

Системное программирование

Тема 2

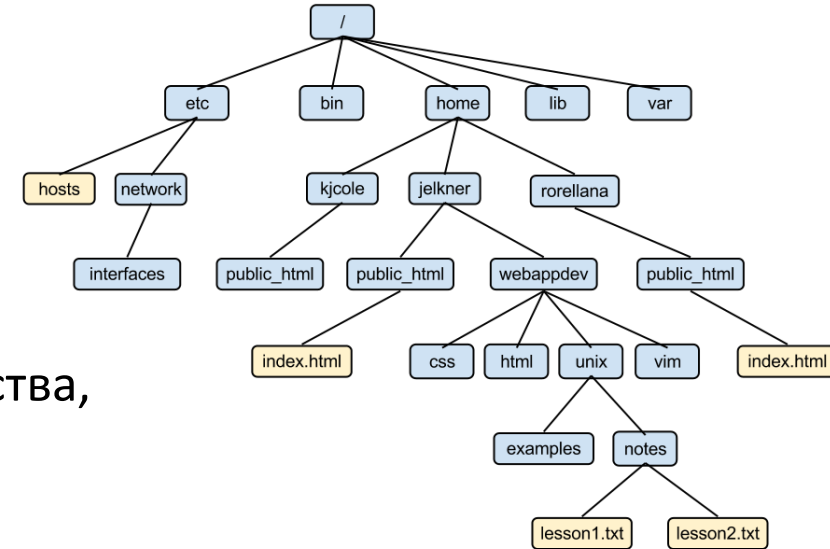
Файлы в UNIX

Файлы

Файл – именованный набор данных.

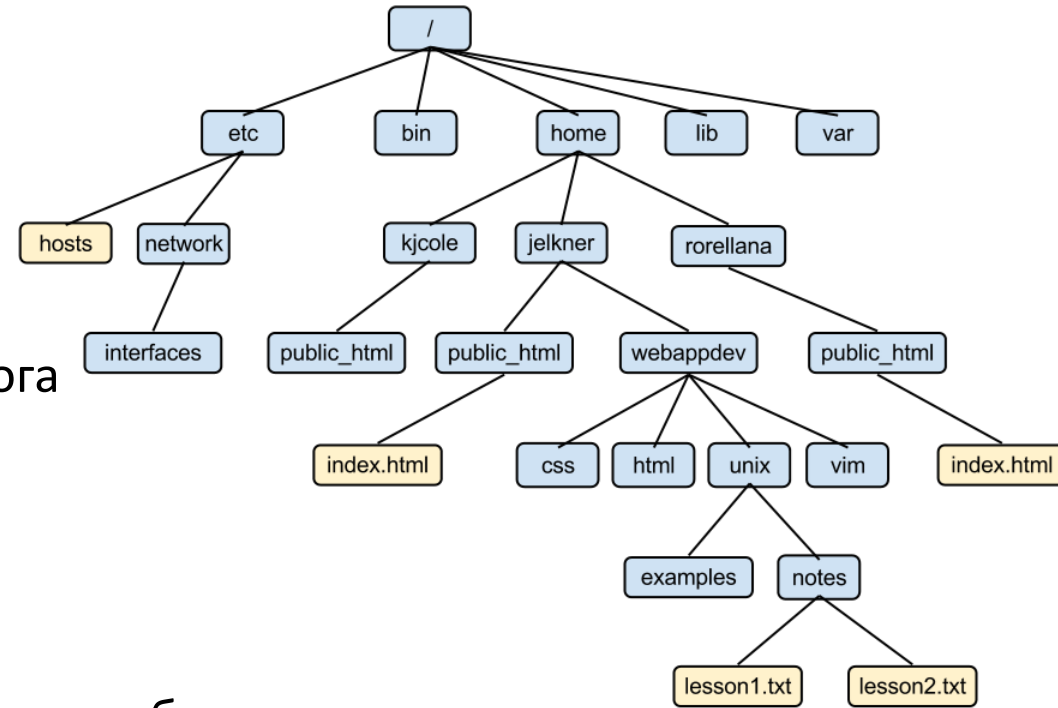
- В UNIX «**все есть файл**» - в виде файлов представляются устройства, запущенные программы и некоторые модули ядра.

Файловая система – система, определяющая порядок именования и хранения файлов и правила доступа к ним.



Файловая система UNIX

- Структура файловой системы — дерево.
- Корень дерева — каталог с именем «/».
- Из корневого каталога есть путь до любого файла/каталога (**абсолютный путь**).
- Любой каталог содержит ссылку на самого себя - «.»
- Любой каталог содержит ссылку на родителя - «..»
- Из-за наличия «..» из любого каталога можно найти путь до любого файла (при соблюдении ограничений на длину пути).



