# Системное программирование

Лекция 7

Многопоточность и синхронизация

# Компиляторы и многопоточность (пример 3)

- Большинство программ являются однопоточными => компиляторы ориентированы на оптимизацию однопоточных программ.
- Многие оптимизации основаны на предположении, что значение переменной не изменяется, если не было записи в нее.
- В многопоточной программе переменная может быть изменена другим потоком => значение переменной изменится, даже если в текущем потоке в нее ничего не записывалось.

Оптимизации, производимые компиляторами, приводят к нарушению работы даже формально корректно составленных многопоточных программ.

Запретить компилятору оптимизации, связанные с доступом к определенной переменной, можно, обозначив переменную как **`volatile`**.

***`Volatile`*** *в общем случае недостаточен [и потому не должен использоваться] для обеспечения корректной работы с общим ресурсом!*

# Переупорядочивание операций

Порядок выполнения операций чтения/записи может отличаться от указанного в программе по 2 причинам:

- компилятор может переупорядочить операции во время компиляции в целях оптимизации;
- инструкции могут быть переупорядочены в очереди микроопераций ядра ЦП при использовании спекулятивного выполнения.

Для обеспечения корректного порядка операций используются **барьеры памяти** – точки программы, относительно которых запрещено переупорядочение операций чтения/записи.

Список функций, которые обязаны быть барьерами памяти, приводится в разделе 4.12 последней версии POSIX.

В частности, все функции, работающие с примитивами синхронизации, являются и барьерами времени компиляции, и барьерами времени выполнения.

# Атомарные операции (пример 4)

Операция называется **атомарной** (греч. atomos, неделимый), если с точки зрения внешнего наблюдателя она либо не выполняется, либо выполняется целиком.

На x86-64 по умолчанию атомарными являются выровненные чтение/запись переменных размером <=8 байт. Чтение/запись переменных размером <=16 байт в определенных условиях также происходят атомарно.

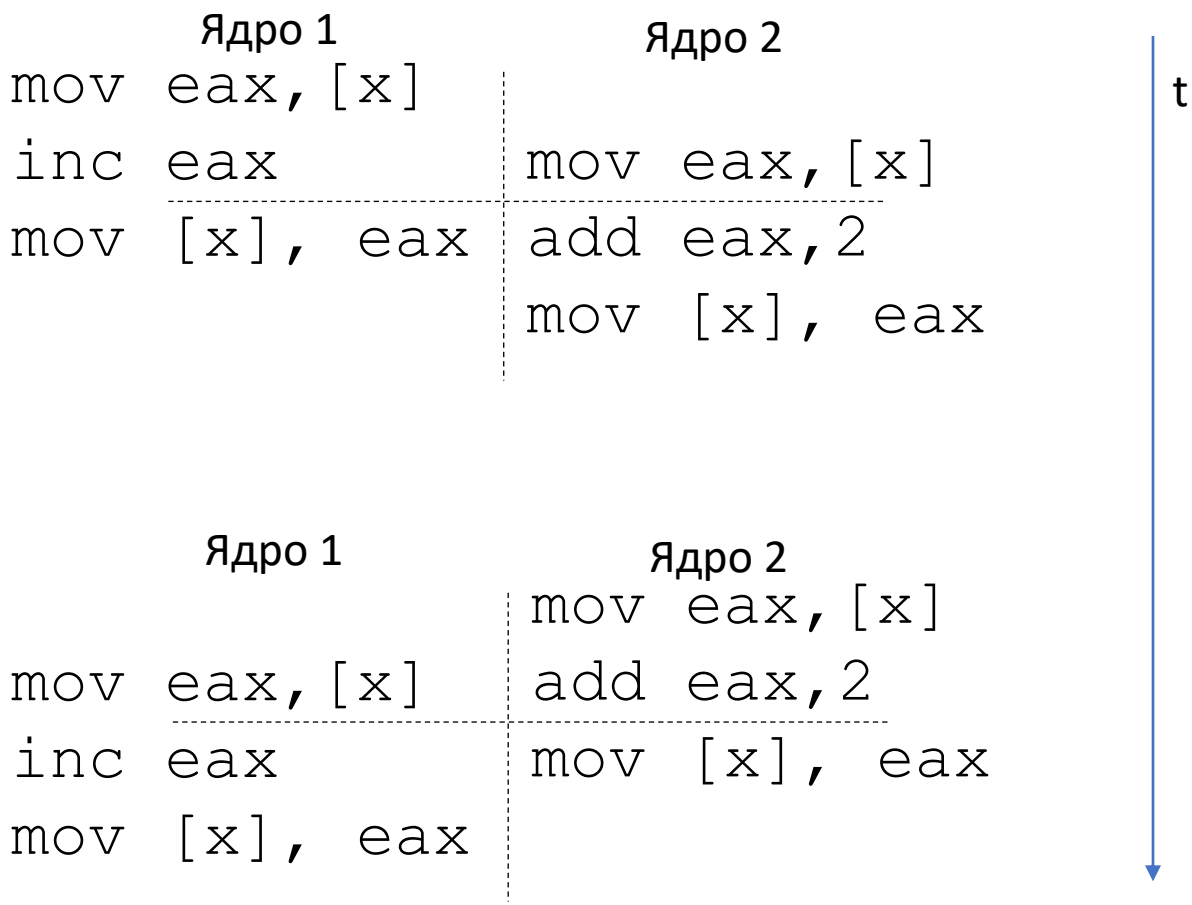
Все остальные действия без применения дополнительных мер являются неатомарными.

