



Министерство науки и высшего образования Российской Федерации
Федеральное государственное бюджетное образовательное учреждение
высшего образования
«Московский государственный технический университет
имени Н.Э. Баумана
(национальный исследовательский университет)»
(МГТУ им. Н.Э. Баумана)

ФАКУЛЬТЕТ ИУ «Информатика и системы управления»

КАФЕДРА ИУ-7 «Программное обеспечение ЭВМ и информационные технологии»

РАСЧЕТНО-ПОЯСНИТЕЛЬНАЯ ЗАПИСКА

К КУРСОВОЙ РАБОТЕ

НА ТЕМУ:

*«Загружаемый модуль ядра, позволяющий скрывать
файлы или запрещать их изменение, чтение и
удаление»*

Студент ИУ7-74Б
(группа)

(Подпись, дата) Д.А. Татаринова
(И.О. Фамилия)

Руководитель курсовой работы

(Подпись, дата) Н.Ю.Рязанова
(И.О. Фамилия)

СОДЕРЖАНИЕ

Введение	4
1 Аналитический раздел	5
1.1 Постановка задачи	5
1.2 Файловая система UNIX	5
1.3 Файловый ввод-вывод	7
1.3.1 Функция open	8
1.3.2 Функция write	11
1.3.3 Функции link, unlink	12
1.3.4 Функция getdents	13
1.4 Перехват функций в ядре с помощью ftrace	15
2 Конструкторский раздел	18
2.1 IDEF0	18
2.2 Алгоритм инициализации модуля	19
2.3 Алгоритм обработчика системного вызова	20
2.4 Структура программного обеспечения	20
3 Технологический раздел	22
3.1 Инициализация модуля	22
3.2 Инициализация полей структуры ftrace_hook	23
3.3 Реализация обработчиков системных вызовов	24
4 Исследовательский раздел	28

4.1 Пример работы разработанного программного обеспечения.....	28
Заключение	30
Список использованных источников.....	31

ВВЕДЕНИЕ

Обеспечение безопасного доступа к файлам в операционной системе Linux является актуальной задачей. При работе с файлами в Linux необходимо обеспечивать конфиденциальность данных и предоставлять защиту от вредоносных действий.

Данная курсовая работа посвящена разработке модуля, позволяющего ограничивать доступ к определенным файлам.

1 Аналитический раздел

1.1 Постановка задачи

В соответствии с заданием на курсовую работу необходимо разработать загружаемый модуль ядра для ОС Linux, позволяющий скрывать файлы или запрещать их изменение, чтение и удаление. Предусмотреть возможность ввода пароля для отображения файлов или разрешения операций над ними. Предоставить пользователю возможность задавать список таких файлов.

Для достижения поставленной цели необходимо решить следующие задачи:

- изучить принцип работы файловой системы Linux;
- изучить возможности перехвата функций в ядре Linux;
- изучить возможность передачи данных из режима пользователя в режим ядра;
- разработать алгоритмы и структуру программного обеспечения;
- реализовать программное обеспечение;
- протестировать работоспособность разработанного программного обеспечения.

1.2 Файловая система UNIX

Файловая система UNIX представляет собой иерархическую древовидную структуру, состоящую из каталогов и файлов. Начинается она с каталога, который называется корнем (root), а имя этого каталога представлено единственным символом — `/`.

Каталог представляет собой файл, в котором содержатся каталожные записи. Логически каждую такую запись можно представить в виде структуры, состоящей из имени файла и дополнительной информации, описывающей атрибуты файла. Атрибуты файла — это такие характеристики, как тип файла (обычный файл или каталог), размер файла, владелец файла, права доступа к файлу (есть ли у других пользователей доступ к файлу), время последней модификации файла [1].

Имена элементов каталога называются именами файлов. Только два символа не могут встречаться в имени файла — это прямой слэш (/) и нулевой символ (\0). Символ слэша разделяет имена файлов, из которых состоит строка пути к файлу, а нулевой символ обозначает конец этой строки.

Всякий раз, когда создается новый каталог, автоматически создаются два файла: . (называется точка) и .. (называется точка–точка). Под именем «точка» подразумевается текущий каталог, а под именем «точка–точка» — родительский.

Сегодня используются самые разные реализации файловых систем UNIX. Например, Solaris поддерживает несколько типов дисковых файловых систем: традиционную для BSD–систем UNIX File System (UFS), DOS–совместимую файловую систему под названием PCFS и файловую систему, предназначенную для компакт–дисков — HSFS [1].

На рисунке 1.1 представлен диск, поделенный на несколько разделов. Каждый из разделов может содержать файловую систему.