Основные каталоги

/bin – основные исполняемые файлы

/sbin – системные исполняемые файлы

/lib – основные библиотеки

/boot – загрузочные файлы

/dev – файлы устройств

/home – домашние каталогов пользователей

/root – каталог суперпользователя root

/tmp – временные файлы

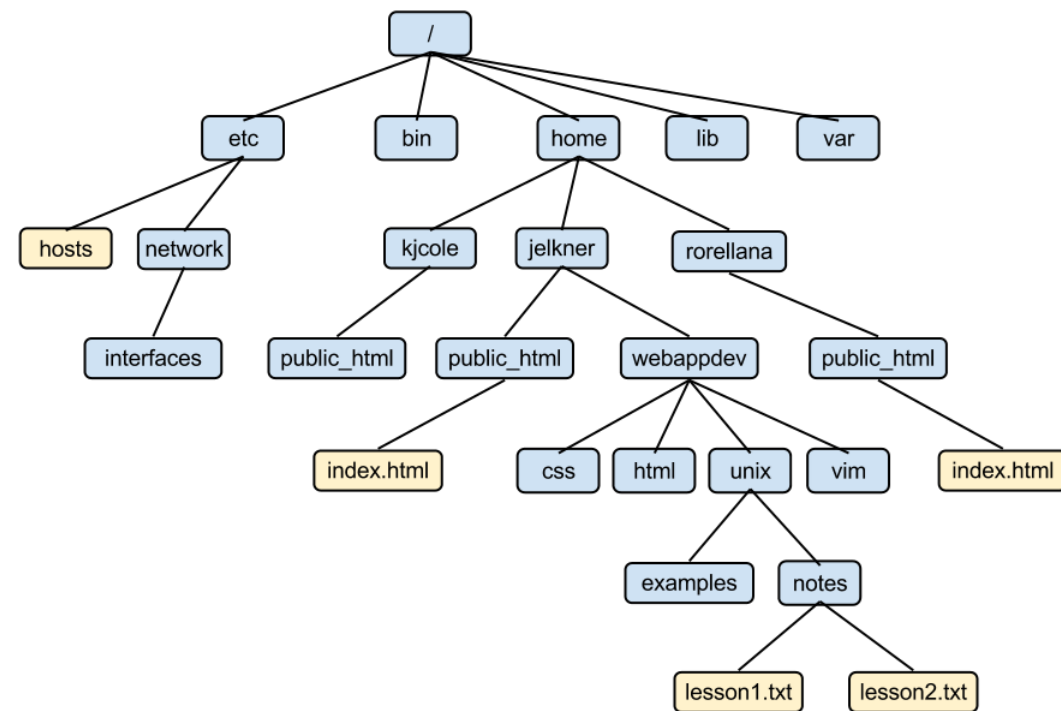
/run – системные временные файлы

/media, /run/media – точки монтирования съемных носителей

/mnt – иные точки монтирования

/sys – информация о системе

/proc – информация о процессах



См. стандарт FHS

Основные каталоги

`/usr` – каталог установки системного ПО

`/usr/(bin, lib,/sbin)` – аналогично `/(bin, lib,/sbin)`

`/usr/share` – неизменяемые данные приложений

`/usr/include` – заголовочные файлы библиотек

`/usr/local/*` – каталог локальной установки ПО

`/usr/local/etc` – файлы конфигурации локального ПО

`/opt` – каталог установки дополнительного ПО

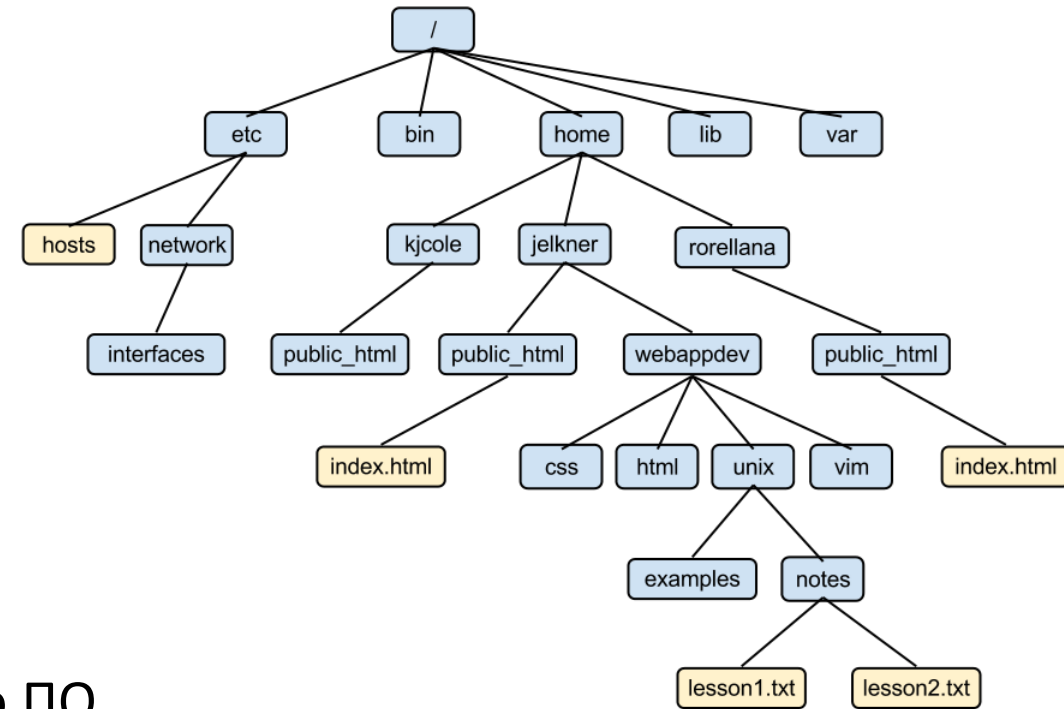
`/var` – данные приложений

`/var/log` – логи

`/var/opt` – данные дополнительного ПО

`/etc` – конфигурационные файлы

`/etc/opt` – конфигурационные файлы дополнительного ПО



Права доступа к файлу

- Каждый файл имеет пользователя-владельца и группу-владельца.
- Существует 3 основных типа прав доступа к файлу — право на чтение (**r**), право на запись (**w**) и право на выполнение (**x**, запуск программы из файла).

Примечание: для каталогов право на выполнение (x) означает право на доступ к элементам каталога.

- Существует 3 группы прав доступа — права **владельца** файла, права **членов группы-владельца** файла, права всех **остальных пользователей**.
- Права кодируются либо в виде последовательности букв (**rwxrwxrwx**), либо в виде восьмеричного числа (**777**)

```
$ ls -l
```

```
-rwxr-xr-x 5 user group 4096 Sep  7 19:31 файл
```

