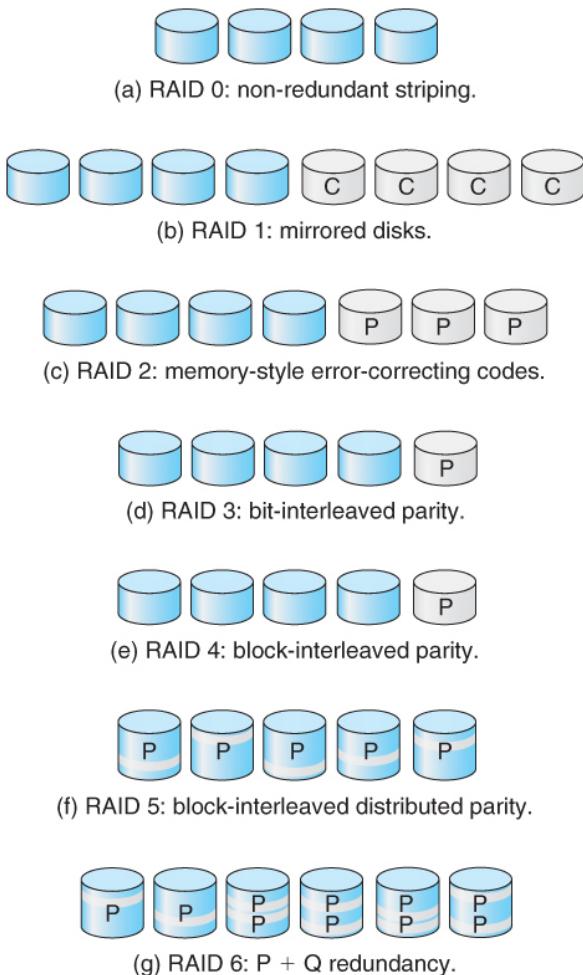


Рис. 3.8: RAID levels

- Reliability (надежность, hacks for more long time of complex usage)
- Performance (striping, суммирование IOPS)
- Levels:
 - **0** — pure striping (1 блок на 1 диске, 2 блок на 2 диске и т.д. — один диск вышел из строя — fail)
 - **1** — pure mirroring (пара дисков, данные продублированы)
 - **0 + 1, 1 + 0**
 - **2, 3, 4, 5** — используются не так часто (хранение доп. данных)
- Rebuild — падает производительность
- Hardware RAID — проблемы: "залоченность" на производителе (vendor lock in), драйвера, как правило, не очень
- Software RAID — гипотетически медленно, но на практике нужная производительность достигается
- У аппаратных RAID — есть батарейка, которая "улучшает" производительность (сначала на батарейку, потом на диск, когда будет удобно)
- TODO Байка про SpaceWeb

3.14 Организация файловых систем

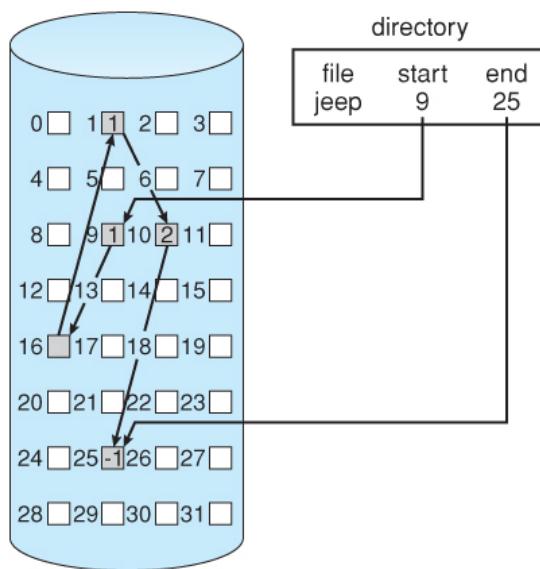
Структура директорий: связный список или хэш-таблица

smart (`$ smartctl`) — оценка диска на практике

Свободные сектора

1. Bit Vector — fast, space usage
2. Список

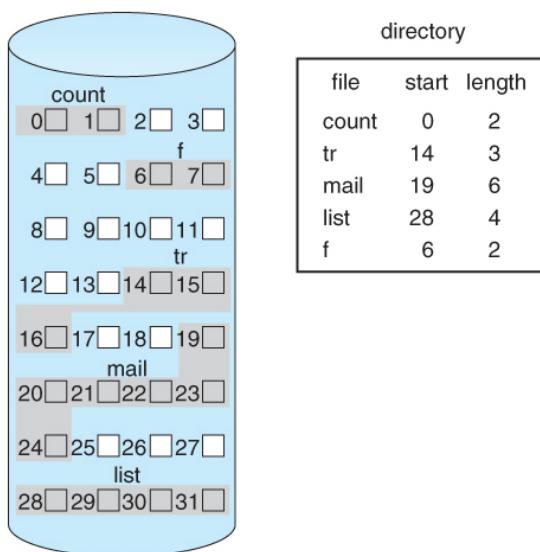
Выделение памяти (allocation)



Линейное

- Объект задается началом и концом (здесь возникают проблемы внешней и внутренней фрагментации)
- Линейное чтение, меньше обращений
- Performance: sequential, random

Рис. 3.9: Linked allocation



Список

- В каждом "блоке" указатель на следующий
- Плюсы: решает проблему внешней фрагментации
- Минусы: надежность, прыгаем по памяти
- Performance: sequential, awful random

Рис. 3.10: Contiguous allocation

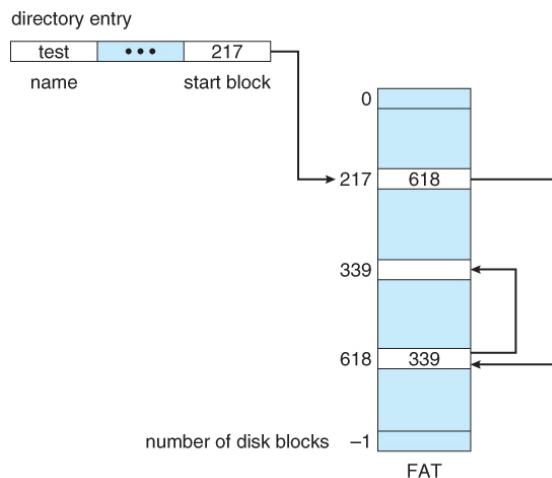


Рис. 3.11: FAT allocation

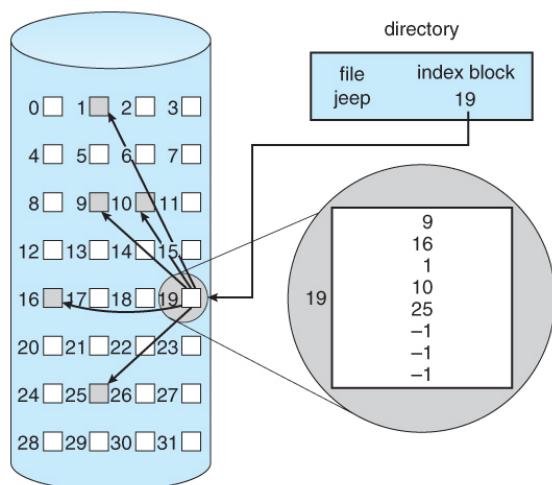


Рис. 3.12: Indexed allocation

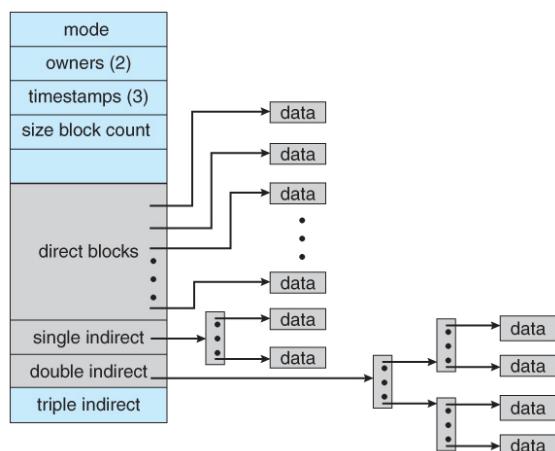


Рис. 3.13: UNIX allocation

FAT

- Все ссылки хранятся в начале диска — их можно эффективно кэшировать
- Улучшенный поиск

