

Основы построения файловых систем



Memory-mapped files

```
int fd = open("file.txt", O_RDONLY);  
char *str = mmap(NULL, length, PROT_READ, MAP_PRIVATE, fd, 0);  
  
/* work with @str as if it were an array */  
printf("%s\n", str);  
  
munmap(str, length);
```

Как это работает?

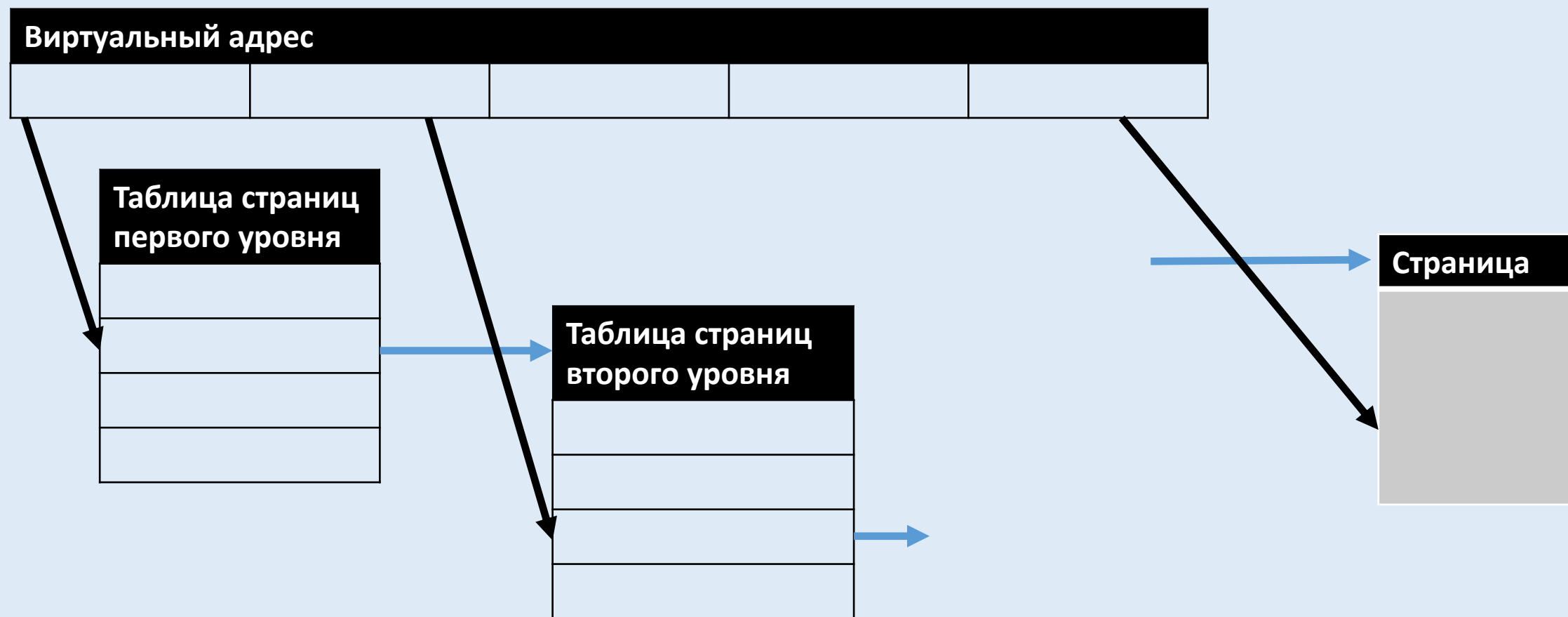
Виртуальная память: зачем это надо?

Процессы не имеют доступа к физической памяти.

Вместо этого, ОС предоставляют процессам линейное адресное пространство, которое может произвольно отображаться на физическую память.