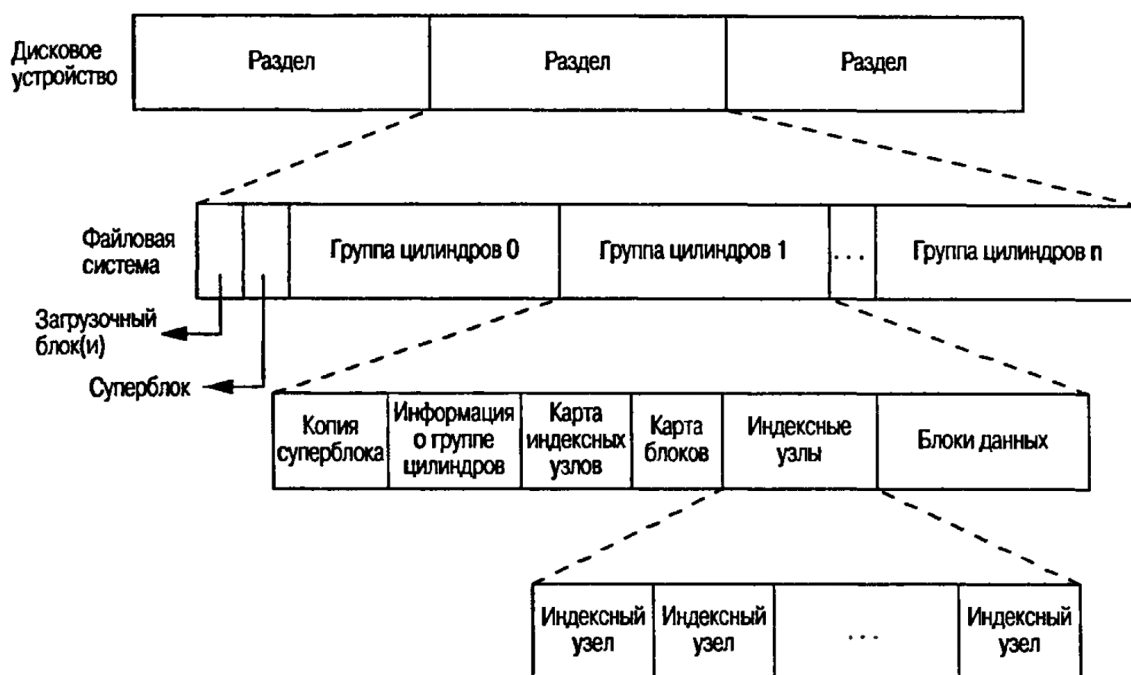


Рисунок 1.1 — Дисковое устройство, разделы и файловая система

Индексные узлы — это записи фиксированной длины, которые содержат большую часть сведений о файлах.

1.3 Файловый ввод-вывод

К операциям файлового ввода-вывода относятся открытие файла, чтение из файла, запись в файл и так далее. Большинство операций файлового ввода-вывода в UNIX можно выполнить с помощью пяти функций: `open`, `read`, `write`, `lseek` и `close`.

Все открытые файлы представлены в ядре файловыми дескрипторами. Файловый дескриптор — это неотрицательное целое число. Когда процесс открывает существующий файл или создает новый, ядро возвращает ему файловый дескриптор. Чтобы выполнить запись в файл или чтение из него, нужно передать функции `read` или `write` его файловый дескриптор, полученный в результате вызова функции `open` или `create`.

В соответствии с принятыми соглашениями командные оболочки UNIX ассоциируют файловый дескриптор 0 со стандартным устройством ввода процесса, 1 — со стандартным устройством вывода и 2 — со стандартным устройством вывода сообщений об ошибках. Это соглашение используется командными оболочками и большинством приложений, но не является особенностью ядра UNIX. Тем не менее многие приложения не смогли бы работать, если это соглашение было бы нарушено.

1.3.1 Функция `open`

Системный вызов `open()` открывает файл, указанный в `pathname`. Если указанный файл не существует, он может (если указан флаг `O_CREATE`) быть создан `open()`.

Листинг 1.1 — Функция `open`

```
1 #include <fcntl.h>
2
3 int open (const char *pathname, int flags);
4 int open (const char *pathname, int flags, mode_t mode);
```

Возвращаемое значение `open()` — дескриптор файла, неотрицательное целое число, которое используется в последующих системных вызовах для работы с файлом.

Параметр `flags` — это флаги, которые собираются с помощью побитовой операции ИЛИ из таких значений, как:

`O_EXEC` — открыть только для выполнения (результат не определен, при открытии директории).

`O_RDONLY` — открыть только на чтение.

`O_RDWR` — открыть на чтение и запись.

O_SEARCH — открыть директорию только для поиска (результат не определен, при использовании с файлами, не являющимися директорией).

O_WRONLY — открыть только на запись.

O_APPEND — файл открывается в режиме добавления, перед каждой операцией записи файловый указатель будет устанавливаться в конец файла.

O_CLOEXEC — устанавливает флаг `close-on-exec` для нового файлового дескриптора, указание этого флага позволяет программе избегать дополнительных операций `fcntl F_SETFD` для установки флага *FD_CLOEXEC*.

O_CREAT — если файл не существует, то он будет создан.

O_DIRECTORY — если файл не является каталогом, то `open` вернёт ошибку.

O_DSYNC — файл открывается в режиме синхронного ввода-вывода (все операции записи для соответствующего дескриптора файла блокируют вызывающий процесс до тех пор, пока данные не будут физически записаны).

O_EXCL — если используется совместно с *O_CREAT*, то при наличии уже созданного файла вызов завершится ошибкой.

O_NOCTTY — если файл указывает на терминальное устройство, то оно не станет терминалом управления процесса, даже при его отсутствии.

O_NOFOLLOW — если файл является символической ссылкой, то `open` вернёт ошибку.

O_NONBLOCK — файл открывается, по возможности, в режиме `non-blocking`, то есть никакие последующие операции над дескриптором файла не заставляют в дальнейшем вызывающий процесс ждать.

O_RSYNC — операции записи должны выполняться на том же уровне, что и *O_SYNC*.

O_SYNC — файл открывается в режиме синхронного ввода-вывода (все операции записи для соответствующего дескриптора файла блокируют вызывающий процесс до тех пор, пока данные не будут физически записаны).

O_TRUNC — если файл уже существует, он является обычным файлом и заданный режим позволяет записывать в этот файл, то его длина будет урезана до нуля.

O_LARGEFILE — позволяет открывать файлы, размер которых не может быть представлен типом `off_t` (`long`). Для установки должен быть указан макрос `_LARGEFILE64_SOURCE`

O_TMPFILE — при наличии данного флага создаётся неименованный временный файл.

O_PATH — получить файловый дескриптор, который можно использовать для двух целей: для указания положения в дереве файловой системы и для выполнения операций, работающих исключительно на уровне файловых дескрипторов. Если *O_PATH* указан, то биты флагов, отличные от *O_CLOEXEC*, *O_DIRECTORY* и *O_NOFOLLOW*, игнорируются.

Третий параметр `mode` всегда должен быть указан при использовании *O_CREAT*; во всех остальных случаях этот параметр игнорируется.

Схема алгоритма работы системного вызова `open()` представлена на рисунке 1.2.