Индексированное

- Отдельный блок для ссылок на данные
- Внутренняя фрагментация

UNIX

- Комбинированная
- Косвенная многоуровневая адресация

3.15 Файловые системы

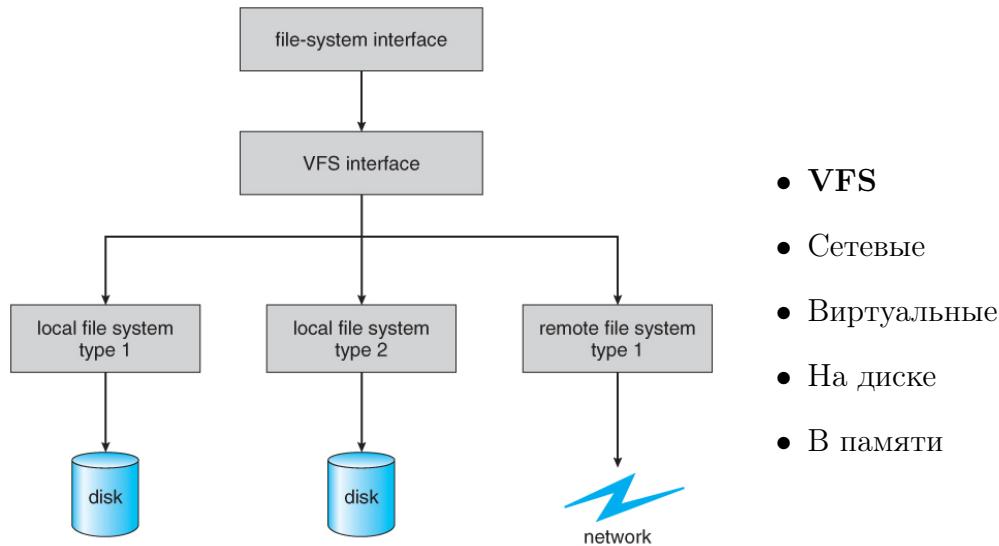


Рис. 3.14: VFS

3.16 Операции с файлами

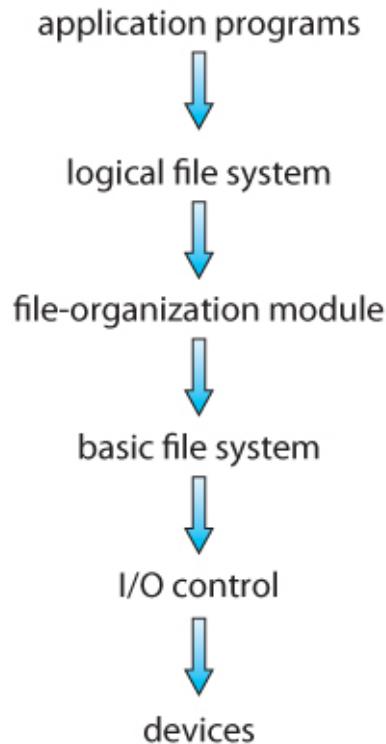


Рис. 3.15: Layered

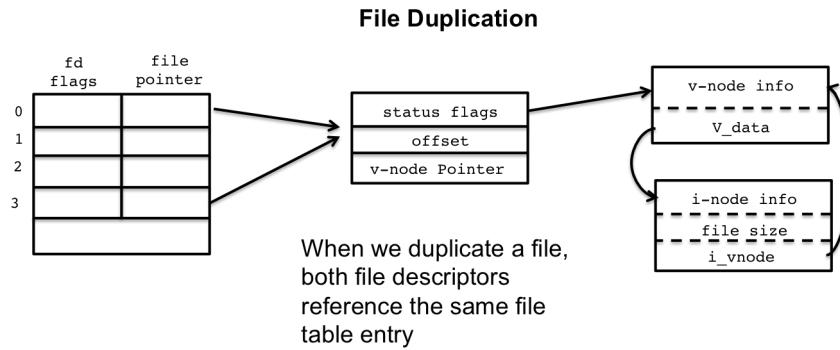


Рис. 3.16: File duplication

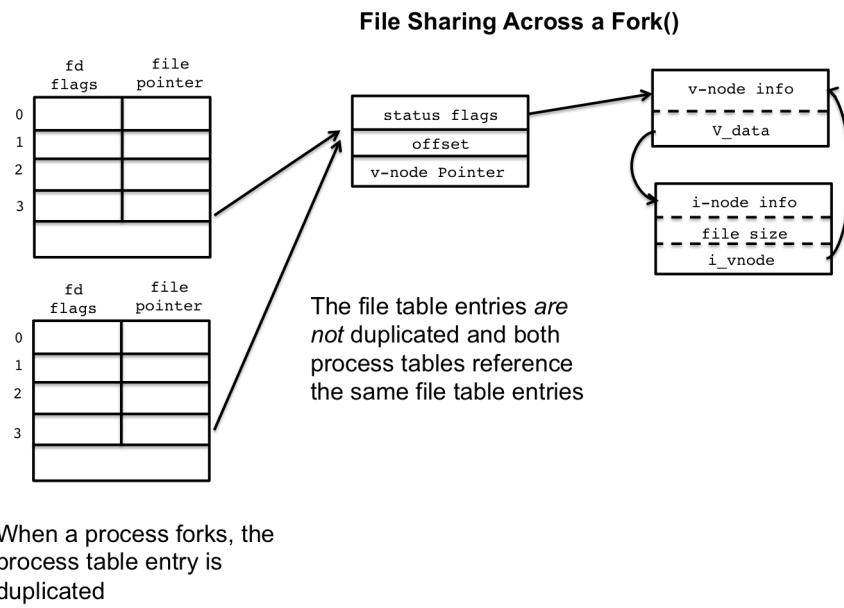


Рис. 3.17: File sharing

3.17 Системные вызовы

3.17.1 Действия с файлами

- Создание, удаление
- Открытие, закрытие
- Позиционирование
- Чтение, запись
- Обрезание
- Блокировки
- Перемещение по файловой иерархии

3.17.2 Общее

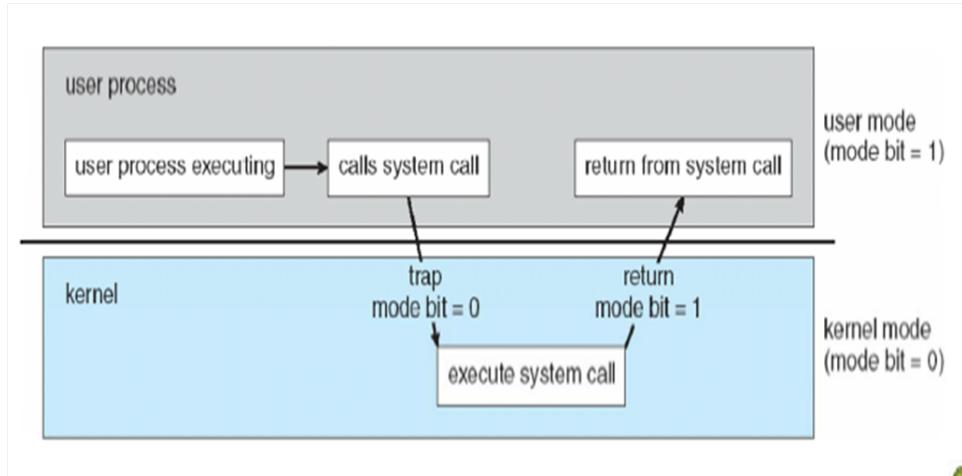


Рис. 3.18: Systemcall

- Дескриптор (например: *stdin*, ...) — интерфейс связи с ресурсом
- Файловый дескриптор — соответственно, связь с файлом
- **POSIX** — стандарт, минимальный интерфейс (**Unix**)
- **POSIX** compatible operating system
- Различные мнемоники для прав доступа (**S_IXOTH**, ...)
- Headers for 'function' in **\$ man 2 'function'** or in **POSIX**