Задачи, которые решает введение виртуального адресного пространства:

1. Возможность предоставить каждому процессу единообразное адресное пространство: процесс просто считает, что ему доступны все адреса в диапазоне `[0, MAX_ADDR)`,
2. Изоляция процессов,
3. Возможность прозрачно разделять часть памяти между процессами (shared libraries, text segments, etc.),
4. Возможность «незаметно» для процесса заполнять/выгружать его части из памяти: memory-mapped files, swapping.



- Таблицы разрешается заполнять частично, чтобы не тратить много памяти.
- Поиск по таблицам требует много обращений к памяти, поэтому результаты преобразований адресов кешируются в TLB (Translation Look-aside Buffer)

Виртуальная память с точки зрения ОС

Для операционной системы память процесса представляется как набор VMA (Virtual Memory Area).

Каждая VMA указывает

- диапазон адресов,
- права доступа (и флаги вроде copy-on-write),
- правило, как подгружать страницы из данной VMA.

Memory-mapped files: проблемы

Если файл виден как массив в памяти, то чтение и запись делаются очень просто.

Но как

1. увеличивать размер файла?
2. обрабатывать ошибки чтения из файла?
3. обрабатывать ошибки записи в файл?

Memory-mapped files: проблемы

Если файл виден как массив в памяти, то чтение и запись делаются очень просто.

Но как

1. увеличивать размер файла?
2. обрабатывать ошибки чтения из файла?
3. обрабатывать ошибки записи в файл?

Ответ: никак.

До недавнего времени ошибки при отложенной записи (writeback) можно было легко потерять:

- <https://lwn.net/Articles/718734/>
- <http://stackoverflow.com/q/42434872/398670>

Page cache и отложенная запись (writeback)

Аналогичные проблемы с записью есть и в POSIX API:

```
int fd = open("file.txt", O_RDWR);  
pwrite(fd, buf, size, 0);  
fsync(fd);  
close(fd);
```

Вызов `pwrite()` не записывает данные в файл, а только помещает их в page cache.

Данные будут записаны на диск только после вызова `fsync()` или когда ОС решит сбросить page cache на диск.

- ошибки записи будут возвращены из `fsync()`
- `close()` тоже может завершаться с ошибкой.

Page cache и отложенная запись (writeback)

`fsync()` и `fdatasync()`

- могут сказать, что записать данные не удалось,
- не указывают диапазон страниц, которые не удалось записать.

Как с этим бороться?

Page cache и отложенная запись (writeback)

`fsync()` и `fdatasync()`

- могут сказать, что записать данные не удалось,
- не указывают диапазон страниц, которые не удалось записать.

Как с этим бороться?

Упорядочивать записи в файл:

1. записать новые данные,
2. `fsync()`,
3. записать заголовок, который ссылается на новые данные,
4. `fsync()`.

Page cache и отложенная запись (writeback)

`fsync()` и `fdatasync()`

- могут сказать, что записать данные не удалось,
- не указывают диапазон страниц, которые не удалось записать.

Как с этим бороться?

Упорядочивать записи в файл:

1. записать новые данные,
2. `fsync()`,
3. записать заголовок, который ссылается на новые данные,
4. `fsync()`.

Как быть с перезаписями?

1. append-only files,
2. следить за использованием областей и перезаписывать только те, которые не используются.

Sparse files

Как быть с перезаписями?

1. append-only files <-- файл будет расти бесконечно? как удалять старые данные?
2. ...

Sparse files

Как быть с перезаписями?

1. append-only files <-- файл будет расти бесконечно? как удалять старые данные?
2. ...

POSIX API поддерживает операцию «заменить часть файла нулями». ФС вроде ext*, xfs, bsd ffs реализуют её эффективно и не хранят нули на диске.

Файлы с дырками называются sparse files.

Sparse files

Как быть с перезаписями?

1. append-only files,
2. ...

POSIX API поддерживает операцию «заменить часть файла нулями». ФС вроде ext*, xfs, bsd ffs реализуют её эффективно и не хранят нули на диске.

Файлы с дырками называются sparse files.

См. также:

1. fallocate(2),
2. logical & physical size в struct stat.