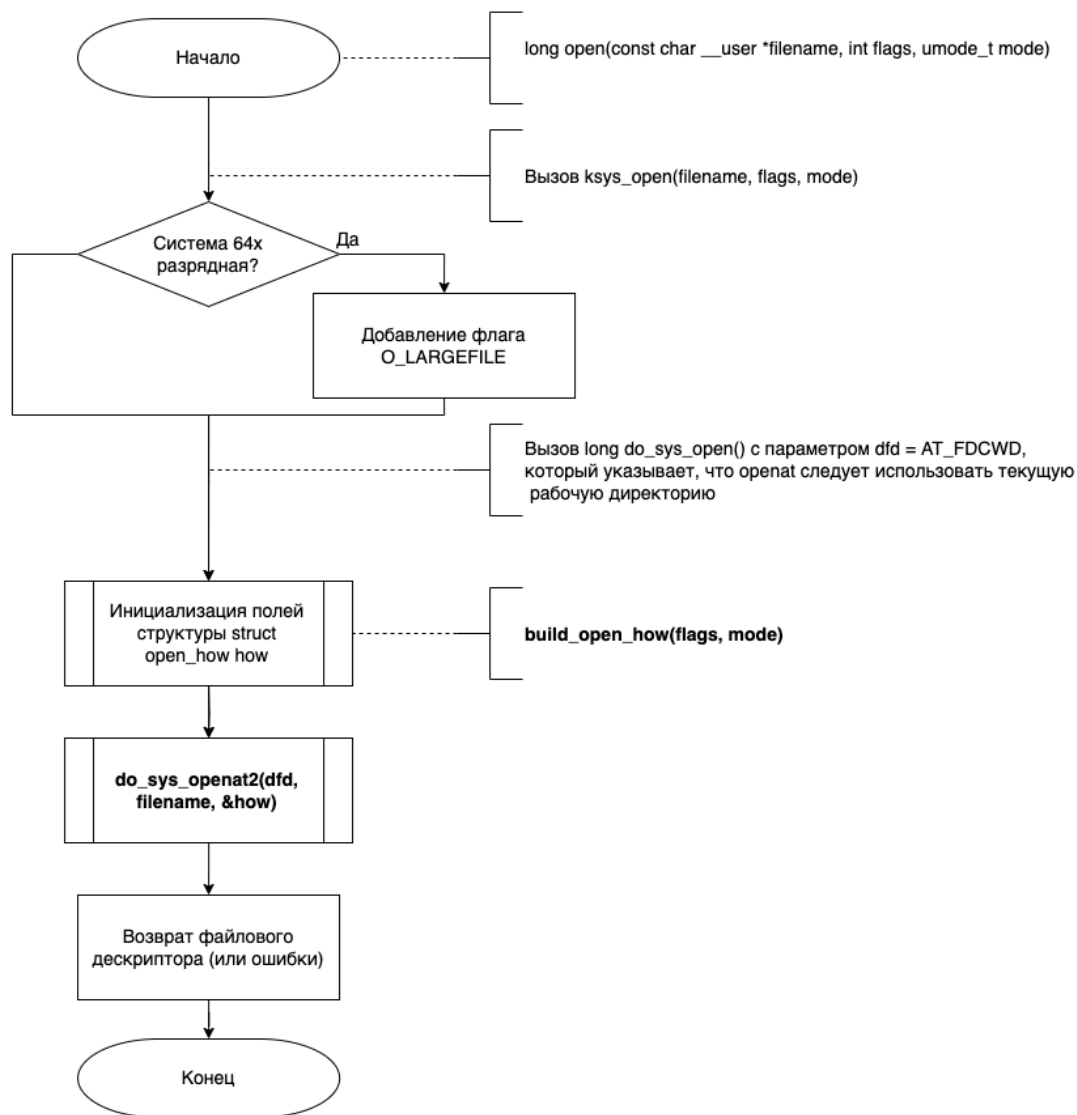


Рисунок 1.2 — Схема алгоритма работы системного вызова `open()`

Функция `open` гарантирует, что возвращаемый ею дескриптор файла будет представлять собой наименьшее не используемое в качестве дескриптора положительное число.

1.3.2 Функция `write`

Запись данных в открытый файл производится функцией `write`.

Листинг 1.2 — Функция `write`

```

1 #include <unistd.h>
2
3 ssize_t write(int fd, const void *buf, size_t size);

```

Возвращаемое значение обычно совпадает со значением аргумента `size`, в противном случае возвращается признак ошибки. Наиболее распространенные случаи, когда возникает ошибка записи, — это переполнение диска или превышение ограничения на размер файла для заданного процесса.

Для обычных файлов запись начинается с текущей позиции файла. Если при открытии файла был указан флаг `O_APPEND`, текущая позиция устанавливается в конец файла перед началом каждой операции записи. По окончании записи значение текущей позиции увеличивается на количество фактически записанных байт.

1.3.3 Функции `link`, `unlink`

На индексный узел любого файла могут указывать несколько каталожных записей. Такие ссылки создаются с помощью функции `link`.

Листинг 1.3 — Функция `link`

```
1 #include <unistd.h>
2
3 int link(const char *existingpath, const char *newpath);
```

Эта функция создает в каталоге новую запись с именем `newpath`, которая будет указывать на существующий файл `existingpath`. Если запись с именем `newpath` уже существует, функция вернет признак ошибки. Создается только последний компонент полного пути `newpath`, все промежуточные компоненты должны существовать к моменту вызова функции.

Операции создания новой записи в каталоге и увеличения счетчика ссылок должны выполняться атомарно.

Большинство реализаций требуют, чтобы оба пути находились в пределах одной файловой системы, хотя стандарт POSIX.1 допускает возможность создания ссылок на файлы, расположенные в других файловых системах.

Если поддерживается создание жестких ссылок на каталоги, то эта операция может выполняться только суперпользователем. Причина такого ограничения состоит в том, что создание жесткой ссылки на каталог может привести к появлению замкнутых «петель» в файловой системе, и большинство обслуживающих ее утилит не смогут обработать их надлежащим образом. По этой же причине многие реализации файловых систем вообще не допускают создания жестких ссылок на каталоги.

Удаление записей из каталога производится с помощью функции `unlink`.