3.17.3 Functions

- *creat()* — create new file or rewrite an existing one
'e' отсутствует, чтобы было быстрее писать

create.c

```
#include <stdio.h>
#include <fcntl.h>
#include <errno.h>
#include <string.h>

int main() {
    const int rv = creat("/", 777);
    if (rv == -1) {
        printf("Cannot creat(2): %s\n", strerror(errno));
        printf("Cannot creat(2): %m\n");
    }
}
```

- `open()`

Можно открывать файл по умолчанию в двух режимах: **O_APPEND** или **O_TRUNC**

O_EXCL — позволяет сделать создание файла атомарным

- `close()` — закрывает файловый дескриптор

Важно "не терять" файловые дескрипторы и вовремя их закрывать

- `unlink()` — удаляет имя из файловой системы и, возможно, файл, к которому оно прикреплено

- `chdir(), getcwd()`

cwd процесса — текущая директория, в которой запущен процесс (resolve relative paths)

- `read(), write()`

Нужно писать цикл со счетчиком, для того чтобы записать точное количество информации

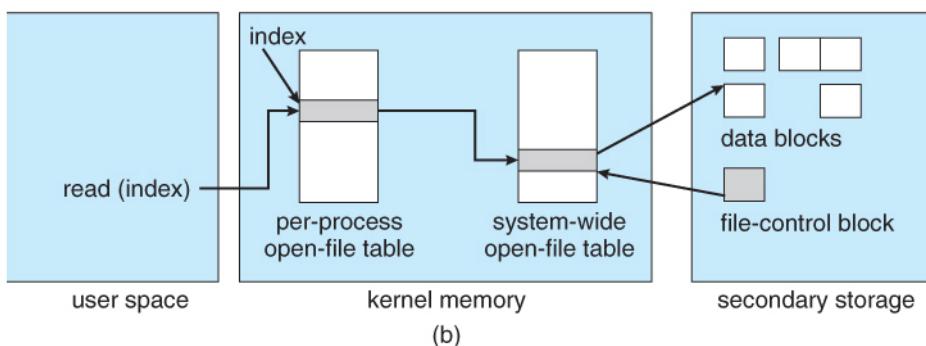
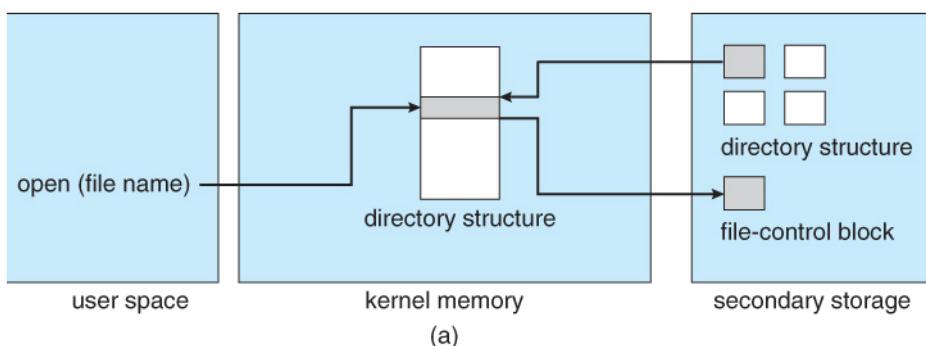


Рис. 3.19: Read() and Open()

- `lseek()`
- `chmod(), chown()` — смена прав файла

- *getdents()*

Лучше использовать С-шный *readdir()*, т.к. в его сигнатуре интерфейс вида **struct linux_dirent**

- *mkdir()*, *rmdir()*
- *mount()*, *umount()*
- *dup()*, *dup2()* — лекция про *IPC*
- scattered, gathered IO

TODO What is this?

3.18 Пару слов о типах

Лучше всего использовать следующие типы данных:

- **off_t**
- **size_t**
- **ssize_t**

TODO Why?

3.19 Common pitfalls

- Неатомарные операции (окно **race**)
- **TOCTOU** (пример **race condition**) — класс багов, связанных с изменением состояния объекта между проверкой и реальным использованием. (проверили что файл есть, захотели открыть, его кто-то удалил между этими действиями, проиграли).
- Утечка дескрипторов
- Файловая система гарантирует, что до тех пор пока ты держишь файловый дескриптор на файл с ним ничего не произойдет извне (функции оканчивающиеся на "*at*", защита от **TOCTOU**)
- *openat*

3.20 Литература

- The Unix Programming Environment. Brian W. Kernighan, Rob Pike
- Advanced Programming in the Unix Environment. W. Richard Stevens

3.21 Домашнее задание №2

Необходимо написать подмножество утилиты find.

Программа должна:

- Первым аргументом принимать абсолютный путь, в котором будет производиться поиск файлов.
- По умолчанию выводить в стандартный поток вывода все найденные файлы по этому пути
- Поддерживать аргумент **-inum num**. Аргумент задает номер инода
- Поддерживать аргумент **-name name**. Аргумент задает имя файла
- Поддерживать аргумент **-size [==+]size**. Аргумент задает фильтр файлов по размеру(меньше, равен, больше)
- Поддерживать аргумент **-nlinks num**. Аргумент задает количество hardlink'ов у файлов
- Поддерживать аргумент **-exec path**. Аргумент задает путь до исполняемого файла, которому в качестве единственного аргумента нужно передать найденный в иерархии файл
- Поддерживать комбинацию аргументов. Например хочется найти все файлы с размером больше 1GB и скормить их утилите /usr/bin/sha1sum.
- Выполнять поиск рекурсивно, в том числе во всех вложенных директориях.
- Сильные духом призываются к выполнению задания с использованием системного вызова *getdents(2)*. Остальные могут использовать *readdir* и *opendir* для чтения содержимого директории.

Лекция 4

Виртуальная память

4.1 Прерывания и исключения

- Процессор с памятью не могут быть жить в вакууме (без ОС)
- Простыми словами: иногда процессор не знает что ему делать в конкретной ситуации, так как не знает контекста исполнения, тогда он просит помощи у внешней среды (чаще всего ОС)
- *Interrupt Deriving Architecture* — есть таблица, каждой ячейке которой соответствует какая-либо исключительная ситуация(например, поделить на нуль) и функция ее разрешающая.
- **IDTR** — регистр, в котором хранится адрес *Interrupt Descriptor Table* (глобальный)
В некоторых архитектурах находится по фиксированному адресу (например, x86 — защищенный режим)

Проще говоря **callbacks**

- Другой подход — *Polling* (есть управляющий код, который периодически опрашивает устройство на предмет того, что нужно обработать; процессор выставляет флаг — "нуждаюсь в обработке").

Пример — сетевая карта

- У каждого подхода свои плюсы и минусы
- **CR2** — контрольный регистр, считывается функцией *do_page_fault* (которая занимается обработкой **page fault**)

4.2 Память

Проблемы памяти:

1. Памяти мало, она дорогая
2. Памяти мало, программ много, как договориться?

Закон Парето - 80% обращений к 20% памяти в среднем у пользовательской программы

Может тогда выгружать неиспользуемую память на диск?

Может еще переиспользовать память? (например, сегмент **text** у **chrome**)

3. Памяти мало, программ много, как защититься?