ФС в **persistent memory** и **direct access**

Какой путь проделывают данные при вызове

```
int r = read(fd, buf, buf_size);
```

?

ФС в persistent memory и direct access

Какой путь проделывают данные при вызове

```
int r = read(fd, buf, buf_size);
```

?

Диск --> page cache --> память процесса, который позвал read().

ФС в persistent memory и direct access

Какой путь проделывают данные при вызове

```
int r = read(fd, buf, buf_size);
```

?

Диск --> page cache --> память процесса, который позвал read().

Если ФС расположена в persistent memory, то её содержимое уже видно как обычная память:

1. копирование в page cache излишне,
2. для memory-mapped файлов страницы persistent memory можно сразу отображать в адресное пространство приложения.

ФС в persistent memory и direct access

Какой путь проделывают данные при вызове

```
int r = read(fd, buf, buf_size);
```

?

Диск --> page cache --> память процесса, который позвал read().

Если ФС расположена в persistent memory, то её содержимое уже видно как обычная память:

1. копирование в page cache излишне,
2. для memory-mapped файлов страницы persistent memory можно сразу отображать в адресное пространство приложения.

Как это будет взаимодействовать с

1. дырками в файлах, которым не соответствует ни один блок на устройстве, хранящем ФС?
2. truncate?

ФС в persistent memory и direct access

Какой путь проделывают данные при вызове

```
int r = read(fd, buf, buf_size);
```

?

Диск --> page cache --> память процесса, который позвал read().

Если ФС расположена в persistent memory, то её содержимое уже видно как обычная память:

1. копирование в page cache излишне,
2. для memory-mapped файлов страницы persistent memory можно сразу отображать в адресное пространство приложения.

Как это будет взаимодействовать с

1. дырками в файлах, которым не соответствует ни один блок на устройстве, хранящем ФС?
2. truncate?

- <https://lwn.net/Articles/357767/>
- <https://lwn.net/Articles/796000/>

POSIX API

open(const char *path, int mode, int flags)

read(int fd, void *buf, size_t count)

write(int fd, const void *buf, size_t count)

close(int fd)

Windows API

HANDLE WINAPI CreateFile(
In LPCTSTR lpFileName,
In DWORD dwDesiredAccess,
In DWORD dwShareMode,
_In_opt_ LPSECURITY_ATTRIBUTES lpSecurityAttributes,
In DWORD dwCreationDisposition,
In DWORD dwFlagsAndAttributes,
_In_opt_ HANDLE hTemplateFile
);

BOOL WINAPI ReadFile(
In HANDLE hFile,
Out LPVOID lpBuffer,
In DWORD nNumberOfBytesToRead,
_Out_opt_ LPDWORD lpNumberOfBytesRead,
_Inout_opt_ LPOVERLAPPED lpOverlapped
);

BOOL WINAPI WriteFile(
In HANDLE hFile,
In LPCVOID lpBuffer,
In DWORD nNumberOfBytesToWrite,
_Out_opt_ LPDWORD lpNumberOfBytesWritten,
_Inout_opt_ LPOVERLAPPED lpOverlapped
);

BOOL WINAPI CloseHandle(
In HANDLE hObject
);

POSIX API

open(const char *path, int mode, int flags)

read(int fd, void *buf, size_t count)

write(int fd, const void *buf, size_t count)

close(int fd)