Листинг 1.4 — Функция `unlink`

```
1 #include <unistd.h>
2
3 int unlink(const char *pathname);
```

Эта функция удаляет запись из файла каталога и уменьшает значение счетчика ссылок на файл `pathname`. Если на файл указывает несколько ссылок, то его содержимое будет через них по-прежнему доступно. В случае ошибки файл не изменяется.

1.3.4 Функция `getdents`

Функция `getdents` возвращает записи каталога.

Листинг 1.5 — Функция `getdents`

```
1 #include <unistd.h>
2
3 int getdents(unsigned int fd, struct linux_dirent *dirp, unsigned int
    count);
```

Системный вызов `getdents()` читает несколько структур `linux_dirent` из каталога, на который указывает открытый файловый дескриптор `fd`, в буфер, указанный в `dirp`. В аргументе `count` задаётся размер этого буфера.

Структура `linux_dirent` определена следующим образом [2]:

Листинг 1.6 — Структура `linux_dirent`

```
1 struct linux_dirent {
2     unsigned long    d_ino;
3     unsigned long    d_off;
4     unsigned short   d_reclen;
5     char             d_name[1];
6 };
```

В `d_ino` указан номер `inode`. В `d_off` задается расстояние от начала каталога до начала следующей `linux_dirent`. В `d_reclen` указывается размер данного `linux_dirent` целиком. В `d_name` задается имя файла, завершающееся `null`. `d_type` — тип файла. В нем содержится одно из следующих значений (определённых в `<dirent.h>`):

- `DT_BLK` (блочное устройство);
- `DT_CHR` (символьное устройство);
- `DT_DIR` (каталог);
- `DT_FIFO` (именованный канал (FIFO));
- `DT_LNK` (символическая ссылка);
- `DT_REG` (обычный файл);
- `DT SOCK` (доменный сокет UNIX);
- `DT_UNKNOWN` (неизвестный тип).

Первоначальный системный вызов Linux `getdents()` не работал с файловыми системами большого размера и большими смещениями файлов. В связи с этим, в Linux 2.4 была добавлен `getdents64()`.

Системный вызов `getdents64()` подобен `getdents()`, за исключением того, что второй аргумент является указателем на буфер, содержащий структуры следующего типа:

Листинг 1.7 — Структура `linux_dirent64`

```
1 struct linux_dirent64 {
2     ino64_t      d_ino;
3     off64_t      d_off;
4     unsigned short d_reclen;
5     unsigned char  d_type;
6     char         d_name[];
7 };
```

1.4 Перехват функций в ядре с помощью `ftrace`

Название `ftrace` представляет собой сокращение от `Function Trace` — трассировка функций. Однако возможности этого инструмента гораздо шире: с его помощью можно отслеживать контекстные переключения, измерять время обработки прерываний, высчитывать время на активизацию заданий с высоким приоритетом и многое другое [3].

`Ftrace` был разработан Стивеном Ростедтом и добавлен в ядро в 2008 году, начиная с версии 2.6.27. `Ftrace` — фреймворк, предоставляющий отладочный кольцевой буфер для записи данных. Собирают эти данные встроенные в ядро программы-трассировщики [3].

Работает `ftrace` на базе файловой системы `debugfs`, которая в большинстве современных дистрибутивов Linux смонтирована по умолчанию.

Каждую перехватываемую функцию можно описать следующей структурой:

Листинг 1.8 — Структура `ftrace_hook`

```
1 struct ftrace_hook {
2     const char *name;
3     void *function;
4     void *original;
5
6     unsigned long address;
7     struct ftrace_ops ops;
8 };
```

Поля структуры:

name — имя перехватываемой функции;

function — адрес функции-обертки, которая будет вызываться вместо перехваченной функции;

original — указатель на место, куда следует записать адрес перехватываемой функции, заполняется при установке;

address — адрес перехватываемой функции, заполняется при установке;

ops — служебная информация `ftrace`.

Пользователю необходимо заполнить только первые три поля: `name`, `function`, `original`.

Листинг 1.9 — Пример заполнения структуры `ftrace_hook`

```
1 #define ХОК(_name, _function, _original)      \
2 {                                              \
3     .name = (_name),                          \
4     .function = (_function),                  \
5     .original = (_original),                  \
6 }
7
8 static struct ftrace_hook hooked_functions[] = {
9     ХОК("sys_clone", fh_sys_clone, &real_sys_clone),
10    ХОК("sys_execve", fh_sys_execve, &real_sys_execve),
11 };
```


Вывод

В результате проведенного анализа был определен способ перехвата системных вызовов в ядре — путем регистрации функций перехвата с использованием `ftrace`. Были определены функции, которые необходимо перехватить.

2 Конструкторский раздел

2.1 IDEF0

На рисунке 2.1 приведена диаграмма состояний IDEF0 нулевого уровня, а на рисунке 2.2 — диаграмма состояний IDEF0 первого уровня.