Хочется чтобы каждый процесс был защищен от любого другого

Неплохо было бы выложить в *read-only* какую-то память (сегмент **text** — *const*-переменные)

stackoverflow.cpp

```
#include <iostream>

void a() {
    char A[100]; // Локальная переменная
    std::cin >> A; // 132 байта
    // Начали писать вверх и переписали адрес возврата
    // (так как стек растет вниз, а адреса массива вверх)
    // Когда делаем RET, вернемся по испорченному адресу
}

void b() {
    a();
}
```

Способ защиты — память, которая может записываться не может выполняться
Канарейка на стеке — проверяем значение переменной 'канарейка', которую добавили после адреса возврата

Хотим чтобы память ядра была недоступна пользователям

Как можно это все сделать?

4.3 Подходы к организации памяти

4.3.1 Досегментная организация

Попробуем изменять адреса в программе перед запуском

- Выделяем необходимое количество памяти
- Заменяем все адреса с учетом выделенной памяти
- **Relocations** — process of assigning load addresses for position-dependent code and data of a program and adjusting the code and data to reflect the assigned addresses.
- Проще говоря — патчинг (но не всех страниц)

Проблемы:

- А что, если нужно переместить программу в памяти?
- А что, если не найдем подходящего куска памяти?
- Нет защиты

4.3.2 Сегментная организация

Введем косвенность:

- Программы работают с виртуальными адресами
- Виртуальный адрес = смещение относительно сегмента
- Сегмент = база + размер
- Физический адрес = база сегмента + виртуальный адрес
- Перемещение памяти программы: изменение базы сегмента
- Переключение выполняемой программы: заменить поток выполнения + заменить сегмент
- Память per process
- **Relocations** все еще нужны

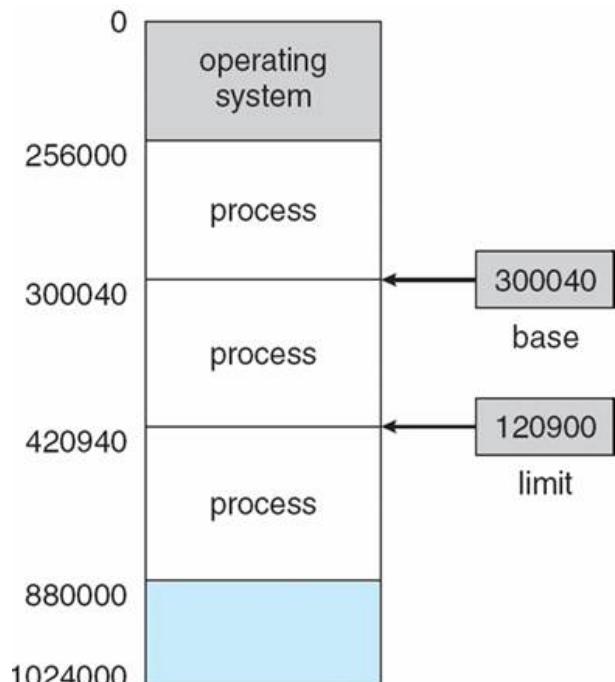


Рис. 4.1: Memory Segment

- Преобразование виртуального адреса в физический выполняет **MMU** (Memory Management Unit)
- **MMU** управляется из привилегированного режима

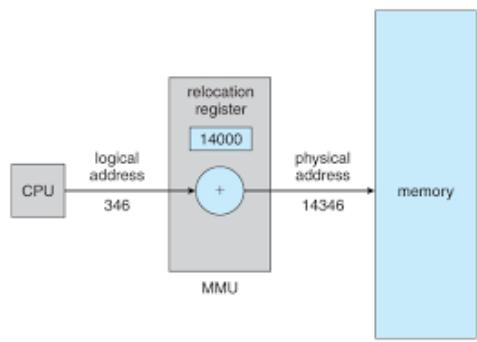


Рис. 4.2: Segment translation

Плюсы:

- Быстро работает — трансляция виртуального адреса в физический — сложение, простое железо

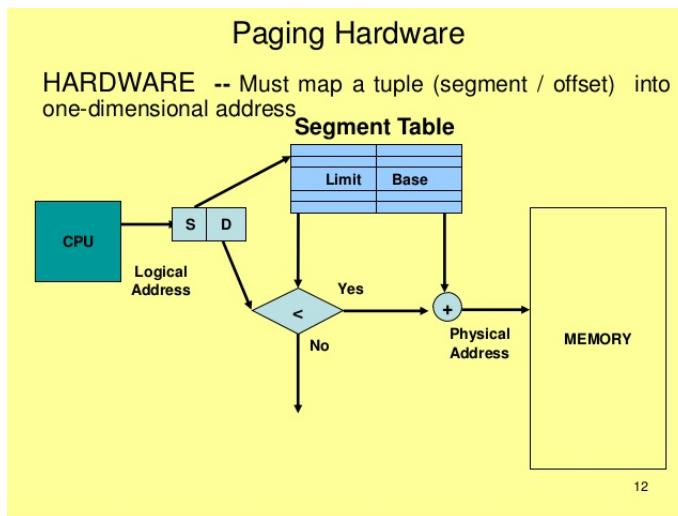


Рис. 4.3: Segmentation Hardware

Минусы:

- Сегмент имеет ограниченный размер - что если понадобилось больше памяти?
- Невозможность переиспользования памяти
- Несколько сегментов. x86 case study: **ds, ss, cs, general purpose**
 - Добавляем права на сегменты
 - Накладывает ограничения на модель работы
 - Можно шарить память: сегменты кода или данных для чтения разных процессов одного исполняемого файла имеют одинаковую базу и размер
 - Усложнение логики **MMU**
- Фрагментация: внешняя и внутренняя — основная проблема

4.3.3 Страницчная организация

Как бороться с внешней фрагментацией?

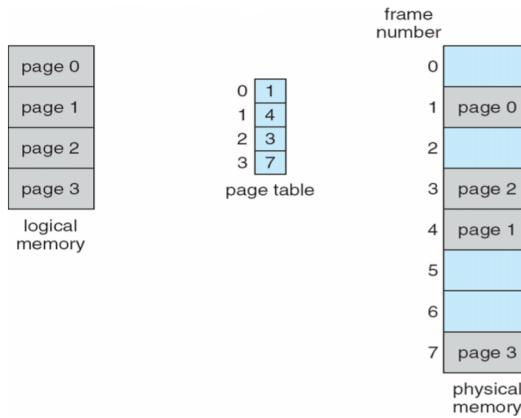


Рис. 4.4: Paging addressing

- Нарежем все на кусочки — страницы (в большинстве случаев — 4КБ)
- Размер страницы — tradeoff внутренняя фрагментация и overhead
- Нужно уметь отображать виртуальный адрес страницы на физический — **MMU**
- Ядро должно перехватывать ошибки обращений к страницам
(Examples: write to read only, execute non executable)
- Ядро должно уметь изменять отображение виртуальных страниц в физические

Тогда:

- Нет внешней фрагментации
- Внутренняя фрагментация — half of page size
- Упрощается выделение памяти — нужно найти не линейный кусок, а можно страницами
- Можно выгружать страницы памяти на диск
- Права можно задавать для каждой страницы отдельно
- Виртуальный адрес = номер страницы + смещение в странице
- Трансляция виртуального адреса — трансляция адреса страницы + смещение в странице
- Процессу нужна таблица страниц
- У виртуального и физического адреса будут одинаковые — **alignment, offset**
- Нам нужно хранить маппинг только для старших 20 бит.