Windows API

```
HANDLE WINAPI CreateFile(  
_In_ LPCTSTR lpFileName,  
_In_ DWORD dwDesiredAccess,  
_In_ DWORD dwShareMode,  
_In_opt_ LPSECURITY_ATTRIBUTES lpSecurityAttributes,  
_In_ DWORD dwCreationDisposition,  
_In_ DWORD dwFlagsAndAttributes,  
_In_opt_ HANDLE hTemplateFile  
);
```

```
BOOL WINAPI ReadFile(  
_In_ HANDLE hFile,  
_Out_ LPVOID lpBuffer,  
_In_ DWORD nNumberOfBytesToRead,  
_Out_opt_ LPDWORD lpNumberOfBytesRead,  
_Inout_opt_ LPOVERLAPPED lpOverlapped  
);
```

```
BOOL WINAPI WriteFile(  
_In_ HANDLE hFile,  
_In_ LPCVOID lpBuffer,  
_In_ DWORD nNumberOfBytesToWrite,  
_Out_opt_ LPDWORD lpNumberOfBytesWritten,  
_Inout_opt_ LPOVERLAPPED lpOverlapped  
);
```

```
BOOL WINAPI CloseHandle(  
_In_ HANDLE hObject  
);
```

Синхронный и асинхронный ввод-вывод, pipelining и multiplexing

Рассмотрим наивное копирование файла с одного диска на другой:

```
while (!done) {  
    r = read(fd_in, buf, sizeof(buf));  
    r1 = write(fd_out, buf, r);  
    ...  
}
```

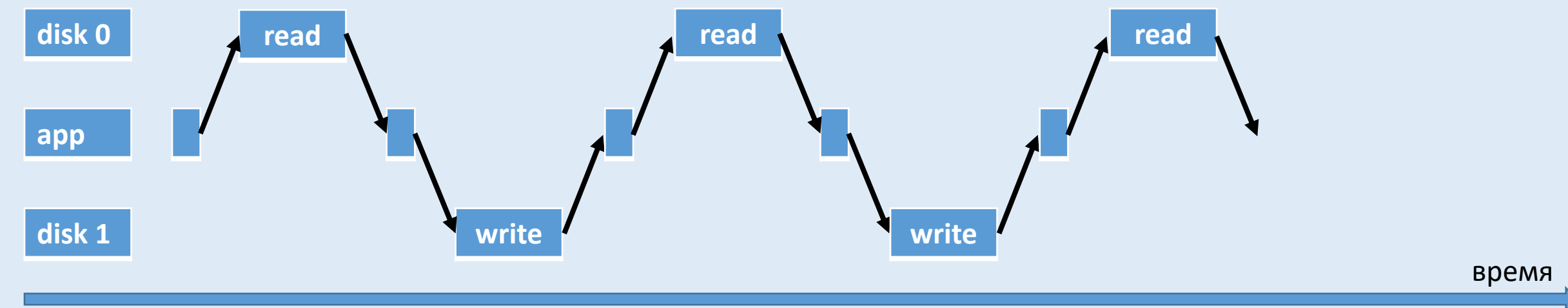
Будет ли оно работать эффективно?

Синхронный и асинхронный ввод-вывод, pipelining и multiplexing

Рассмотрим наивное копирование файла с одного диска на другой:

```
while (!done) {  
  r = read(fd_in, buf, sizeof(buf));  
  r1 = write(fd_out, buf, r);  
  ...  
}
```

Как расположены во времени обращения к дискам?