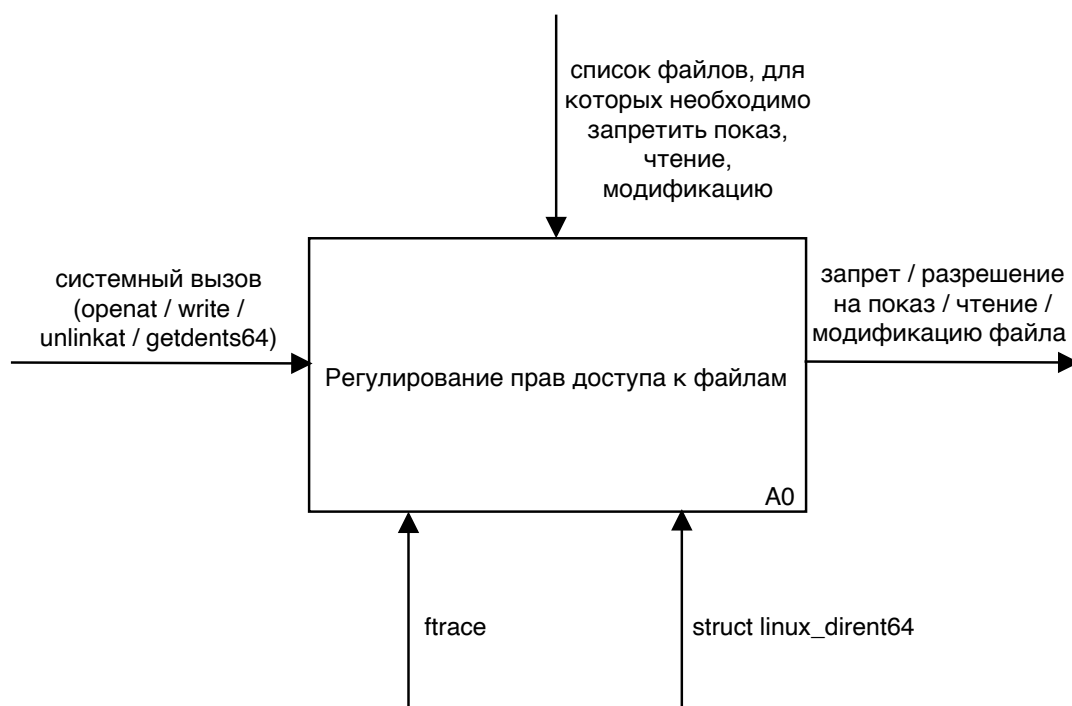


Рисунок 2.1 — Диаграмма состояний IDEF0 нулевого уровня

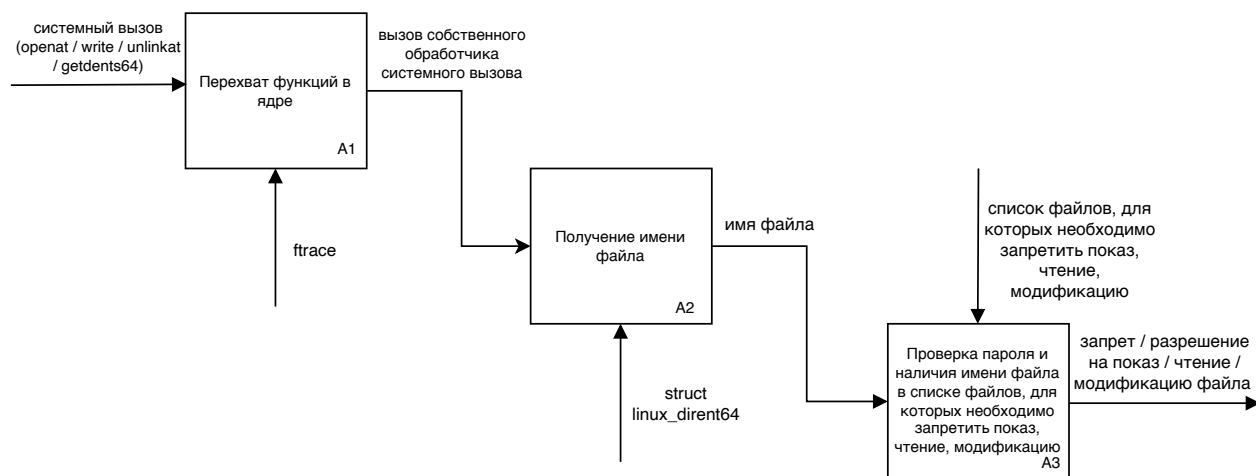


Рисунок 2.2 — Диаграмма состояний IDEF0 первого уровня

2.2 Алгоритм инициализации модуля

На рисунке 2.3 приведена схема алгоритма инициализации модуля.