4.3.4 Страницчная организация в x86

Чуть больше про реальность

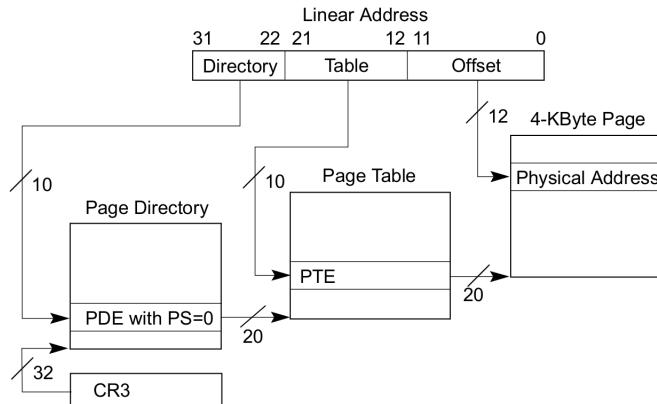


Рис. 4.5: Page translation (x86)

- Таблица страниц - много места. Нужна иерархия.
- Размер иерархии - tradeoff между overhead на размер служебной информации и скоростью трансляции
- **CR3** — контрольный регистр, хранящий физический адрес page directory
- В x86 одновременно есть и сегментация организация — база в 0, размер на всю память
- x86-64 — 4 уровня косвенности
- Время доступа — дороже, в умных книжках пишут, что виртуальная память замедлила программы на 10—30%

Иерархия:

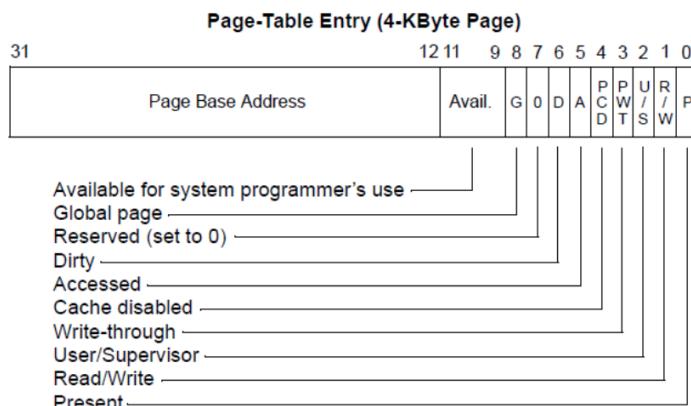


Рис. 4.6: Memory PTE

- page directory = 1024 page directory entry (**PDE**)
 - **PDE** содержит адрес page table (**PT**)
- **PT** — 1024 page table entry (**PTE**)
 - **PTE** содержит физический адрес страницы
 - **PT** — 4 MB of Virtual Memory

4.4 MMU

- Трансляция выполняется аппаратно с помощью MMU
- Несколько обращений к памяти
- Проверка прав доступа
- Генерация прерываний при ошибках
- Медленно — **TLB** (Translation Lookaside Buffer)
 - Очень быстрый => очень дорогой => очень маленький
 - Виртуальный адрес в физический
 - Права доступа
 - Инвалидация — следит ядро

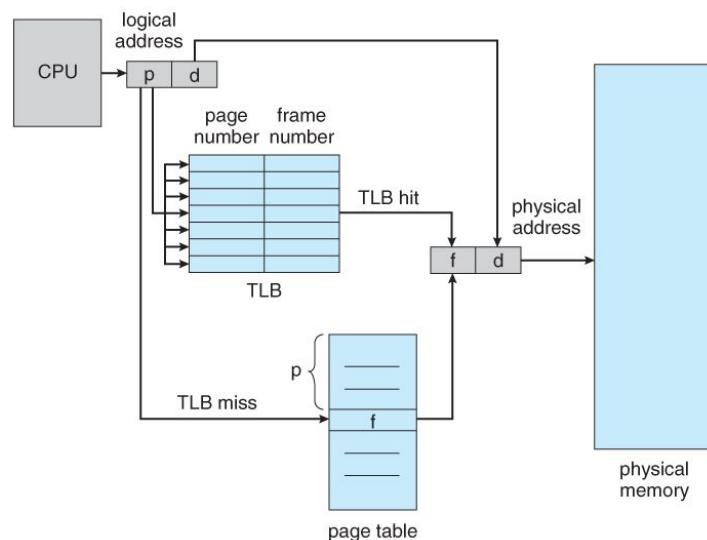


Рис. 4.7: Paging hardware

4.5 Переключение контекста

- Восстановить память процесса (регистр CR3)
- Восстановить поток выполнения (значения регистров)
- Как защитить память ядра? — привилегиями

4.6 Page Fault

- Проверка **PD**, **PT**, **PTE**, прав доступа
- MMU генерирует прерывание — адрес и тип доступа
- **ISR** в ядре

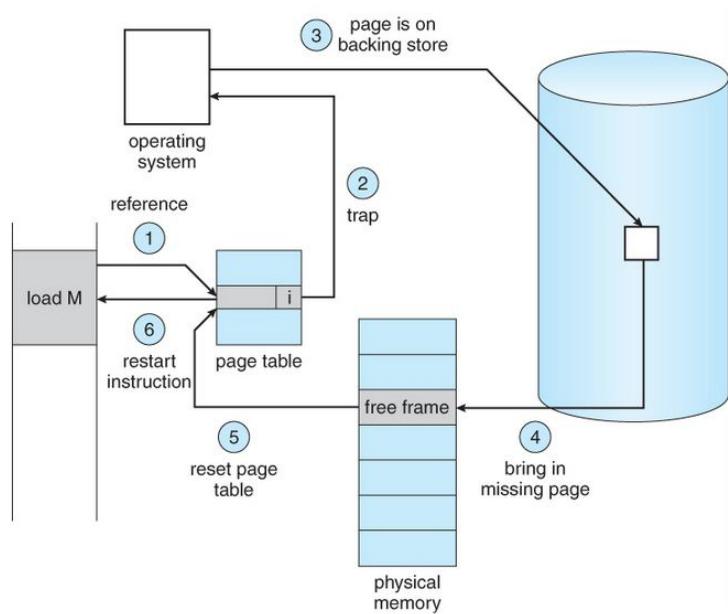


Рис. 4.8: Page fault

4.7 Page Reclaiming

- Идеальный — нужно освободить ту страницу, которая дольше всего не потребуется
- Belady Anomaly
 - **FIFO**
 - Reference string: 1, 2, 3, 4, 1, 2, 5, 1, 2, 3, 4, 5
 - 3 phys pages: 9 page faults
 - 4 phys pages: 10 page faults
- **LRU**
- Clock algorithm - approximate **LRU**

4.8 Примеры использования

4.8.1 Подкачка по требованию

- Пусть у нас есть фильм. Давайте читать этот файл используя окно считывания. Прикольно. Но можем замаппить файл в память и читать его.
- Каждый раз когда читаем еще незагруженную страницу, **page fault**, далее ядро подгружает страницу.
- Еще пример — `$ chrome help` (нам незачем инициализировать всю работу приложения)
- Ядро достаточно оптимально все это делает.

4.8.2 Swap

- Скидывание на диск холодной data
- MMU ходит по кругу и проверяет использование страниц

4.8.3 Copy on write

copyonwrite.cpp

```
#include <assert.h>
#include <sys/types.h>
#include <unistd.h>

int main() {
    int x = 42;
    const pid_t pid = fork();
    assert(pid != -1);

    if (!pid) {
        x = 43;
    }
}
```

Какое значение x будет в parent и в child?