# Неатомарное чтение-изменение-запись

```
volatile int x=0;

Thread1: ++x;
Thread2: x += 2;
Thread1: int y = x;
```

Переменная y может принять значения 1, 2 или 3.



# Атомарные типы данных

В C11/C++11 вместе с поддержкой многопоточности были введены атомарные типы данных (заголовочный файл <atomic> в C++, <stdatomic.h> в C ).

Атомарные переменные гарантируют атомарность связанных с ними операций.

**Замечание:** производительность атомарных переменных ниже, чем неатомарных.

Неполный список приведен ниже

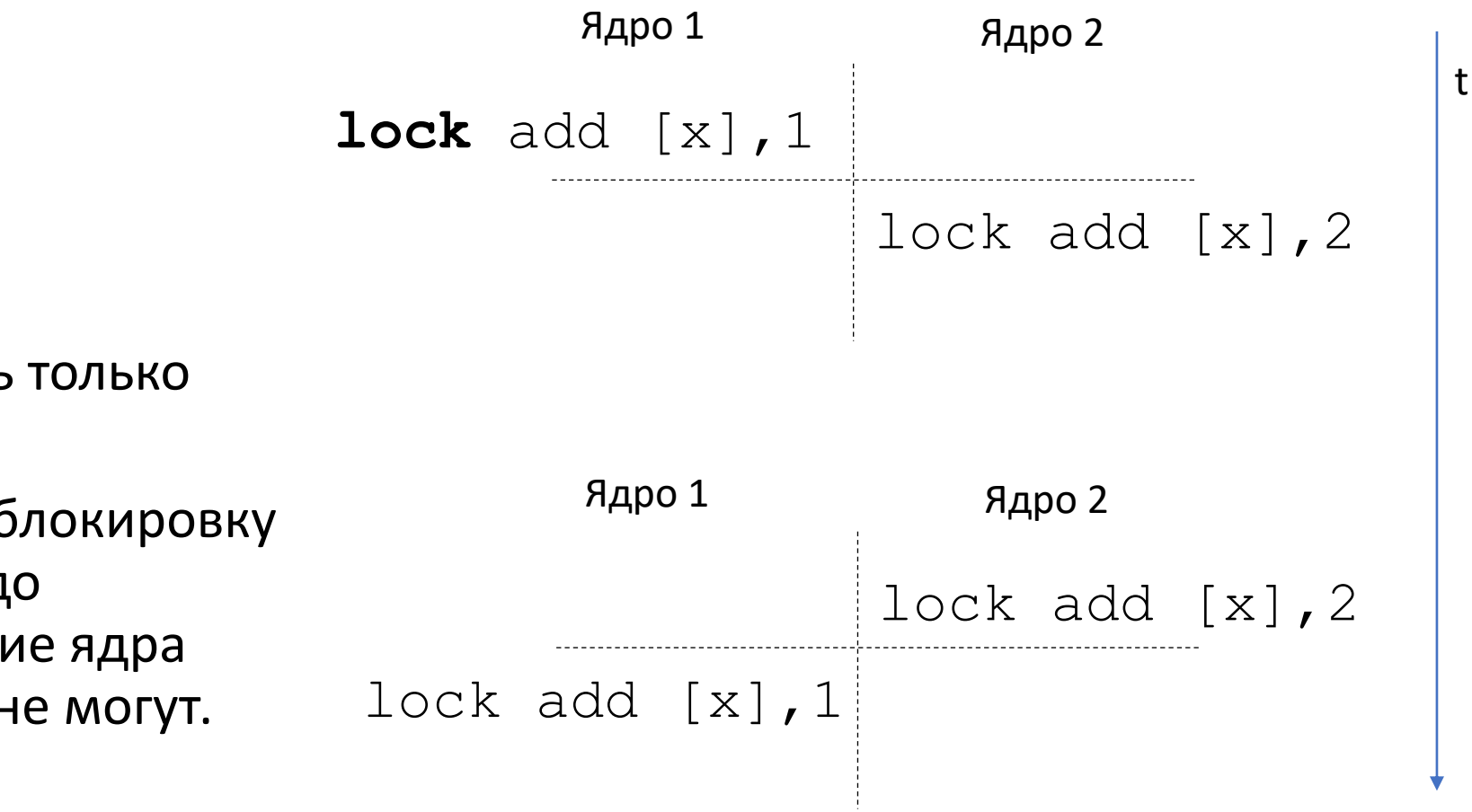
| C++ | C |
|---|---|
| std::atomic_flag | atomic_flag |
| std::atomic_int = std::atomic<int> | atomic_int = _Atomic int |
| std::atomic_long = std::atomic<long> | atomic_long = _Atomic long |
| std::atomic_llong = std::atomic<long long> | atomic_llong = _Atomic long long |