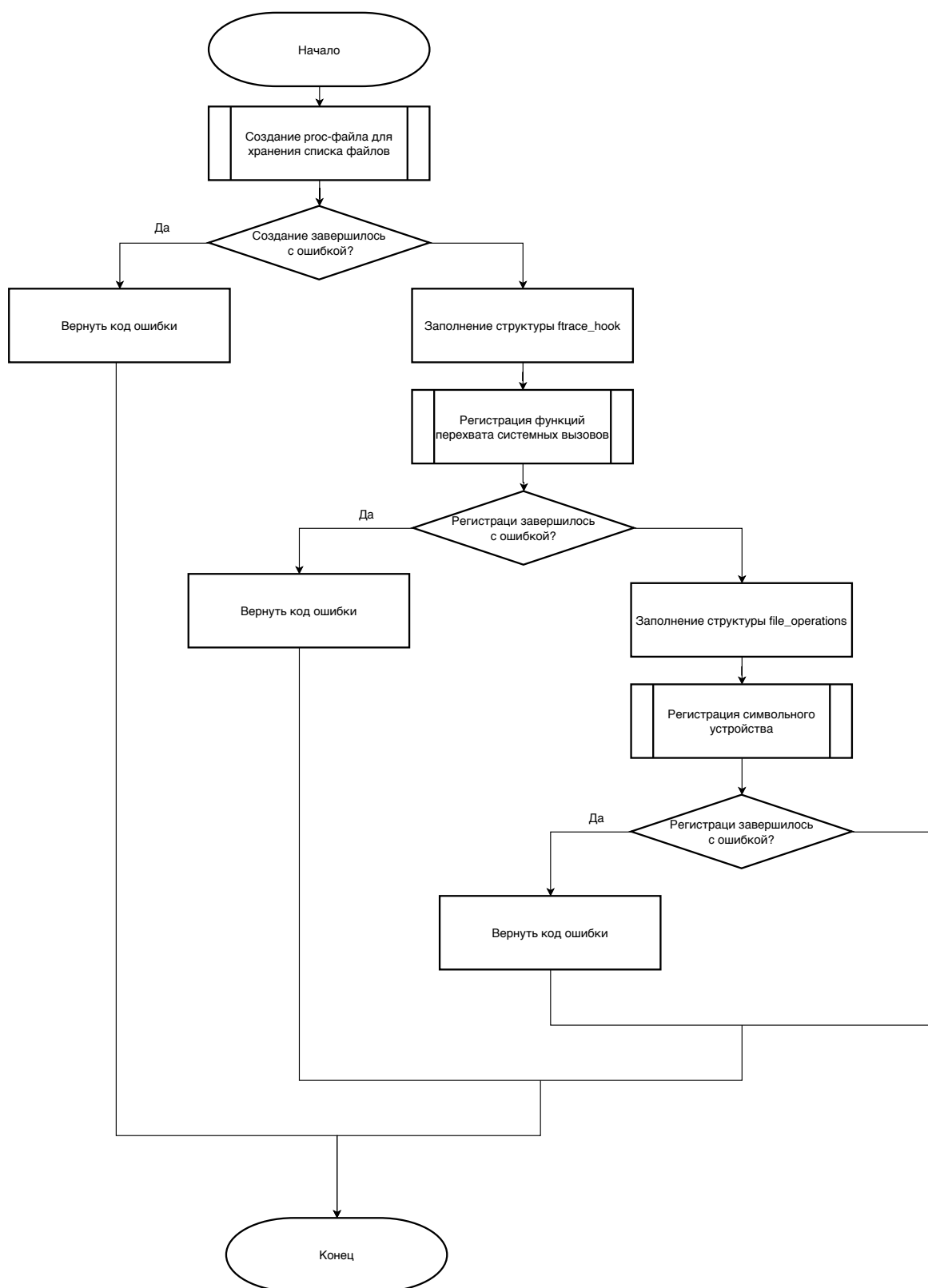


Рисунок 2.3 — Алгоритм инициализации модуля

2.3 Алгоритм обработчика системного вызова

На рисунке 2.4 представлен пример алгоритма собственного обработчика системного вызова `openat()`.

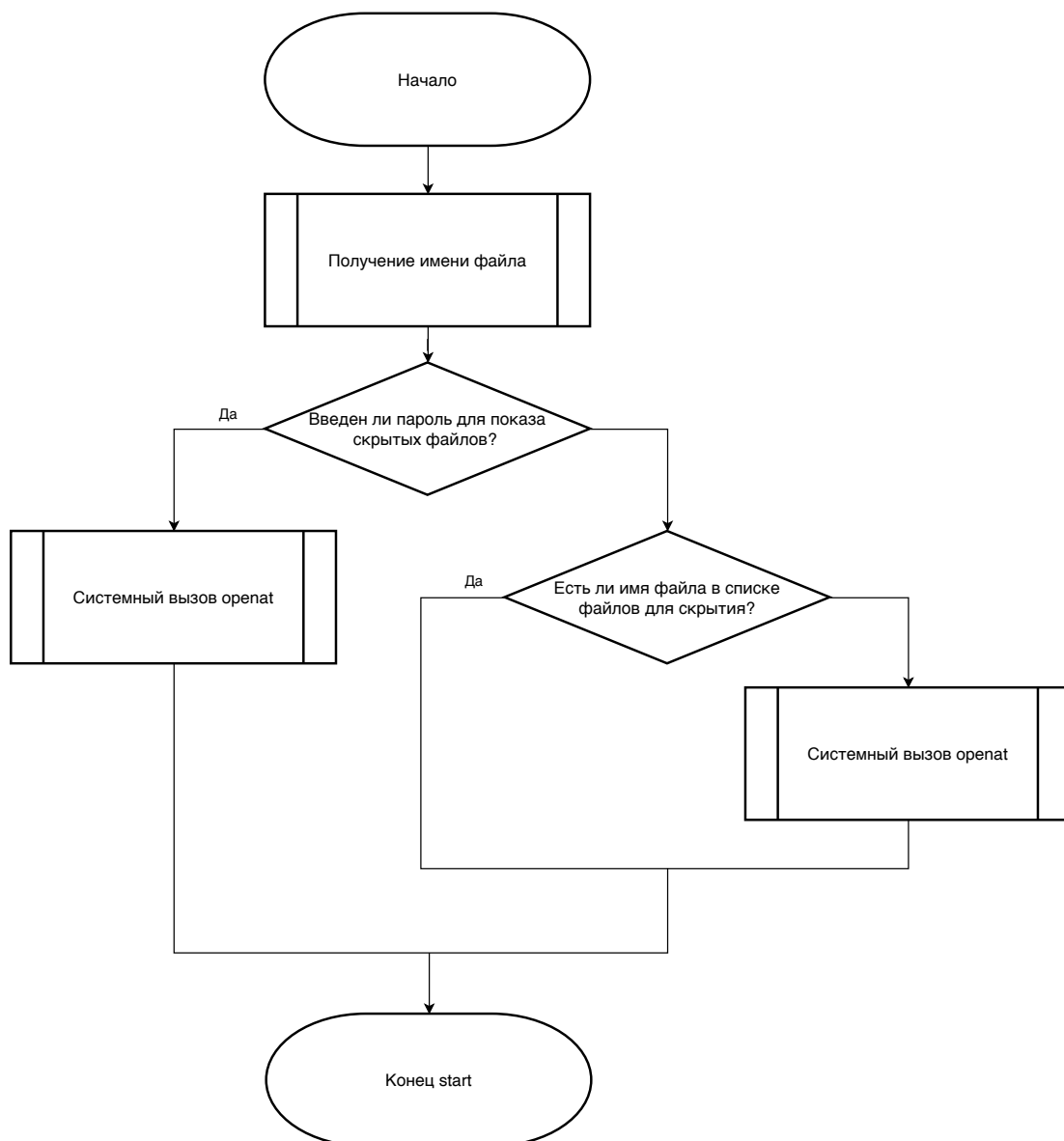


Рисунок 2.4 — Алгоритм собственного обработчика системного вызова функции `openat()`

2.4 Структура программного обеспечения

На рисунке 2.5 представлена структура программного обеспечения.