Немного по-другому

copyonwrite2.cpp

```
#include <sys/types.h>
#include <unistd.h>
#include <iostream>
#include <cassert>

int main() {
    int x = 42;
    const pid_t pid = fork();
    assert(pid != -1);

    const bool am_i_child = !pid;

    if (am_i_child) {
        sleep(2);
        x = 43;
    } else {
        sleep(3);
    }

    std::cout << "Am I child: " << am_i_child << " "
        << x << " "
        << &x <<
    std::endl;
}
```

- Однаковые адреса, значение разное (child — 43, parent — 42)
- При создании процесса — ничего не делаем
- За всей этой истории стоит **MMU**

4.8.4 Другие

- Рост стека
- Разделяемый текст => Разделяемые библиотеки
- Разделяемая память

4.9 Запрос памяти у ядра

4.9.1 Пример №1

mem1.c

```
#include <stdlib.h>

int main() {
    printf("Hello\n");
    const char * a = malloc(100);
}
```

```
$ cc mem1.c -o mem1
$ strace -f ./mem1
```

mem1.trace

```
execve("./mem1", ["../mem1"], 0x7fff24c75d48 /* 35 vars */) = 0
...
brk(NULL)                      = 0x55a077d5e000
brk(0x55a077d7f000)           = 0x55a077d7f000
write(1, "Hello\n", 6Hello     ) = 6
exit_group(0)                  = ?
+++ exited with 0 +++
```

- Нет никакого выделения памяти через *malloc* (потому что это не системный вызов)
- **\$ man 2 brk, sbrk** — явное увеличение/уменьшение кучи
- Для того же самого со стеком системных вызовов нет (только ассемблерные инструкции)

4.9.2 Syscalls

- *malloc/calloc/realloc* через прослойку выделяют себе блок памяти, режут его на куски и выдают клиенту-программисту
- *free()* — отдает блок памяти не ядру, а прослойке
- *malloc()* — неинициализированная память (сколько байт)
- *calloc()* — память инициализированная нулями (сколько объектов хотим)
- *realloc()* — все вместе (может еще перемещать память, так как возвращается не всегда тот указатель, который передали)
- Операторы **new** и **delete** выражаются через функции С

4.9.3 Helpers

- **Valgrind** — выполняет инструкцию за инструкцией программы, которую ему передали (строит внутри себя модель и отслеживает выделения памяти), долго работает (значительно снижает производительность)
- **Sanitizer (ASAN)** — инструментируют код, добавляют дополнительные проверки (тоже внутри себя строит модель)
- Программы с санитайзером работают не на порядок медленнее, а в 2-3 раза.

4.9.4 Пример №2

Когда мы делаем `free()`, память может остаться в userspace.

mem2.c

```
#include <stdlib.h>

int main() {
    printf("Hello\n");
    char * a = malloc(100);
    a[0] = 'X';
    free(a);
    printf("%c\n", a[0]);
}
```

Что будет? — **Undefined Behavior**

Но ведь ничего не напечаталось

mem2.trace

```
execve("./mem2", ["../mem2"], 0x7ffeb9fe31b8 /* 35 vars */) = 0
...
brk(NULL)                      = 0x557938333000
brk(0x557938354000)            = 0x557938354000
write(1, "Hello\n", 6Hello     ) = 6
write(1, "\0\n", 2              ) = 2
exit_group(0)                   = ?
+++ exited with 0 +++
```

На самом деле все напечаталось, просто мы этого не видим

4.10 Аллокаторы памяти

Зачем писать свой аллокатор памяти?

Случай:

1. Есть особенность данных, которую хотим использовать
2. Когда нужно дебажить свой аллокатор

Slab-аллокаторы эксплуатируют то, что мы выделяем и освобождаем память одного и того же размера

slab.c

```
struct SLAB {
    uint64_t index;
    object_t objects[64];
    SLAB *prev;
    SLAB *next;
};

struct pool {
    SLAB *full;
    SLAB *parted;
    SLAB *empt;
};
```

4.11 Mapping

4.11.1 Syscalls

mmap(), *munmap()*

- Представьте, что у вас есть файл, и вы заранее не знаете к какой части файла будете обращаться.
- Замаппив этот файл в память своего процесса, нужно понимать, что ядро автоматически не полностью подгружает его в память.
- Допустим, есть куча процессов, которые читают свой исполняемый файл. Если бы мы делали это не через маппинг, то каждый раз надо было бы считывать что-то в локальные буфера
- С помощью маппинга можно избежать этой проблемы

4.11.2 Пример №1

map1.c

```
#include <fcntl.h>
#include <sys/mman.h>
#include <sys/stat.h>
#include <sys/types.h>
#include <unistd.h>

#include <assert.h>
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>

int main() {
    const int fd = open("/etc/passwd", O_RDONLY);

    struct stat st;
    assert(fstat(fd, &st) != -1);
    void *addr = mmap(NULL, st.st_size, PROT_READ, MAP_ANONYMOUS | MAP_PRIVATE,
                      fd, 0);
    //Отображение файла начиная с нуля

    close(fd);
}
```

map1.trace

```
execve("./map1", ["../map1"], 0x7ffd039a12a8 /* 35 vars */) = 0
...
openat(AT_FDCWD, "/etc/passwd", O_RDONLY) = 3
fstat(3, {st_mode=S_IFREG|0644, st_size=1053, ...}) = 0
mmap(NULL, 1053, PROT_READ, MAP_PRIVATE|MAP_ANONYMOUS, 3, 0) = 0x7f7afa213000
close(3) = 0
exit_group(0) = ?
+++ exited with 0 +++
```

В выводе *openat()*, так как мы делали не прямой системный вызов

4.11.3 Пример №2

Печать содержимого файла `/etc/passwd`

map2.c

```
#include <fcntl.h>
#include <sys/mman.h>
#include <sys/stat.h>
#include <sys/types.h>
#include <unistd.h>

#include <assert.h>
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>

int main() {
    const int fd = open("/etc/passwd", O_RDONLY);

    struct stat st;
    assert(fstat(fd, &st) != -1);
    char *addr = mmap(NULL, st.st_size, PROT_READ, MAP_PRIVATE, fd, 0);

    for (size_t i = 0; i < st.st_size; ++i) {
        printf("%c", addr[i]);
    }

    munmap(addr, st.st_size);

    close(fd);
}
```

map2.trace

```
execve("./map2", ["../map2"], 0x7ffc9c1e94e8 /* 35 vars */) = 0
...
openat(AT_FDCWD, "/etc/passwd", O_RDONLY) = 3
fstat(3, {st_mode=S_IFREG|0644, st_size=1053, ...}) = 0
mmap(NULL, 1053, PROT_READ, MAP_PRIVATE, 3, 0) = 0x7fe33146a000
fstat(1, {st_mode=S_IFREG|0644, st_size=2251, ...}) = 0
brk(NULL) = 0x5607682c3000
brk(0x5607682e4000) = 0x5607682e4000
munmap(0x7fe33146a000, 1053) = 0
close(3) = 0
write(1, "root:x:0:0:/root:/bin/bash\nbin:"..., 1053root:x:0:0:/root:/bin/bash
...
exit_group(0) = ?
+++ exited with 0 +++
```

4.11.4 Пример №3

\$ man 2 mprotect

map3.c

```
#include <fcntl.h>
#include <sys/mman.h>
#include <sys/stat.h>
#include <sys/types.h>
#include <unistd.h>

#include <assert.h>
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>

#define PAGE_SIZE 4096

int main() {
    const size_t size = 4 * PAGE_SIZE;
    char *addr = mmap(NULL, size, PROT_READ | PROT_WRITE, MAP_PRIVATE |
                      MAP_ANONYMOUS, -1, 0);
    assert(addr != MAP_FAILED);

    for (size_t i = 0; i < size; ++i) {
        addr[i] = 'X';
    }

    mprotect(&addr[3 * PAGE_SIZE], PAGE_SIZE, PROT_NONE);

    addr[3 * PAGE_SIZE - 1] = 'Y';
    addr[3 * PAGE_SIZE] = 'Y'; //Segmentation fault

    munmap(addr, size);
}
```

map3.trace

```
execve("./map3", [".map3"], 0x7ffc727faa38 /* 35 vars */) = 0
...
mmap(NULL, 16384, PROT_READ|PROT_WRITE, MAP_PRIVATE|MAP_ANONYMOUS, -1, 0) =
    0x7f1eb681e000
mprotect(0x7f1eb6821000, 4096, PROT_NONE) = 0
--- SIGSEGV {si_signo=SIGSEGV, si_code=SEGV_ACCERR, si_addr=0x7f1eb6821000} ---
+++ killed by SIGSEGV (core dumped) +++
```

\$ man 2 madvise

4.11.5 Additional

- `pause()` — системный вызов, останавливает программу, пока она не получит сигнал
- Ядро всегда зануляет память, которую отдает
- Как работают санитайзеры: выделяют справа и слева блоки памяти, в которых устанавливают флаги и потом чекают на access к ним