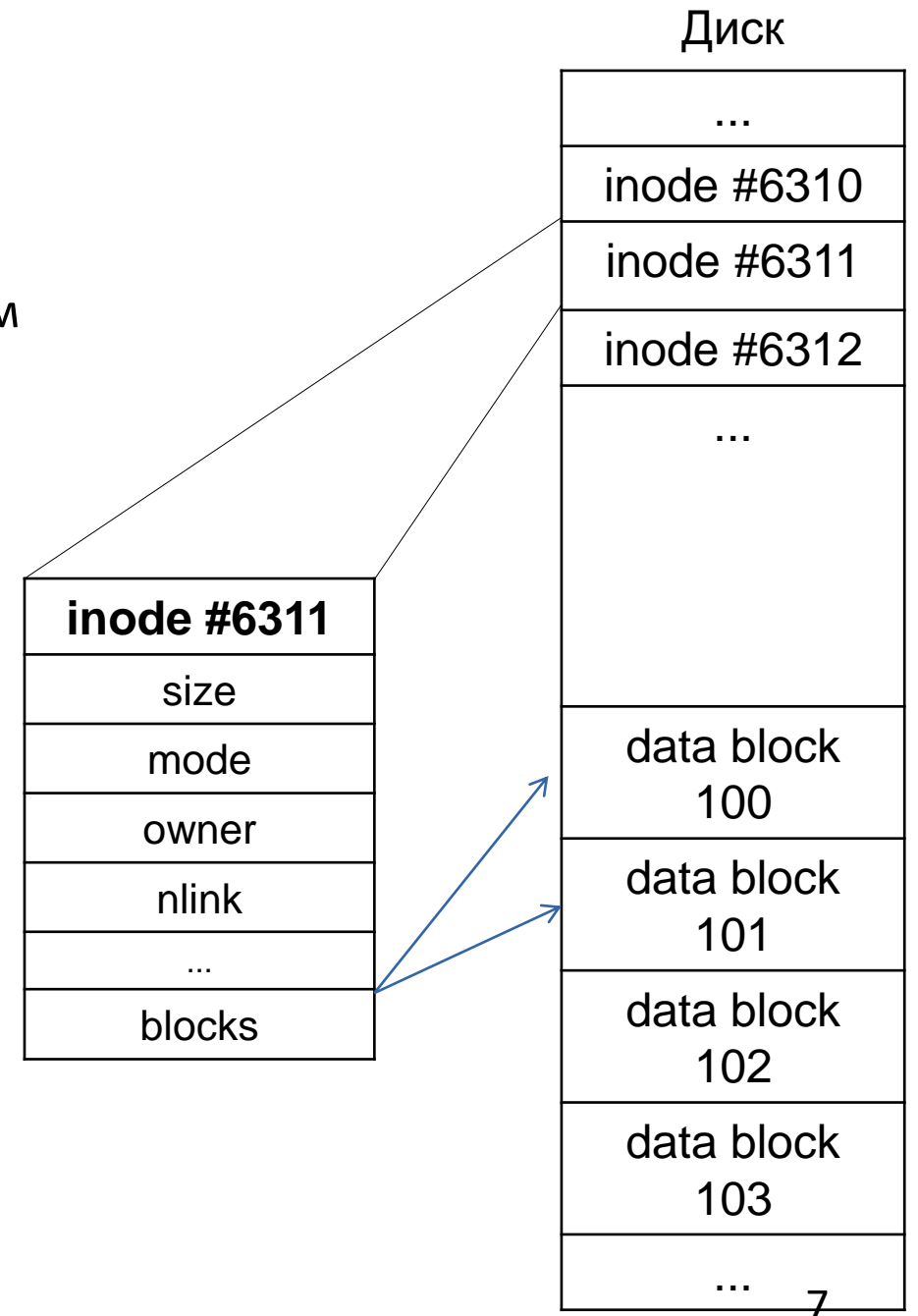
7 **5** **5**

inode

Всякий файл имеет единственный ассоциированный с ним **индексный узел (inode)**.

В inode хранятся основные свойства файла:

- число жестких ссылок (поле nlink);
- размер файла (поле size);
- флаги доступа (поле mode);
- владелец файла и группа-владелец;
- время последнего доступа и изменения
- ссылка на список блоков с данными и др.



Каталоги

Каталог — файл специального вида, хранящий ссылки на другие (вложенные) файлы.

- На диске каталоги хранят пары <имя файла, номер inode файла>.
- Каталоги служат для сопоставления имени файла с данными.

Сопоставление имени файла с данными начинается либо с корневого каталога «/», которому соответствует inode с номером 2, либо с рабочего каталога программы, абсолютный путь которого известен.

Данные каталога на диске	
<имя 1>	<inode 1>
<имя 2>	<inode 2>
...	...

Каталоги

/dir1/foo.txt
/dir1/bar.txt

inode #1001
size
mode
owner
nlink=1
...
blocks

Данные dir1 на диске	
.	1001
..	2
foo.txt	6311
bar.txt	6312

/dir2/tmp

inode #1002
size
mode
owner
nlink=1
...
blocks

Данные dir2 на диске	
.	1002
..	2
tmp	6312

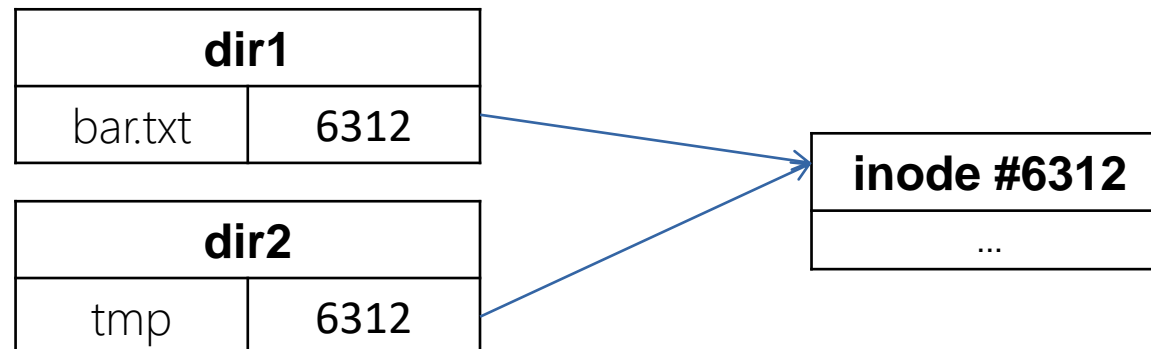
inode #6311
size
mode
owner
nlink=1
...
blocks

inode #6312
size
mode
owner
nlink=2
...
blocks

Жесткие ссылки

Жесткая ссылка — запись в каталоге.

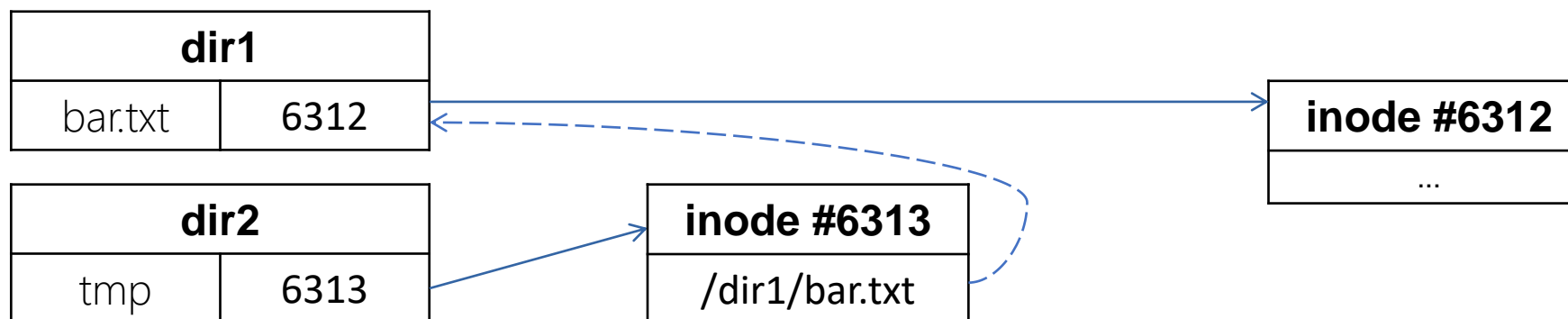
- На один и тот же файл может быть несколько жестких ссылок => у одного файла может быть несколько имен.
- Все жесткие ссылки на файл равноправны.
- Данные файла удаляются с диска, когда исчезает последняя жесткая ссылка на файл.
- Множественные жесткие ссылки на каталоги запрещены (риск бесконечных циклов в файловой системе).
- Жесткая ссылка может ссылаться только на файл в пределах той же файловой системы (раздела диска/флешки), что и содержащий ее каталог.