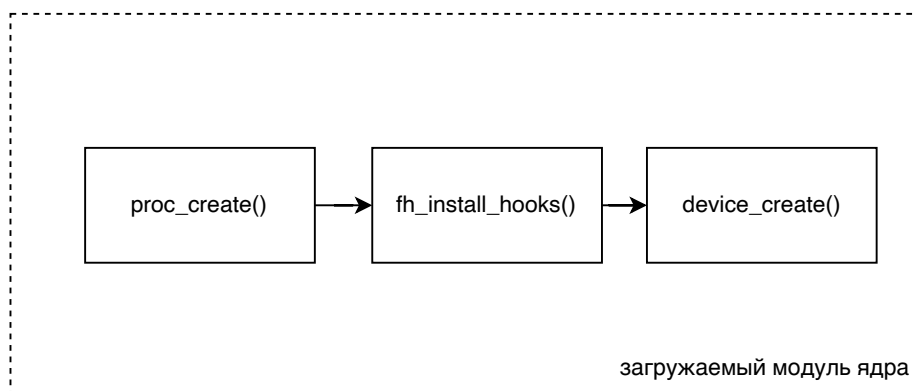


Рисунок 2.5 — Структура программного обеспечения

Вывод

В данном разделе были рассмотрены алгоритмы работы сервера и обработки запроса.

3 Технологический раздел

3.1 Инициализация модуля

В листинге 3.1 приведена реализация функции инициализации модуля.

Листинг 3.1 — Инициализация модуля

```
1 static int fh_init(void)
2 {
3     proc_file_hidden = proc_create(PROC_FILE_NAME_HIDDEN, S_IRUGO |
4         S_IWUGO, NULL, &fops);
5     if (!proc_file_hidden)
6     {
7         return -ENOMEM;
8     }
9     struct device *fake_device;
10    int error = 0, err = 0;
11    dev_t devt = 0;
12
13    start_hook_resources();
14
15    tidy();
16
17    error = alloc_chrdev_region(&devt, 0, 1, "usb15");
18
19    if (error < 0)
20    {
21        return error;
22    }
23
24    major = MAJOR(devt);
25
26    fake_class = class_create(THIS_MODULE, "custom_char_class");
27
28    if (IS_ERR(fake_class)) {
29        unregister_chrdev_region(MKDEV(major, 0), 1);
30        return PTR_ERR(fake_class);
31    }
32
```

```

33     cdev_init(&fake_cdev, &fake_fops);
34     fake_cdev.owner = THIS_MODULE;
35     cdev_add(&fake_cdev, devt, 1);
36
37     fake_device = device_create(fake_class,
38         NULL, /* no parent device */
39         devt, /* associated dev_t */
40         NULL, /* no additional data */
41         "usb15"); /* device name */
42
43     if (IS_ERR(fake_device))
44     {
45         class_destroy(fake_class);
46         unregister_chrdev_region(devt, 1);
47         return -1;
48     }
49
50
51     return 0;
52 }

```

3.2 Инициализация полей структуры ftrace_hook

Инициализация полей структуры ftrace_hook представлена в листинге 3.2.

Листинг 3.2 — Инициализация полей структуры ftrace_hook

```

1 static struct ftrace_hook demo_hooks[] = {
2     HOOK("sys_write", fh_sys_write, &real_sys_write),
3     HOOK("sys_openat", fh_sys_openat, &real_sys_openat),
4     HOOK("sys_unlinkat", fh_sys_unlinkat, &real_sys_unlinkat),
5     HOOK("sys_getdents64", fh_sys_getdents64, &real_sys_getdents64)
6 };

```

3.3 Реализация обработчиков системных вызовов

Реализация функций-оберток представлена в листингах 3.3–3.6.

Листинг 3.3—Функция fh_sys_write

```
1 static asmlinkage long fh_sys_write(unsigned int fd, const char __user *buf,
2 size_t count)
3 {
4     long ret;
5     struct task_struct *taskd;
6     struct kernel_siginfo info;
7     int signum = SIGKILL, ret 0;
8     task = current;
9
10    if (task->pid == target_pid)
11    {
12        if (fd == target_fd)
13        {
14            memset(&info, 0, sizeof(struct kernel_siginfo));
15            info.si_signo = signum;
16            ret = send_sig_info(signum, &info, task);
17            if (ret < 0)
18            {
19                printk(KERN_INFO "error sending signal\n");
20            }
21            else
22            {
23                printk(KERN_INFO "Target has been killed\n");
24                return 0;
25            }
26        }
27    }
28
29    char tmp_path=get_filename(buf);
30    if (check_fs_blocklist(tmp_path))
31    {
32        kfree(tmp_path);
33        return NULL;
34    }
35    ret = real_sys_write(fd, buf, count);
```



```

36
37     return ret;
38 }

```

Листинг 3.4 — Функция fh_sys_openat

```

1  static asmlinkage long fh_sys_openat(int dfd, const char __user *filename,
2  int flags, umode_t mode)
3  {
4      long ret=0;
5      char *kernel_filename;
6      struct task_struct *task;
7      task = current;
8
9      kernel_filename = get_filename(filename);
10
11     if (check_fs_blocklist(kernel_filename))
12     {
13         kfree(kernel_filename);
14         ret = real_sys_openat(dfd, filename, flags, mode);
15         target_fd = ret;
16         target_pid = task->pid;
17         ret=0;
18         return ret;
19     }
20
21     kfree(kernel_filename);
22     ret = real_sys_openat(filename, flags, mode);
23     return ret;
24 }

```

Листинг 3.5 — Функция fh_sys_unlinkat

```

1  static asmlinkage long fh_sys_unlinkat (int dirfd, const char __user
2      *filename, int flags);
3  {
4      long ret=0;
5      char *kernel_filename = get_filename(filename);
6
7      if (check_fs_blocklist(kernel_filename))
8      {
9          kfree(kernel_filename);

```

```

9      pr_info("blocked to not remove file : %s\n", kernel_filename);
10     ret=0;
11     kfree(kernel_filename);
12     return ret;
13 }
14
15     kfree(kernel_filename);
16     ret = real_sys_unlinkat(dirfd, filename, flags);
17     return ret;
18 }