4.12 Безопасность

4.12.1 Meltdown

- Состоит из нескольких этапов
- Это атака позволяет читать непривилегированную для процесса память ядра
- Использует следующие особенности:
 - Спекулятивное выполнение
 - Утечка данных через сторонний канал
 - * Процессоры имеют кэши
 - * Оценка времени доступа к массиву позволяет понять, находятся ли данные в кэше

4.12.2 ASLR

Address space layout randomization

aslr.c

```
#include <stdio.h>

int main() {
    char a;

    printf("%p\n", &a);
    printf("%p\n", main);
}
```

Почему значения почти одинаковые при каждом запуске?
Они рандомизируются (еще один рубеж защиты)

4.13 Литература

- Understanding the Linux Kernel by Daniel P. Bovet & Marco Cesati
(Достаточно хорошо описана архитектура)
- Intel 64 and IA-32 Architectures Software Developer's Manual Volume 3
(Руководство от Intel)
- x86 Instruction Set Architecture by Tom Shanley
(Выжимка руководства от Intel)
- What every programmer should know about memory by Ulrich Drepper
(Очень полезно)
- Безопасное программирование на С и С++. Роберт С. Сиакорд
(Про уязвимости)

4.14 Домашнее задание №3

Кусочек **JIT** компилятора

Цель — получить знакомство с системными вызовами, используемыми для получения/освобождения памяти от ядра. Получить представление о том, как может работать **JIT** компилятор.

Программа должна

- Выделить память с помощью *mmap(2)*.
- Записать в выделенную память машинный код, соответствующий какой-либо функции.
- Изменить права на выделенную память - чтение и исполнение (*mprotect(2)*).
- Вызвать функцию по указателю на выделенную память.
- Освободить выделенную память.

Что может помочь?

- `$ man objdump`
- `help disassemble` в `gdb`

Extra points

- Сильные духом призываются к возможности модификации кода выполняемой функции в runtime.
- Например, вы можете получить аргументом вызова вашей программы какое-то число и пропатчить машинный код этим числом. Эта часть задания будет оцениваться в дополнительные баллы.

Лекция 5

Линковка и безопасность

Лекция 6

IPC

6.1 Общее

- Есть много разных IPC — Inter Process Communication
- Examples: **pipes in shell, sockets, System V shared memory, signals, mutexes**
- IPC дает какой-то способ взаимодействия
- IPC нужно выбирать с умом, зная требования к взаимодействию
- Демоны (**daemons**) — служебные процессы, которые долго живут и не перезагружаются (обслуживают что-то)

6.2 Классификация

6.2.1 Synchronization

- Eventfd
- Futexes
- Record locks
- File locks
- Mutexes
- Condition variables
- Barriers
- Read-write locks

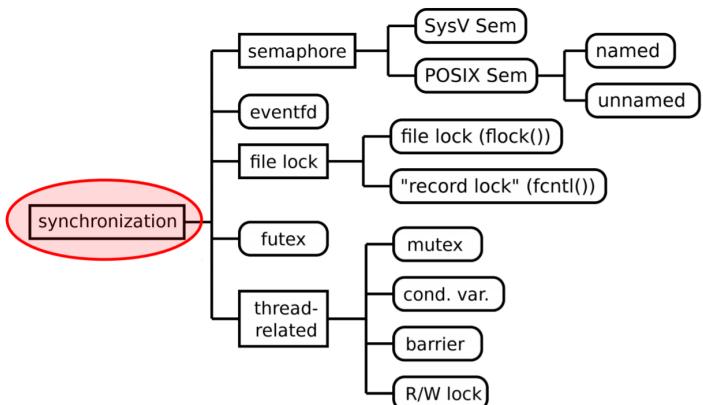


Рис. 6.1: Synchronization

6.2.2 Communication

- Pipes
- FIFOs
- Pseudoterminals
- Sockets
 - Stream vs Datagram
(vs Seq.packet)
 - UNIX vs Internet domain
- POSIX message queues
- POSIX shared memory
- System V message queues
- System V shared memory
- System V semaphores
- Shared memory mappings
 - File vs Anonymous
- Cross-memory attach
 - *proc_vm_readv()*
 - *proc_vm_writev()*

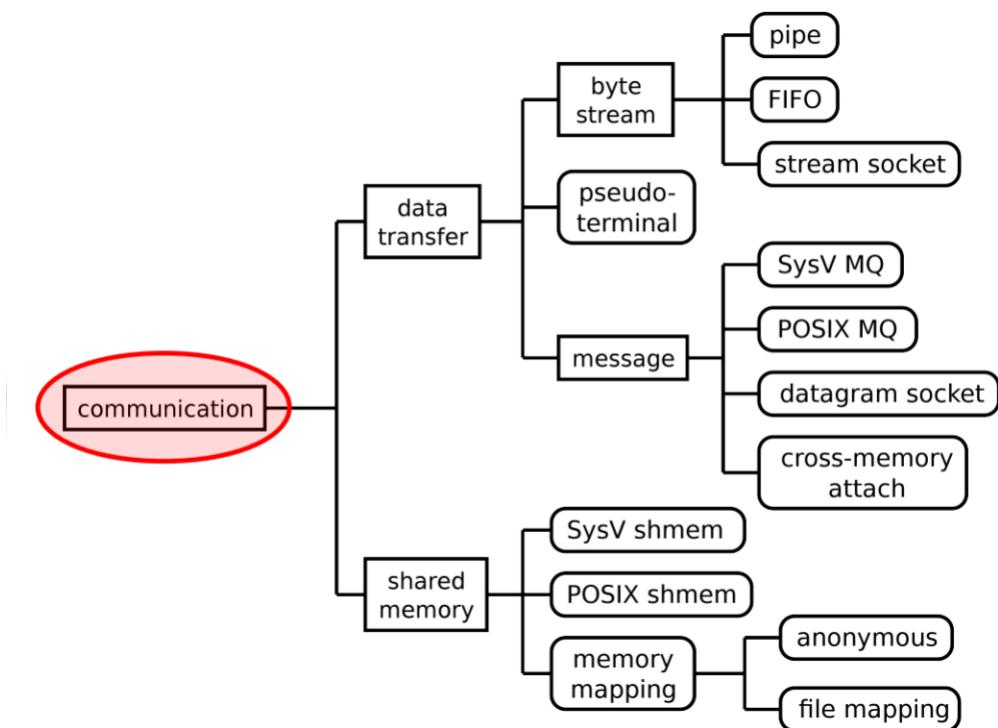


Рис. 6.2: Communication

6.2.3 Signals

- Standard, Realtime

6.3 Сигналы

6.3.1 Общее

- Сигналы характеризуются числом
- `$ kill -SIGSTOP [number of process]` — послать сигнал процессу
- Сигналы выставляются процессу

Примеры:

- **SIGSEGV** — segmentation violation
- **SIGBUS** — генерируется в связи с проблемами маппинга виртуальной памяти на диск **TODO Is it true?**
- **SIGINT** — interrupt (Ctrl + C)
- **SIGILL** — illegal instruction
- **SIGUSR1, SIGUSR2** — отдаются на использование программисту
- **SIGSTOP** — процесс перестает шедулироваться (грубо говоря замораживается)
- **SIGCONT** — процесс начинает шедулироваться **TODO Is it true?**
- **SIGTERM** — попросить процесс завершиться

SIGKILL и **SIGSTOP** — нельзя ни перехватить, ни игнорировать

6.3.2 Пример №1

Что произойдет?

signal1.cpp

```
#include <assert.h>

int main(int argc, const char *argv[]) {
    assert(0);
}
```

У сигнала может быть три разных поведения: игнорирование, дефолтное, свой обработчик

6.3.3 Пример №2

Как послать сигнал самому себе?

signal2.cpp

```
#include <signal.h>

int main(int argc, const char *argv[]) {
    raise(SIGALRM);
}
```