Символьные ссылки

Символическая ссылка — специальный файл, хранящий путь к связанному файлу и позволяющий взаимодействовать с ним прозрачно для пользователя.

- В отличие от жесткой ссылки, символическая ссылка — самостоятельный файл.
- Символические ссылки не ограничивают удаление файла => они могут быть “висячими” (указывать на несуществующий файл).
- Символьные ссылки могут указывать на любой файл, вне зависимости от того, в какой файловой системе он находится.
- Символьные ссылки могут хранить как относительный, так и абсолютный путь до файла. Относительные пути отсчитываются от каталога, хранящего ссылку.



Файлы устройств и файлы специального типа

Устройства в UNIX-системах могут представляться в виде **файлов устройств** (каталог /dev).

- Устройства делятся на блочные (считываются/записывается блоками по N байт, поддерживают случайный доступ, ввод/вывод буферизуется на уровне ОС) и символьные (считываются/записываются побайтово, обычно поддерживают только последовательный доступ, не буферизуются).
- Чтение/запись файла устройства соответствуют чтению/записи с устройства напрямую.

Примеры:

/dev/sd* - обычные устройства хранения (жесткие диски, флешки, SATA SSD)

/dev/nvme* - NVME SSD

/dev/mem – *физическая ОЗУ*

Помимо обычных файлов, каталогов и файлов устройств есть ряд других объектов, которые могут представляться как файлы (каналы, FIFO, очереди сообщений, семафоры, UNIX-сокеты и пр.).

Псевдоустройства

Некоторые файлы, похожие на файлы устройств, на самом деле не связаны ни с одним физическим устройством. Такие файлы называются **файлами псевдоустройств**. Примеры:

- `/dev/random` — генератор случайных чисел;
- `/dev/urandom` — генератор псевдослучайных чисел;
- `/dev/zero` — бесконечное устройство, заполненное 0;
- `/dev/full` — “всегда полное” устройство, в которое нельзя ничего записать;
- `/dev/null` — “всегда пустое” устройство, из которого нельзя ничего прочитать;
- `/dev/ttyX` — псевдотерминал №X.
- `/dev/tty` — псевдотерминал текущего процесса.

Вызовы open и close

Для того, чтобы работать с файлом внутри программы, его необходимо сначала открыть вызовом **open**.

```
int fd = open(const char *pathname, int flags, mode_t mode);
```

Параметры:

- pathname - путь к файлу,
- flags - режим доступа к файлу и дополнительные флаги,
- mode - флаги прав доступа к создаваемому файлу.

Вызов open возвращает -1 в случае ошибки. В случае успешного выполнения возвращается **дескриптор файла** - неотрицательное число, определяющее открытый процессом файл.

После завершения работы с *дескриптором* его необходимо закрыть вызовом **close()**.

```
int close(int fd);
```

Сам файл будет окончательно закрыт тогда, когда будут закрыты все связанные с ним дескрипторы.

Все дескрипторы автоматически закрываются, когда завершается программа.

Флаги open

```
int fd = open(const char *pathname, int flags, mode_t mode);
```

Комбинация следующих флагов может быть передана в параметре flags.

- O_RDONLY, O_WRONLY, O_RDWR – открыть файл на чтение/на запись/на чтение-запись (указать можно только один из флагов).
- O_CREAT – создать файл, если он не существует;
- O_EXCL – вернуть ошибку, если указан O_CREAT, но файл уже есть;
- O_TRUNC – если файл существует, то стереть весь его контент;
- O_APPEND – *всегда* производить запись в конец файла.
- O_NOFOLLOW – если файл является символической ссылкой, вернуть ошибку ELOOP.
- O_SYNC – немедленно записывать все изменения в файле на диск.

Константы доступа

```
int fd = open(const char *pathname, int flags, mode_t mode);
```

Если указан флаг O_CREAT, то в параметре должны передаваться права доступа к создаваемому файлу. Права задаются комбинацией следующих констант:

Права	Владельца	Группы	Остальных
На чтение	S_IRUSR	S_IRGRP	S_IROTH
На запись	S_IWUSR	S_IWGRP	S_IWOTH
На выполнение	S_IXUSR	S_IXGRP	S_IXOTH
Все	S_IRWXU	S_IRWXG	S_IRWXO

S_IRWXU | S_IRGRP — какой набор прав?

Таблицы дескрипторов и открытых файлов

Для каждого процесса в пространстве ядра создается **таблица дескрипторов**. Дескриптор, возвращаемый вызовом `open()` – это индекс в таблице дескрипторов процесса.

Записи в таблице дескрипторов указывают на записи в **таблице открытых файлов**. *Таблица открытых файлов является общесистемной*. Записи в этой таблице хранят режим, в котором открыт файл, текущую позицию чтения/записи и количество связанных с записью дескрипторов, а также ссылаются на `inode` открытого файла.

Вызов `open()` создает новую запись в таблице открытых файлов и соответствующую ей запись в таблице дескрипторов.

Вызов `close()` закрывает запись в таблице дескрипторов. Запись в таблице открытых файлов закрывается только когда не останется связанных с ней дескрипторов.

Вызов `dup()` дублирует дескриптор.

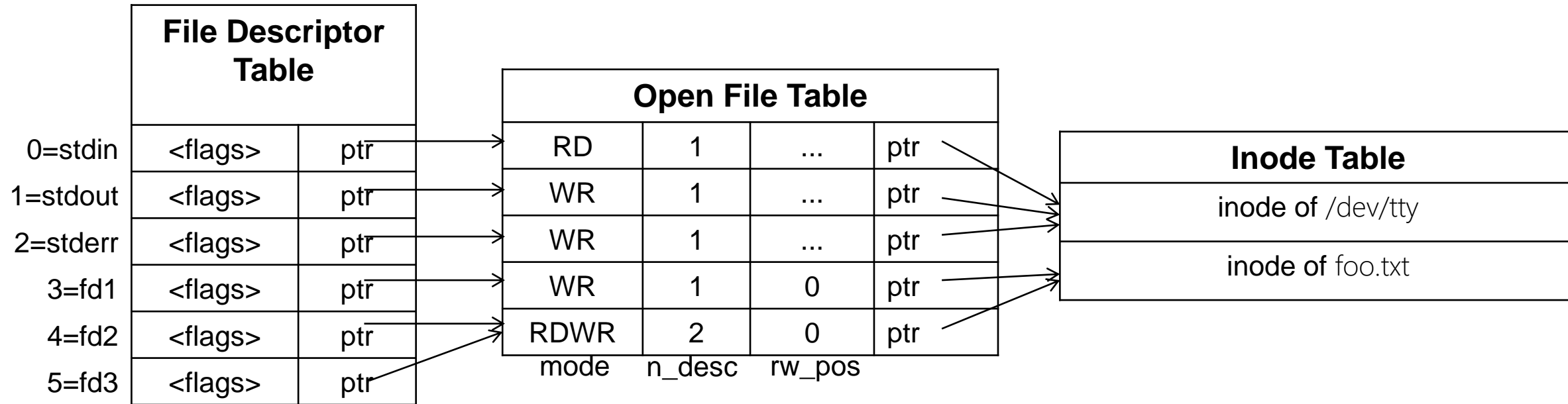


Таблицы дескрипторов и открытых файлов

```
int fd1 = open(«foo.txt», O_WRONLY);
```

```
int fd2 = open(«foo.txt», O_RDWR);
```

```
int fd3 = dup(fd2);
```



Вызовы read и write (примеры 1-3)

Чтение и запись в файл производятся вызовами read и write.