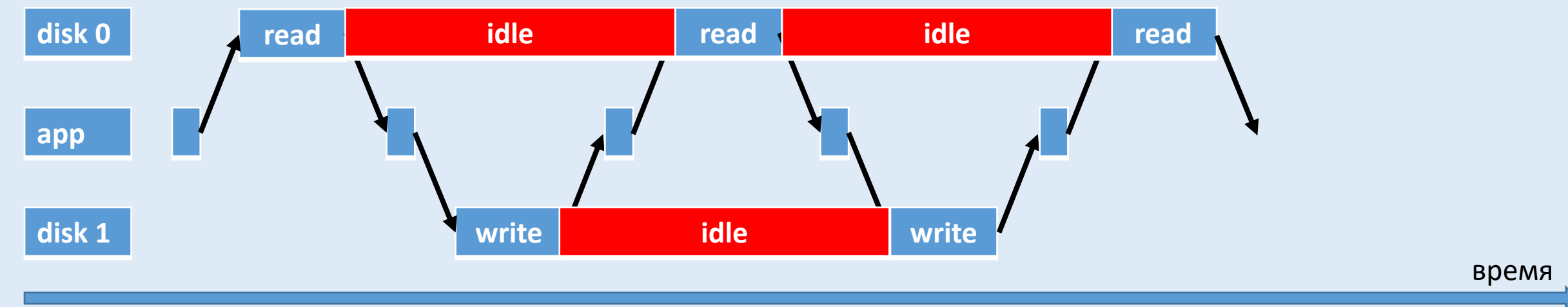


Синхронный и асинхронный ввод-вывод, pipelining и multiplexing

Рассмотрим наивное копирование файла с одного диска на другой:

```
while (!done) {
  r = read(fd_in, buf, sizeof(buf));
  r1 = write(fd_out, buf, r);
  ...
}
```

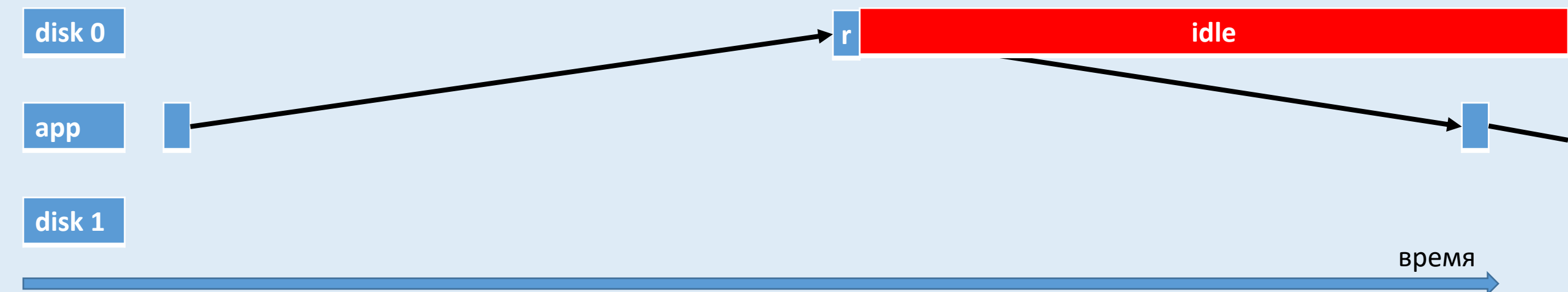
Как расположены во времени обращения к дискам?



Синхронный и асинхронный ввод-вывод, pipelining и multiplexing

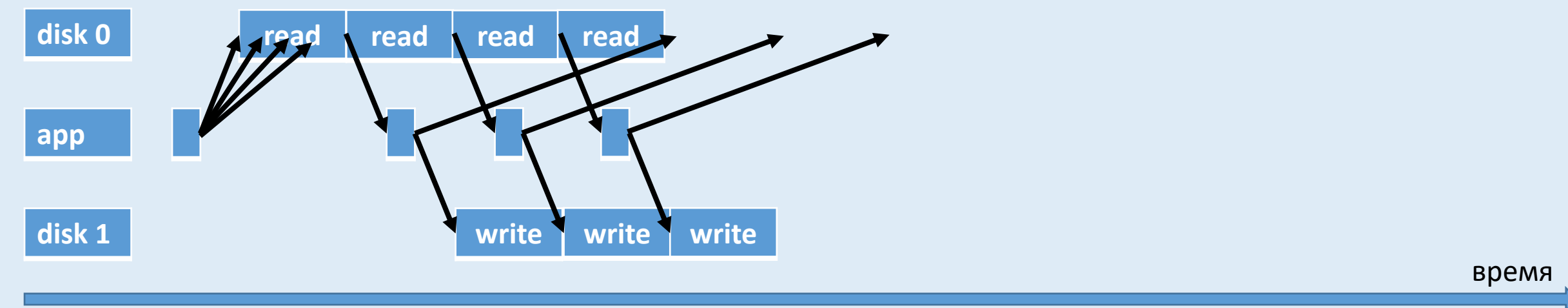
Обычно проблема хуже. Если ФС, между которыми делается копирование, сетевые, или расположены на быстрых NVMe-устройствах, то картина будет выглядеть так:

```
while (!done) {
  r = read(fd_in, buf, sizeof(buf));
  r1 = write(fd_out, buf, r);
  ...
}
```