6.3.4 Пример №3

Пишем свой обработчик сигнала

signal3.cpp

```
#include <signal.h>
#include <unistd.h>

static void sigint_handler(int signo) {
    printf("SIGINT caught\n");
}

int main() {
    signal(SIGINT, sigint_handler);

    for(;;) {
        sleep(1);
    }
}
```

Нажимаем Ctrl + C, ловим сигнал

6.3.5 Пример №4

Сигнал обрабатывается по границе выполняемой инструкции

signal4.cpp

```
#include <signal.h>
#include <unistd.h>

static void sigint_handler(int signo) {
    printf("SIGINT caught\n");
}

int main() {
    signal(SIGINT, sigint_handler);

    for(;;) {
        sleep(10000);
        printf("hm\n");
    }
}
```

Генерация сигнала прерывает функцию *sleep()*

6.3.6 Пример №5

signal5.cpp

```
#include <signal.h>
#include <unistd.h>

static unsigned counter = 0;

static void sigint_handler(int signo) {
    counter += 100500;
    printf("SIGINT caught\n");
}

static void non_reentrant_func() {
    for (;;) {
        const unsigned prev_counter = counter;
        ++counter;
        assert(prev_counter + 1 == counter);
    }
}

int main() {
    signal(SIGINT, sigint_handler);
    non_reentrant_func();
}
```

Мы не имеем права звать из обработчика сигналов нереентрабельные функции (*malloc()*, *printf()*, ...)

6.3.7 Пример №6

signal6.cpp

```
#include <signal.h>
#include <unistd.h>

static sig_atomic_t sigint_flag;

static void sigint_handler(int signo) {
    sigint_flag = 1;
}

int main() {
    signal(SIGINT, sigint_handler);

    for(;;) {
        if (sigint_flag) {
            printf("SIGINT caught\n");
            sigint_flag = 0;
        }
        sleep(1);
    }
}
```

`sig_atomic_t` — define для TODO ?

6.3.8 Пример №7

signal7.cpp

```
#include <signal.h>
#include <unistd.h>

static sig_atomic_t sigint_flag;

static void sigint_handler(int signo) {
    if (signo == SIGINT) {
        sigint_flag = 1;
        printf("SIGINT caught\n");
        raise(SIGUSR1);
        printf("SIGUSR1 sent\n");
    } else {
        assert(signo == SIGUSR1);
        printf("SIGUSR1 caught\n");
    }
}
```

```

}

int main() {
    signal(SIGINT, sig_handler);
    signal(SIGUSR1, sig_handler);

    for(;;) {
        if (sigint_flag) {
            printf("SIGINT caught\n");
            sigint_flag = 0;
        }
        sleep(1);
    }
}

```

Если сигнал возникнет в обработчике сигнала, то он обработается

6.3.9 Пример №8

TODO Пример с ассемблером

6.3.10 Дополнительно

- Можно взять обработчик сигнала для **SIGIGN**, и поставить его также на обработку какого-нибудь другого
- У интерфейса сигналов много проблем, поэтому появился *advanced* интерфейс **\$ man sigaction**
Можно доставать из него информацию о проблеме (например, для **SIGSEGV** — адрес памяти, которая защищена)
- TODO Гадание по **CR2** как в Матрице
- Если сигнал возник во время системного вызова, то он возвращается с кодом ошибки **EINTR**
SA_RESTART — чтобы продолжить

6.4 Pipes

- Примитив IPC
- Данные на одном конце получаются ровно в том порядке, в котором они передаются с другого конца
- `pipe()` — системный вызов для создания
 \$ man pipe
- `dup` — создание копии файлового дескриптора
 \$ man dup
- `pipe == byte stream buffer in kernel`
- Гарантия атомарности упирается в константу (размер буфера)
- Механизм IPC не дает гарантий границ сообщений
- Если никто не пишет в `pipe`, то тот, кто читает из него — блокируется (поток исполнения)
- Есть неблокирующие файловые дескрипторы (вместо блокировки возвращают код ошибки)
- **Globbing** — подмножество регулярок (по маске получает что-то из файловой системы)

6.4.1 Buffer

- `stdout` — буферизированный, `stderr` — нет
- Буферизация — в данном случае, исключительно свойство библиотеки libc (системные вызовы не такие)

Пример №1

pipe1.cpp

```
#include <iostream>
#include <unistd.h>

int main() {
    for (int i = 0; i < 100500; ++i) {
        std::cout << 'X';
        usleep(1E5);
    }
}
```

Программа пишет, но ничего не выводится

Пример №2

pipe2.cpp

```
#include <iostream>
#include <unistd.h>

int main() {
    for (int i = 0; i < 100500; ++i) {
        std::cout << 'X' << std::endl;
        usleep(1E5);
    }
}
```

std::endl flushes output

Пример №3

pipe3.cpp

```
#include <iostream>
#include <unistd.h>

int main() {
    for (int i = 0; i < 100500; ++i) {
        std::cerr << 'X';
        usleep(1E5);
    }
}
```

Не буферизированный

6.4.2 Redirect

- Редиректы позволяют рассортировать вывод (`$./a.out 2>err`)
- Shell обрабатывает перенаправления последовательно
 - `$./a.out 1>out 2>&1` (В конце перенаправление обоих в файл)
 - `$./a.out 2>&1 1>out` (Сначала и первый, и второй указывают на терминал, позже первый указывает на файл, в конце `stderr` привязан к терминалу, а `stdout` к файлу)
- Еще бывают перенаправления ввода и вывода (`$ wc -l < /etc/passwd`)
- Вся информация — `$ man sh`
- `$ man 3 open`
- `$ cat /etc/passwd | tee /tmp/out` — одновременно выводим на экран и в файл

Пример

pipe4.cpp

```
#include <iostream>

int main() {
    for (int i = 0; i < 100500; ++i) {
        std::cout << 'X';
    }
    for (int i = 0; i < 100500; ++i) {
        std::cerr << 'Y';
    }
}
```

Выводы склеены

6.5 FIFO

Именованный pipe — \$ mkfifo

6.6 SystemV

TODO More

- Гарантирует то, что если вы записали сообщение, то его получат в том же размере
- **Semaphores** — like mutexes
- **IPC Keys** — just ints (*ftok()*)
- *msgget()*
- Проблема семафоров — слишком богатый интерфейс (можно сделать массив из семафоров, работать с ним параллельно)
- Симметричны в отношении к очередям TODO ?

systemv.cpp

```
#include <iostream>
#include <cstddef>
#include <cassert>
#include <cstring>
#include <sys/ipc.h>
#include <sys/shm.h>
#include <unistd.h>

int main() {
    const std::size_t size = 10 * 4096;
    const auto shmid = shmget(IPC_PRIVATE, size, IPC_CREAT | IPC_EXCL);
    assert(shmid != -1);

    auto address = shmat(shmid, nullptr, 0);
    if (address == (void*) -1) {
        std::cerr << "Cannot attach shared memory: " << strerror(errno) <<
        std::endl;
    }
    assert(address != (void*) -1);

    std::cout << "Shared memory attached at: " << address << std::endl;

    pause();
}
```

6.7 Sockets

TODO More

- `$ man 2 socket`
- `$ man 7 ip`
- `$ man 2 connect`
- Есть разные протоколы (транспортные, сетевые и т.д.)

Уровни (TODO модели оси?):

Userspace:

- L7 – APPLICATION (**HTTP, MTproto, QUIC, etc**)
- L6, L5 – SESSION, REPRESENTATION

Чистая абстракция, способ поделить протокол на части, чтобы его проще было понимать

Kernelspace:

- L4 – TRANSPORT (**TCP, UDP, SCTP, etc**)
- L3 – NETWORK (**IPv4, IPv6, IPX**)
- L2 – TODO ? (**802.3, 802.11**)
- L1 – PHYSICAL

QUIC – новомодный транспортный протокол. Находится на последнем уровне для обратной совместимости.

6.8 Литература

- The Linux Programming Interface (практически все описано)
- Ссылка на презентацию от автора книги

Лекция 7

Сети