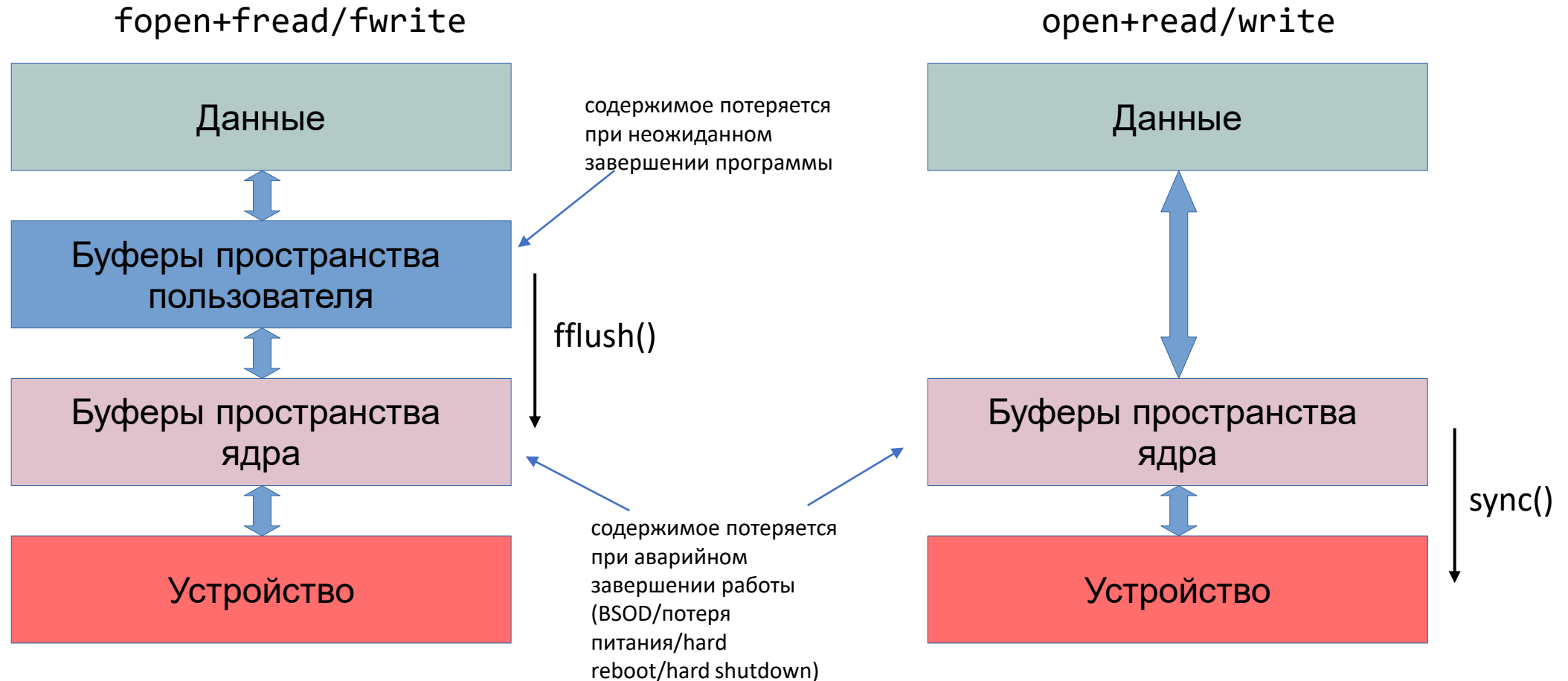
```
ssize_t read(int fd, void* buf, size_t count);  
ssize_t write(int fd, const void* buf, size_t count);
```

Параметры:

fd – дескриптор открытого файла,
buf – данные для записи либо буфер для чтения данных,
count – размер данных, которые требуется прочитать/записать.

Вызовы возвращают число *фактически* прочитанных/записанных байт (0 означает конец файла, -1 означает ошибку).

Буферизация ввода-вывода (пример 3)



Позиция чтения/записи. Вызов lseek (примеры 2,4)

С каждым открытым файлом ассоциирована **позиция чтения/записи** — позиция в файле, с которой начнется следующая операция.

Позиция автоматически изменяется вызовами read/write. Изменить позицию можно вызовом lseek:

```
off_t lseek(int fd, off_t offset, int whence);
```

Параметры:

fd — дескриптор файла,
offset — величина смещения позиции,
whence - одно из значений SEEK_SET, SEEK_CUR, SEEK_END

Open File Table Entry
inode_ptr
mode
n_descriptors
rw_position

Примечание: если файл открыт с O_APPEND, то при любой операции записи позиция чтения/записи перемещается в конец файла.

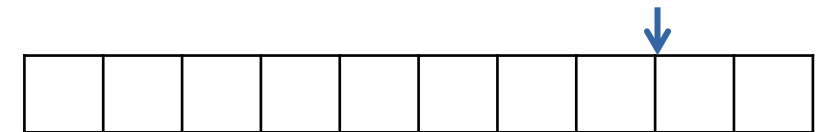
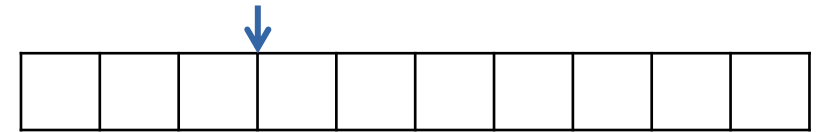
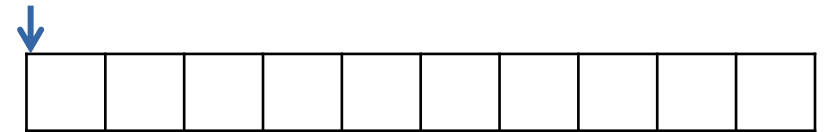
Позиция чтения/записи. Вызов lseek

```
int fd = open("foo.txt", O_RDWR);
```

```
off_t off1 = lseek(fd, 3, SEEK_SET);
```

```
off_t off2 = lseek(fd, 5, SEEK_CUR);
```

```
off_t off3 = lseek(fd, -3, SEEK_END);
```



Дырки в файлах

Дырка в файле – область файла без записанных данных.