Синхронный и асинхронный ввод-вывод, pipelining и multiplexing

Улучшение: запросы на чтение надо отправлять в таком количестве, чтобы у диска всегда была непустая очередь команд. Первая команда всё равно увидит задержку на отправку запроса и получение ответа, но для последующих этой задержки не будет.



Pipelining и head-of-line blocking

Предположим, что мы послали много запросов к диску (или к серверу). В каком порядке будут отсылаться ответы?

Есть два возможных варианта:

- в порядке получения запросов,
- в порядке завершения.

Первый вариант (pipelining) зачастую можно реализовать для протоколов, где изначально не позаботились о мультиплексировании.

Второй вариант требует поддержки в протоколе: у запросов должны быть уникальные номера.

Pipelining имеет существенный недостаток: если серверу были отправлены запросы R_1, R_2, \dots , то R_2 и последующие должны ждать, пока закончится R_1 . Если он окажется очень медленным, то все следующие за ним проведут много времени в очереди, даже если бы могли исполниться быстро. Такое явление называется head-of-line blocking.

Pipelining и head-of-line blocking

Предположим, что мы послали много запросов к диску (или к серверу). В каком порядке будут отсылаться ответы?

Есть два возможных варианта:

- в порядке получения запросов,
- в порядке завершения.

Первый вариант (pipelining) зачастую можно реализовать для протоколов, где изначально не позаботились о мультиплексировании.

Второй вариант требует поддержки в протоколе: у запросов должны быть уникальные номера.

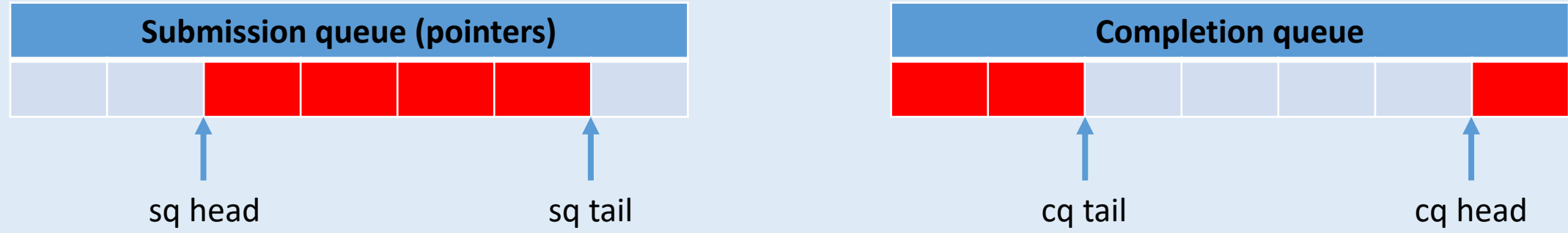
Pipelining имеет существенный недостаток: если серверу были отправлены запросы R_1, R_2, \dots , то R_2 и последующие должны ждать, пока закончится R_1 . Если он окажется очень медленным, то все следующие за ним проведут много времени в очереди, даже если бы могли исполниться быстро. Такое явление называется head-of-line blocking.