# std::atomic

```
std::atomic_int x=0;
Thread1: ++x;
Thread2: x += 2;
Thread1: int y = x;
```

Переменная y может принять только значения 1 и 3.

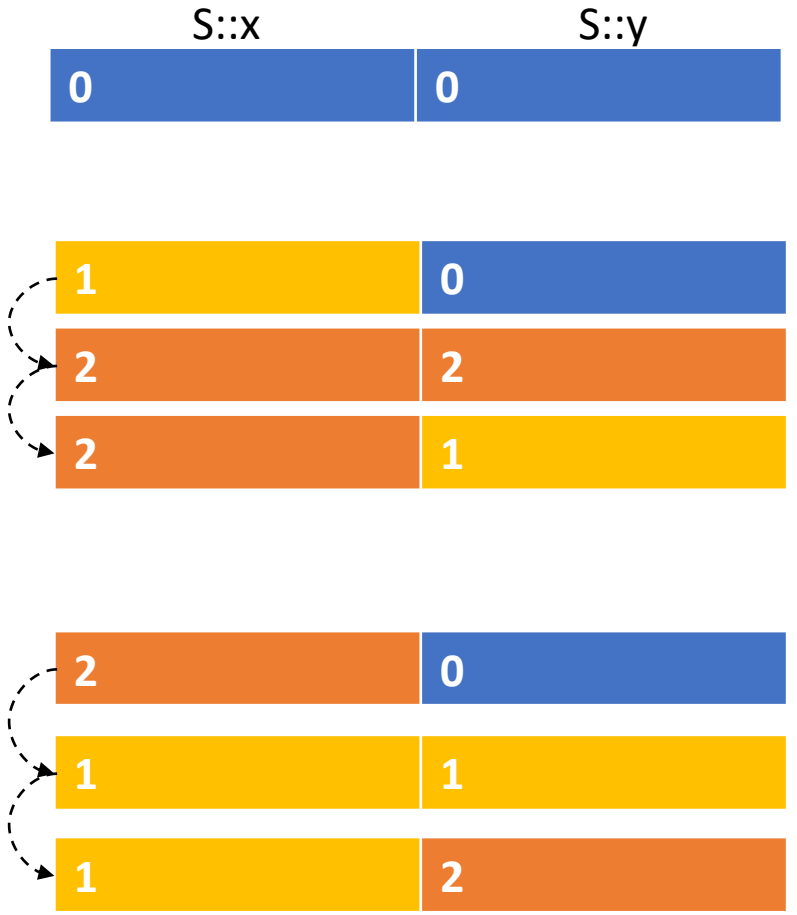
Префикс **`lock`** накладывает блокировку на кэш-линию с переменной до завершения инструкции. Другие ядра получить доступ к кэш-линии не могут.



# Неатомарное чтение/запись

```
struct S { size_t x, y; };
volatile S global_var = {0,0};

Thread1: global_var = { 1,1 };
Thread2: global_var = { 2,2 };
Thread1: S local_var = global_var;
```




Переменная `local_var` с некоторой вероятностью может быть {1,1},{2,2}, {1,2} и {2,1};

*Проблема неатомарного чтения/записи может быть решена только с помощью примитивов синхронизации!*

# Состояние гонки и синхронизация

Ситуация, при которой корректность работы программы зависит от порядка выполнения потоками определенных действий называется **состоянием гонки** (race condition).

Состояние гонки является источником трудноуловимых ошибок, поскольку проявление таких ошибок случайно ( например, программа падает в 1% случаев, при которых сложились специальные условия ).

Состояние гонки – всегда ошибка программиста.

В целом, действия по обеспечению корректности результатов работы взаимодействующих потоков называют **синхронизацией**.