Чтение в пределах дырки возвращает набор 0, запись – заполняет дырку.

Дырка в файле не занимает место на диске, при условии, что файловая система поддерживает оптимизацию дырок.

```
int fd = open("foo.txt", O_RDWR); // файл размером 10 байт
off_t off = lseek(fd, 5, SEEK_END);
int c = write(fd, "data", 4);
```



Вызов ftruncate

Для изменения размера файла можно использовать вызов ftruncate

```
int ftruncate(int fd, off_t length);
```

Вызов возвращает 0 в случае успеха и -1 в случае ошибки.

Если размер файла увеличивается в большую сторону, в конце файла образуется дырка.

Свойства файла. Вызов fstat (пример 4)

Для получения информации о файле используется вызов stat/fstat.

```
int stat(const char *pathname, struct stat *statbuf);  
int fstat(int fd, struct stat *statbuf);
```

Вызов возвращает 0 в случае успеха и -1 в случае ошибки.

Вызов заполняет структуру, адрес которой передается в statbuf (след. слайд).

Свойства файла. Вызов fstat

```
struct stat {  
    dev_t      st_dev;      /* ID устройства хранения */  
    ino_t      st_ino;      /* Номер inode файла */  
    mode_t     st_mode;     /* Тип файла и флаги доступа */  
    nlink_t    st_nlink;    /* Количество жестких ссылок */  
    uid_t      st_uid;      /* ID пользователя-владельца */  
    gid_t      st_gid;      /* ID группы-владельца */  
    off_t      st_size;     /* Размер */  
    blkcnt_t   st_blocks;   /* Количество блоков (512 байт), занимаемых на диске*/  
    blksize_t  st_blksize;  /* см. man 2 stat */  
    time_t     st_atime;    /* Время последнего доступа */  
    time_t     st_mtime;    /* Время последнего изменения */  
    time_t     st_ctime;    /* Время последнего изменения inode */  
}
```

Свойства файла. Вызов fstat

Для проверки типа файла используется ряд функций-макросов:

- `S_ISREG(st_mode)` — обычный файл;
- `S_ISDIR(st_mode)` — каталог;
- `S_ISCHR(st_mode)` — файл символьного устройства;
- `S_ISBLK(st_mode)` — файл блочного устройства;
- `S_ISLNK(st_mode)` — символическая ссылка.
- `S_ISFIFO(st_mode)` — канал.

Для извлечения только флагов доступа используется выражение `st_mode & 0777`

```
struct stat s;  
stat("foo.txt", &s); //аналогично open+fstat+close  
printf("Is dir? %d", S_ISDIR(s.st_mode));  
printf("Access mode %o", (s.st_mode & 0777));
```

Переименование файлов. Вызов rename

Файл может быть переименован вызовом rename. С помощью этого же вызова файл может быть перемещен в другой каталог.

```
int rename(const char *oldpath, const char *newpath);
```

Вызов возвращает 0 в случае успеха, -1 в случае ошибки.

При перемещении в пределах одной файловой системы (например, в пределах одного раздела диска), rename не производит копирования данных.

Перемещение уже открытого файла не сказывается на работе с ним.

Удаление файлов. Вызов unlink

Файл (*но не каталог*) может быть удален вызовом unlink.

```
int unlink(const char *pathname);
```

Вызов возвращает 0 в случае успеха, -1 в случае ошибки.

Файл не будет удален с диска, пока на него есть жесткие ссылки или пока он открыт в программе.

Ссылки. Вызовы link, symlink и readlink

Жесткая ссылка на файл создается вызовом link:

```
int link(const char *target, const char *linkpath);
```

Символическая (мягкая) ссылка создается вызовом symlink:

```
int symlink(const char *target, const char *linkpath);
```

Вызовы возвращают 0 в случае успеха, -1 в случае ошибки.

В случае Link путь в target обязан существовать, в случае symlink — не обязан.

Прочитать содержимое символической ссылки можно вызовом readlink():

```
ssize_t readlink(const char *pathname, char *buf, size_t bufsiz);
```

Вызов считывает содержимое ссылки в буфер buf размером bufsiz. Вызов возвращает количество считанных символов либо -1. *Если буфер слишком мал, не поместившаяся часть содержимого ссылки отбрасывается, но ошибка не возвращается.*

Создание и удаление каталогов

Для создания каталога используется вызов `mkdir()`.

```
int mkdir(const char* path, mode_t mode);
```

Параметр `mode` указывает флаги доступа к создаваемому каталогу (`S_IRXU`, `S_IRWXG`, ...).

Для удаления каталога используется вызов `rmdir()`.

```
int rmdir(const char* path);
```

Каталог должен быть пустым.

Рабочий каталог. Вызов chdir

У каждой выполняющейся программы есть **рабочий каталог** — каталог, от которого отсчитываются относительные пути.

Относительный путь — путь, не начинающийся с корня файловой системы (с /).

Узнать рабочий каталог можно вызовом `getcwd()`, изменить — вызовом `chdir()`:

```
char* getcwd(char* buf, size_t size);
```

```
int chdir(const char *path);
```

Вызов `chdir` возвращает -1 в случае ошибки и 0 — в случае успеха.

Вызов `getcwd` возвращает `buf` в случае успеха и NULL в случае ошибки.

Просмотр каталогов. Функция scandir

Для получения набора элементов каталога используется функция `scandir()` (см. след слайд).

```
int scandir(const char *path,
            dirent*** namelist,
            int (*filter)(const dirent *),
            int (*compar)(const dirent **, const dirent **))    );

struct dirent{
    ino_t  d_ino;           /* Номер inode файла*/
    char  d_name[];        /* Имя файла */
};
```

Функция возвращает количество полученных элементов каталога или -1.

Стоит посмотреть: функции `opendir`, `readdir`, `telldir`, `seekdir`, `rewinddir`, `getdents64`

Просмотр каталогов. Функция scandir

```
int scandir(const char *path,  
            dirent*** namelist,  
            int (*filter)(const dirent *),  
            int (*compar)(const dirent **, const dirent **));
```

Параметры:

path – путь к каталогу,
namelist – адрес, по которому будет записан результат,
filter – функция, фильтрующая элементы каталога (можно передать NULL),
compar – функция, сортирующая элементы каталога.

В качестве параметра compar можно передать функцию alphasort().

Массив, возвращаемый в namelist, нужно удалить после использования.

Права доступа к файлу. Вызов chmod

Изменение флагов доступа к существующему файлу осуществляется вызовом chmod.

```
int chmod(const char *pathname, mode_t mode);  
int fchmod(int fd, mode_t mode);
```

В качестве параметра mode указываются те же константы, что и в вызове open.