Дополнительное чтение:

- Google, “The QUIC Transport Protocol”, <https://research.google.com/pubs/archive/46403.pdf>
- Daniel Bernstein, “HTTP 2 explained”, <https://legacy.gitbook.com/book/bagder/http2-explained/details>

Асинхронный ввод-вывод в Linux

Приложение может поддерживать разделяемую с ядром область памяти с двумя кольцевыми буферами:

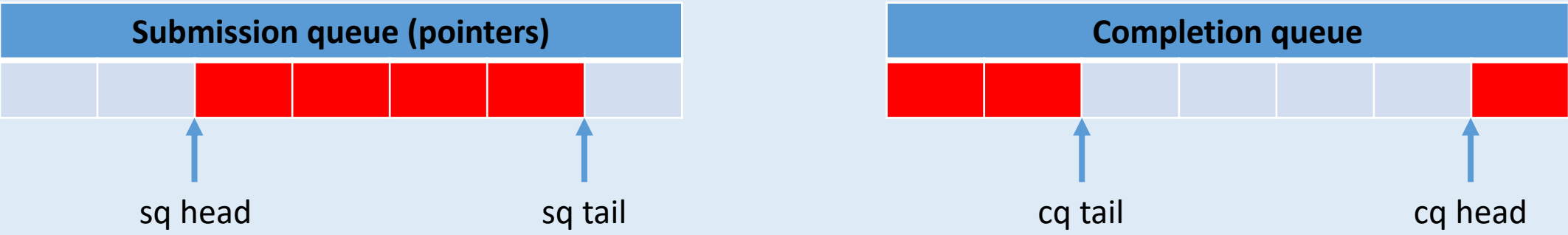


Приложение помещает в submission queue описание IO-операций, которые надо исполнить, продвигает sq tail и просит ядро исполнить IO. Ядро по мере обработки запросов продвигает sq head.

Когда IO завершается, ядро сохраняет добавляет запись в completion queue и продвигает cq tail.

Асинхронный ввод-вывод в Linux

Приложение может поддерживать разделяемую с ядром область памяти с двумя кольцевыми буферами:



Приложение помещает в submission queue описание IO-операций, которые надо исполнить, продвигает sq tail и просит ядро исполнить IO. Ядро по мере обработки запросов продвигает sq head.

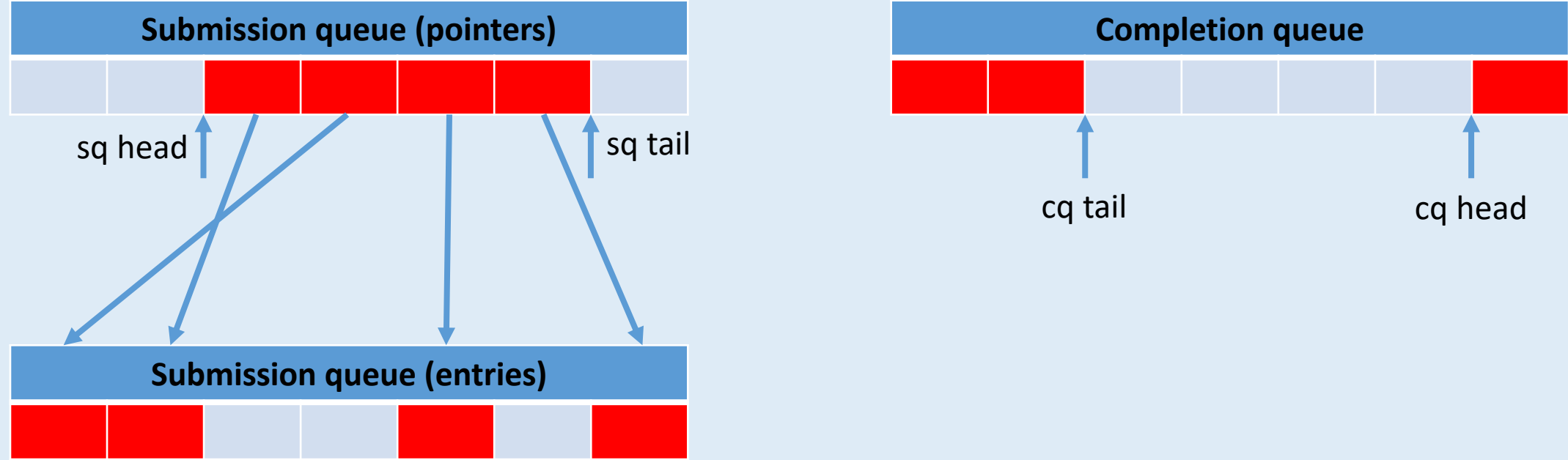
Когда IO завершается, ядро сохраняет добавляет запись в completion queue и продвигает cq tail.