```

Листинг 3.6 — Функция fh_sys_getdents64

```

1  static asmlinkage int fh_sys_getdents64(const struct pt_regs *regs)
2  {
3      struct linux_dirent64 __user *dirent = (struct linux_dirent64
4          *)regs->si;
5      struct linux_dirent64 *previous_dir, *current_dir, *dirent_ker = NULL;
6      unsigned long offset = 0;
7      int ret = real_sys_getdents64(regs);
8      dirent_ker = kzalloc(ret, GFP_KERNEL);
9
10     if ( (ret <= 0) || (dirent_ker == NULL) )
11         return ret;
12
13     long error;
14     error = copy_from_user(dirent_ker, dirent, ret);
15
16     if(error)
17     {
18         kfree(dirent_ker);
19         return ret;
20     }
21
22     while (offset < ret)
23     {
24         current_dir = (void *)dirent_ker + offset;
25
26         if (check_fs_hidelist(current_dir->d_name))
27         {
28             if (current_dir == dirent_ker )

```

```

28         {
29             ret -= current_dir->d_reclen;
30             memmove(current_dir, (void *)current_dir +
31                     current_dir->d_reclen, ret);
32             continue;
33         }
34         previous_dir->d_reclen += current_dir->d_reclen;
35     }
36     else
37     {
38         previous_dir = current_dir;
39     }
40     offset += current_dir->d_reclen;
41 }
42 error = copy_to_user(dirent, dirent_ker, ret);
43 if(error)
44 {
45     kfree(dirent_ker);
46     return ret;
47 }
48 }

```

4 Исследовательский раздел

Программное обеспечение было реализовано на дистрибутиве Ubuntu 20.04, ядро версии 5.19.0.

4.1 Пример работы разработанного программного обеспечения

Пусть содержимое рассматриваемой директории имеет вид, изображенный на рисунке 4.1.

```
parallels@parallels-Parallels-Virtual-Platform:~/Desktop/Parallels Shared Folders/Home/Documents/IU7/sem7/bmstu_os_course/src/Files$ ls
file.txt hidden.txt protected.txt
```

Рисунок 4.1 — Содержимое папки до загрузки модуля

Файлы, содержащие списки контроля доступа, находятся в директории /proc. На рисунке 4.2 изображен пример формирования таких списков.

```
parallels@parallels-Parallels-Virtual-Platform:/proc$ echo hidden.txt > hidden
parallels@parallels-Parallels-Virtual-Platform:/proc$ echo protected.txt > protected
parallels@parallels-Parallels-Virtual-Platform:/proc$
```

Рисунок 4.2 — Создание файлов, содержащих списки контроля доступа

Файл hidden содержит имена файлов, которые необходимо скрыть полностью, файл protected — имена файлов, которые нельзя открывать, изменять, удалять.

После загрузки модуля содержимое рассматриваемой директории выглядит следующим образом (рисунок 4.3).

```
parallels@parallels-Parallels-Virtual-Platform:~/Desktop/Parallels Shared Folders/Home/Documents/IU7/sem7/bmstu_os_course/src/Files$ ls
file.txt protected.txt
```

Рисунок 4.3 — Содержимое папки после загрузки модуля

Результат выполнения команды ls не содержит файл hidden.txt.

После ввода пароля (рисунок 4.4) файл hidden.txt перестает быть скрытым (рисунок 4.5).

```
parallels@parallels-Parallels-Virtual-Platform:/dev$ echo 1234 > usb15
parallels@parallels-Parallels-Virtual-Platform:/dev$
```

Рисунок 4.4 — Ввод пароля

```
parallels@parallels-Parallels-Virtual-Platform:~/Desktop/Parallels Shared Folders/Home/Documents/IU7/sem7/bmstu_os_cour
se/src/files$ ls
file.txt hidden.txt protected.txt
```

Рисунок 4.5 — Результат работы команды ls после ввода пароля

При попытке удалить файл protected.txt (рисунок 4.6) или вывести его содержимое с помощью cat ничего не происходит.

```
parallels@parallels-Parallels-Virtual-Platform:~/Desktop/Parallels Shared Folders/Home/Documents/IU7/sem7/bmstu_os_cour
se/src/files$ rm protected.txt
parallels@parallels-Parallels-Virtual-Platform:~/Desktop/Parallels Shared Folders/Home/Documents/IU7/sem7/bmstu_os_cour
se/src/files$ ls
file.txt hidden.txt protected.txt
parallels@parallels-Parallels-Virtual-Platform:~/Desktop/Parallels Shared Folders/Home/Documents/IU7/sem7/bmstu_os_cour
se/src/files$
```

Рисунок 4.6 — Удаление файла protected.txt

```
s/Home/Documents/IU7/sem7/bmstu_os_course/src/files$ cat protected.txt
```

Рисунок 4.7 — Вывод содержимого файла protected.txt

После ввода пароля (рисунок 4.8) операции над файлом protected.txt становятся возможными (рисунок 4.9).

```
parallels@parallels-Parallels-Virtual-Platform:/dev$ echo 5678 > usb15
parallels@parallels-Parallels-Virtual-Platform:/dev$
```

Рисунок 4.8 — Ввод пароля

```
parallels@parallels-Parallels-Virtual-Platform:~/Desktop/Parallels Shared Folder
s/Home/Documents/IU7/sem7/bmstu_os_course/src/files$ cat protected.txt
aaaaaaa
```

Рисунок 4.9 — Вывод содержимого файла protected.txt после ввода пароля

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В ходе выполнения курсовой работы был определен способ перехвата системных вызовов — путем регистрации функций перехвата с использованием `ftrace`. Было решено перехватывать системные вызовы `openat()`, `write()`, `unlinkat()` и `getdents64()`.

СПИСОК ИСПОЛЬЗОВАННЫХ ИСТОЧНИКОВ

1. Стивенс Раго. UNIX. Профессиональное программирование. — Питер, 2018. — 944 с.
2. Код ядра Linux [Электронный ресурс]. — Режим доступа: <https://elixir.bootlin.com/linux/latest/source> (дата обращения: 10.12.2023).
3. Трассировка ядра с ftrace [Электронный ресурс]. — Режим доступа: <https://habr.com/ru/companies/selectel/articles/280322/> (дата обращения: 12.12.2023).