Вызов возвращает -1 в случае ошибки и 0 – в случае успеха.

Примечание: нет отдельного системного вызова для получения флагов доступа к файлу, получить флаги можно вызовом stat().

Маска прав доступа. Вызов `umask`

В некоторых случаях нежелательно, чтобы программа создавала файлы с определенными разрешениями.

Разрешения, которые *не нужно* устанавливать при создании файла, задаются **маской прав доступа**.

Маска прав доступа по умолчанию имеет значение 022 (соответствует ----wx-wx).

Изменяется маска прав вызовом `umask()`:

```
mode_t umask(mode_t mask)
```

Вызов возвращает предыдущую маску прав или -1 в случае ошибки.

Для изменения маски прав в оболочке ОС используется утилита *umask*. Маска, установленная в оболочке ОС, наследуется запускаемыми программами, но может быть ими изменена.

Примечание: маска прав доступа не оказывает влияния на `chmod()`.

```
//с какими правами доступа создастся file?  
umask(S_IWOTH|S_IXUSR);  
int fd = open("file", O_RDWR|O_CREAT, S_IRWXU|S_IRWXO);
```

Блокировка файлов

Блокировка файла – ограничение доступа к файлу или его части.

В POSIX определен единственный тип блокировок – advisory locks (рекомендательные/необязательные блокировки, далее – просто блокировки).

Данные блокировки *не позволяют* полностью запретить доступ к файлу другим процессам. Но другой процесс может проверить блокировку и узнать, наложена блокировка или нет.

Блокировка снимается автоматически, если файл закрывается.

Примечание: с помощью вызова `fcntl` можно блокировать не весь файл, а только его часть.

В некоторых ОС (в т.ч. Linux) вводится еще один тип блокировок – mandatory locks (обязательные блокировки). Данные блокировки полностью запрещают доступ к файлу другим процессам, однако их реализация на уровне ОС имеет ряд недостатков, и потому их использование нежелательно. Подобные блокировки могут налагаться только через `fcntl`.

Блокировка файлов. Вызов flock (пример 5)

Наложить блокировку на файл можно вызовом flock().

```
int flock(int fd, int operation);
```

В поле operation должна передаваться одна из констант, определяющих тип операции:

- LOCK_SH – наложить разделяемую блокировку (блокировку для чтения);
- LOCK_EX – наложить исключительную блокировку (блокировку для записи);
- LOCK_UN – снять блокировку.

Если на файл уже наложена несовместимая блокировка, вызов приостанавливает программу до получения блокировки.

Если дополнительно передать флаг LOCK_NB, то, вместо приостановки программы, вызов вернет -1 с ошибкой EWOULDBLOCK.

Предотвращение параллельного запуска

Вызов `flock()` используется для запрета параллельного запуска программ.

Системные программы обычно поступают следующим образом:

1. Открывают или создают файл `/run/<имя программы>.pid` (допускается использовать файлы по другому пути, например в папке программы).
2. Вызывают `flock()` с флагами `LOCK_EX|LOCK_NB`.
3. Если блокировка наложена успешно – записывают в файл текущий идентификатор процесса (см. вызов `getpid()`) и продолжают выполнение.
4. Если блокировка не наложена – выводят сообщение об ошибке и завершаются.

Вызов fcntl

Для получения и изменения некоторых свойств открытого файла используется вызов `fcntl`.

```
int fcntl(int fd, int cmd, ... /* arg */ );
```

Параметр `cmd` определяет одновременно и свойство, и действие, которое будет производиться (получение или изменение значения свойства).

Возвращаемое значение также зависит от `cmd`, но в любом случае при ошибке возвращается -1.

Возможные значения `cmd` перечислены в документации (*man fcntl*). Среди возможностей - наложение блокировок на часть файла, наложение строгих блокировок, управление асинхронным вводом/выводом и т.д.

Файлы устройств

Файлы устройств соответствуют реальным устройствам и обычно располагаются в каталоге */dev*.

Каждый файл устройства имеет старший и младший номер (см. вывод *stat*).

Старший номер устройства идентифицирует модуль ядра, который отвечает за работу с устройством.

Младший номер устройства идентифицирует устройство.

```
$ stat /dev/sda
```

```
File: /dev/sda
Size: 0          Blocks: 0          IO Block: 4096   block special file
Device: 5h/5d    Inode: 152          Links: 1        Device type: 8,0
Access: (0660/brw-rw----)  Uid: (  0/   root)   Gid: (  6/   disk)
Access: 2024-02-11 21:22:57.939572272 +0400
Modify: 2024-02-11 21:22:57.939572272 +0400
Change: 2024-02-11 21:22:57.939572272 +0400
```

Взаимодействие с устройствами (пример 6)

Для взаимодействия с устройством используется вызов `ioctl()`.

```
int ioctl(int fd, unsigned long request, ...);
```

Параметры:

`fd` – дескриптор открытого файла устройства;
`request` – константа, определяющая операцию;

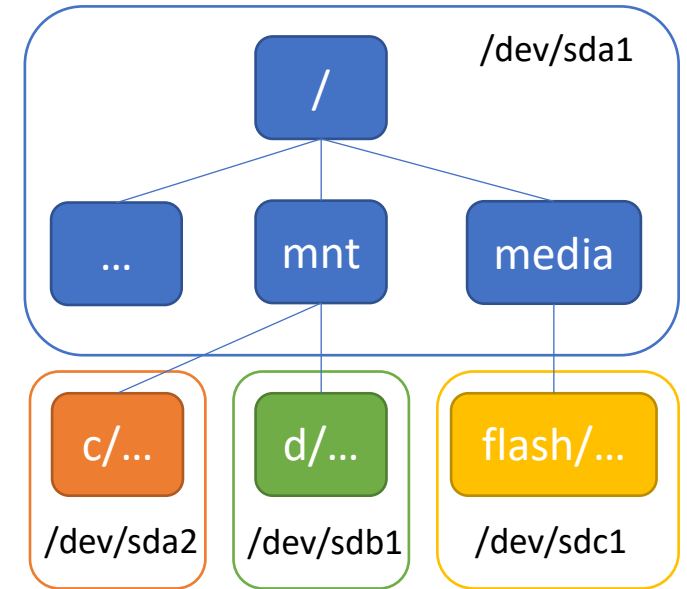
Дополнительные параметры, которые принимает вызов, зависят от конкретного устройства и указываются в документации на него.

Виртуальная файловая система

Файловые системы на устройствах хранения могут отличаться: к примеру, для HDD в Windows используется NTFS, а на Linux – ext4; для флешек – FAT32 или exFAT; для DVD – UFS.