Вопрос: в pread(), pwrite() и прочие можно было бы добавить аналог параметра lpOverlapped из Windows API. Чем лучше схема с кольцевыми буферами?

Вопрос: что будет, если IO-операция, стоящая в голове submission queue, будет исполняться дольше всех остальных?

Асинхронный ввод-вывод в Linux

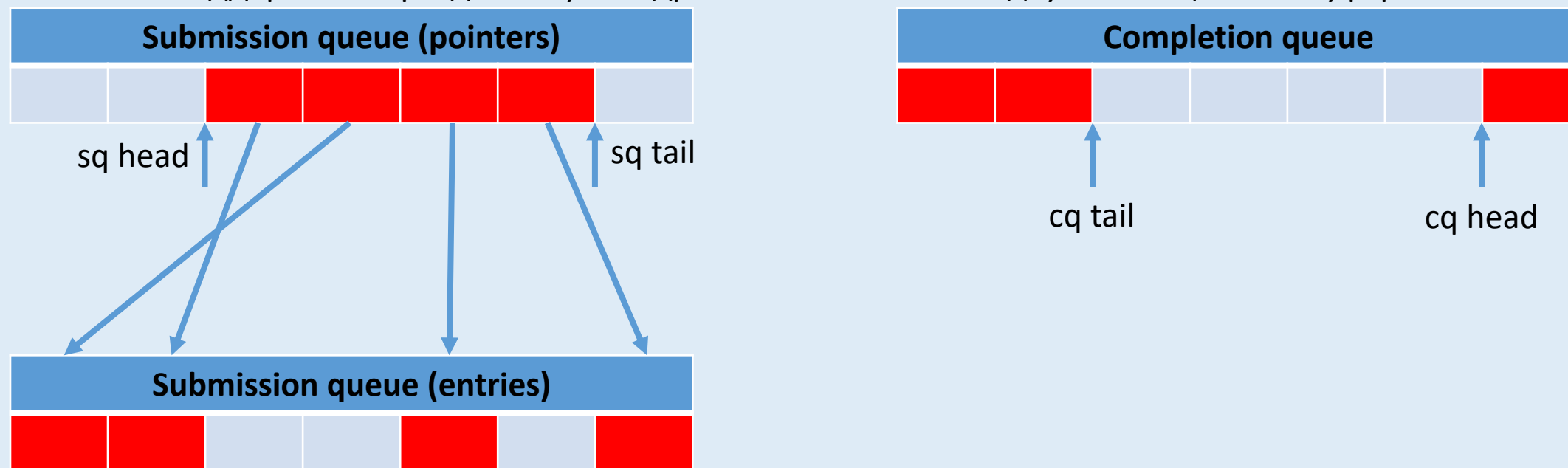
Приложение может поддерживать разделяемую с ядром область памяти с двумя кольцевыми буферами:



Если бы submission queue состояла именно из запросов на ввод-вывод, ядро могло бы продвигать sq head только когда завершится IO-запрос из головы списка. Это приводило бы к head-of-line blocking.

Асинхронный ввод-вывод в Linux

Приложение может поддерживать разделяемую с ядром область памяти с двумя кольцевыми буферами:



Домашнее задание:

1. <https://lwn.net/Articles/776703/>,
2. Изучите API liburing <https://github.com/axboe/liburing>,
3. Напишите ср, который работает следующим образом:
 1. испустить N последовательных запросов на чтение, N = 4 или N = 8, длина запроса – 256K или 512K,
 2. когда исполнится чтение №0, испустить запрос на запись и ещё один запрос на чтение,
 3. когда исполнится чтение №1,
 4. и т.д.