Поскольку в UNIX файловая система имеет вид дерева с единственным корнем /, при подключении нового устройства его файловая система должна стать частью этого дерева.

Для скрытия отличий в файловых системах используется **виртуальная файловая система (VFS)**. Наличие VFS позволяет использовать единый системный интерфейс работы с файлами вне зависимости от того, какой файловой системе они принадлежат.



Монтирование файловых систем

Файловая система, находящаяся на устройстве, может быть *смонтирована в каталог* с помощью вызова `mount()`. Содержимое каталога становится недоступным, но не теряется.

```
int mount(const char *source, const char *target,  
          const char *filesystemtype,  
          unsigned long mountflags, const void *data);
```

Параметры:

<code>source</code>	– путь к файлу устройства;
<code>target</code>	– путь к целевому каталогу;
<code>filesystemtype</code>	– имя монтируемой ФС (из <i>/proc/filesystems</i>);
<code>mountflags</code>	– флаги монтирования (MS_NOEXEC, MS_RDONLY и др);
<code>data</code>	– дополнительные данные, передаваемые модулю ядра.

Для размонтирования используется вызов `int umount(const char *target);`

Файловая система tmpfs

Интересной возможностью является создание файловой системы в оперативной памяти. Работа с файлами в такой файловой системе происходит намного быстрее.

Монтирование в консоли:

```
$ sudo mount -t tmpfs -o size=<размер>,mode=777 tmpfs <каталог>
```

Монтирование в программе:

```
mount(NULL, "<каталог>", "tmpfs", 0, "size=<размер>,mode=777");
```

Обычно tmpfs используется в качестве хранилища для интенсивно считываемых данных. Стоит отметить, что *при перезагрузке ПК содержимое такой файловой системы теряется.*

Отслеживание изменений в файлах (пример 7)

Для отслеживания изменений в каталогах используются системные вызовы набора inotify. *Данные функции не входят в стандарт POSIX.*

Создание дескриптора очереди событий осуществляется вызовом

```
int fd = inotify_init();
```

Вызов инициализирует очередь событий inotify и возвращает файловый дескриптор, связанный с ней (или -1 в случае ошибки).

Для чтения событий по данному дескриптору используется вызов read().

Отслеживание изменений в файлах (пример 7)

Для отслеживания событий связанных с заданным файлом используется вызов `inotify_add_watch()`.

```
int wd = inotify_add_watch(int fd, const char *pathname,  
                           uint32_t mask);
```

Параметры:

`fd` – дескриптор очереди событий;

`pathname` – путь, события по которому отслеживаются

`mask` – маска отслеживаемых событий.

Вызов возвращает дескриптор отслеживания, который используется для сопоставления событий. *Данный дескриптор нельзя передавать в `read()`.*

Для отмены отслеживания используется вызов `inotify_rm_watch(int fd, int wd)`.

Типы событий inotify (пример 7)

Комбинация следующих констант может быть передана в аргументе `mask`.

- IN_OPEN – файл/каталог или элемент каталога был открыт
- IN_CLOSE – файл/каталог или элемент каталога закрыт
- IN_MODIFY – файл/каталог или элемент каталога изменен
- IN_ACCESS – файл/каталог или элемент каталога был прочитан
- IN_ATTRIB – свойства файла/каталога или элемента каталога были изменены
- IN_CREATE – новый элемент каталога создан
- IN_DELETE – элемент каталога удален
- IN_DELETE_SELF – отслеживаемый файл/каталог удален
- IN_MOVE_SELF – отслеживаемый файл/каталог перемещен
- IN_MOVED_FROM – элемент каталога перемещен из отслеживаемого каталога
- IN_MOVED_TO – новый элемент каталога перемещен в каталог

Чтение событий inotify (пример 7)

Для чтения событий отслеживания используется системный вызов read().

Вызов считывает одну или несколько структур inotify_event :

```
struct inotify_event {  
    int      wd;          /* Дескриптор отслеживания */  
    uint32_t mask;        /* Маска, определяющая тип события*/  
    uint32_t cookie;      /* Число для сопоставления событий переименования*/  
    uint32_t len;         /* Размер имени файла в байтах*/  
    char     name[];      /* Имя файла */  
};
```

См. также: flexible array member

Чтение событий inotify (пример 7)

Так как общий размер структуры заранее не известен, буфер для чтения событий следует резервировать с запасом. Достаточно зарезервировать буфер в виде:

```
const char buffer_size = sizeof(inotify_event) + PATH_MAX + 1;  
char* buf = malloc(buffer_size);  
int read_size = read(fd, buf, buffer_size);
```

Вызовы `read()` при успешном завершении считывает целиком как минимум 1 событие. При этом следует учитывать, что в буфер может быть считано более 1 события.

Если размер буфера недостаточен, вызов `read()` провалится с ошибкой `EINVAL`.

Если в очереди нет событий, то вызов `read()` остановит программу до появления события.

Отображение файлов в память (пример 8)

Помимо стандартного чтения/записи, работа с файлом может производиться путем отображения файла в память. В этом случае отображаемая область файла будет считываться в ОЗУ при обращении к ней. Ограничением такого метода является невозможность изменения размера файла.

Для отображения файлов в память используется системный вызов `mmap()`.

```
void* mmap(void* addr, size_t length, int prot, int flags,  
           int fd, off_t offset);
```

Параметры:

`addr` – адрес, по которому *желательно* выделить память [опционален];

`length` – размер выделяемой памяти (должен быть кратен размеру страницы);

`prot` – режим доступа к памяти (`PROT_READ`, `PROT_WRITE`, `PROT_EXEC`, `PROT_NONE`);

`flags` – флаги (**`MAP_PRIVATE`** или **`MAP_SHARED`**, `MAP_FIXED`, `MAP_ANONYMOUS` и пр);

`fd`, `offset` – см. следующий слайд.

Вызов возвращает указатель на выделенную память или `NULL`.

Отображение файлов в память

```
void* mmap(void* addr, size_t length, int prot, int flags,  
           int fd, off_t offset);
```

Дескриптор отображаемого файла передается в `fd`.

Область файла `[offset, offset+length)` будет отображена в область памяти размера `length`.

В `flags` обязательно должен быть указан `MAP_PRIVATE` или `MAP_SHARED`. Если указан флаг `MAP_SHARED`, то изменения в отображенной области будут переноситься в файл.

Значения в `offset` и `addr` должны быть кратны размеру страницы (обычно 4 КБ).

Изменения будут переноситься в файл не мгновенно. Для синхронизации состояния в памяти и на диске используется вызов `msync()`.

```
int msync(void *addr, size_t length, int flags);
```

Доп. вызовы:

```
int munmap(void* addr, size_t length);           //удалить отображение  
int mprotect(void* addr, size_t length, int prot); //изменить права доступа
```

См.также: `mlock()`