Для устранения состояния гонки применяются атомарные переменные и примитивы синхронизации.

# Общий ресурс

Ресурс (переменная, файл и пр.) является **общим** (shared), если:

- Доступ к нему производится из одного или нескольких потоков (возможно разных процессов);
- Доступ к нему производится из обработчика сигнала и из обычного кода.

Общие ресурсы являются источником состояний гонки (точнее их разновидности – **data race**). В частности, любые неатомарные операции над общим ресурсом автоматически порождают состояние гонки.

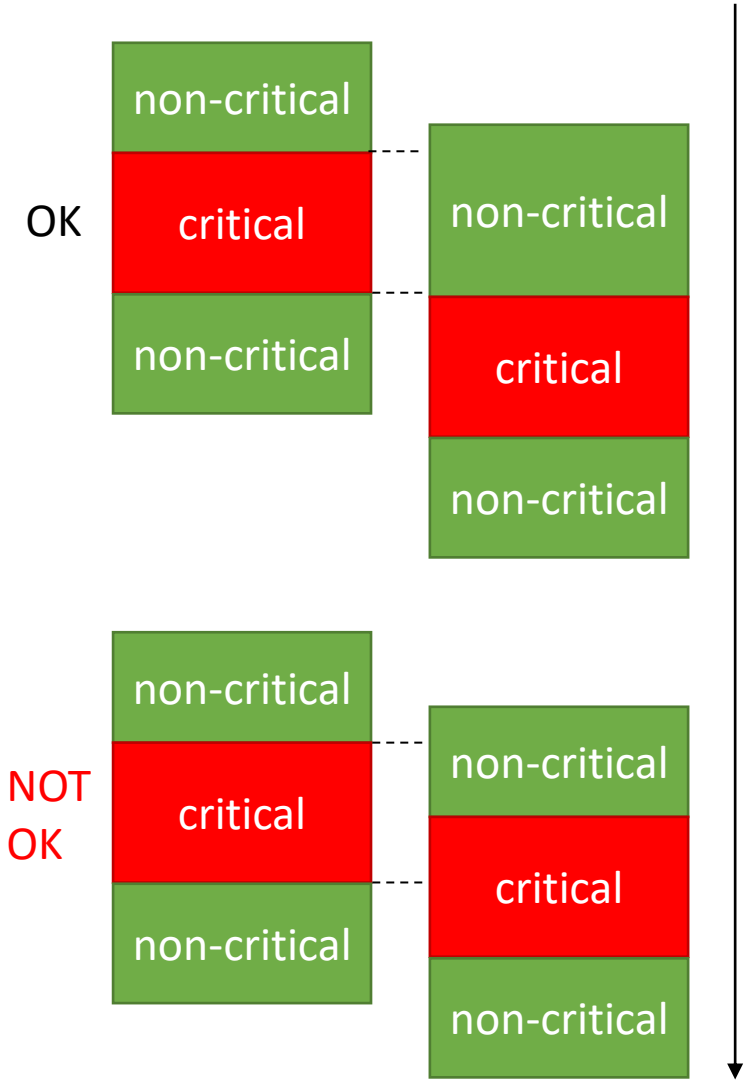
# Критические секции

Участок кода, в котором происходит доступ к общему ресурсу, называется **критической секцией** (critical section).

В пределах критической секции необходимо обеспечить:

- Актуальность видимого состояния общего ресурса в момент входа и выхода из секции;
- Возможность изменения состояния ресурса только из текущей секции;
- Невозможность чтения промежуточного состояния общего ресурса.

Все задачи решаются с использованием примитивов синхронизации.



# Примитивы синхронизации

**Примитивы синхронизации** – специальные объекты, используемые для обеспечения синхронизации.

- Семафоры (sem_t);
- Мьютексы (pthread_mutex_t);
- Циклические блокировки (pthread_spinlock_t);
- Блокировки чтения-записи (pthread_rwlock_t);
- Условные переменные (pthread_conditional_t);
- Барьеры (pthread_barrier_t).

*Примечание: примитивы синхронизации POSIX гарантируют, что поток «видит» актуальное состояние памяти => помечать общие переменные volatile необязательно.*

# Примитивы синхронизации в Pthreads

Аналогами конструктора и деструктора для примитивов выступают функции вида*

```
int pthread_###_init(pthread_###_t* p,
                     const pthread_###attr_t* attr);
int pthread_###_destroy(pthread_###_t* p);
```

Обе функции возвращают 0 в случае успеха или код ошибки .

*состав аргументом может отличаться

# Блокировки

**Блокировка (lock)** – примитив синхронизации используемый для ограничения доступа в общему ресурсу.

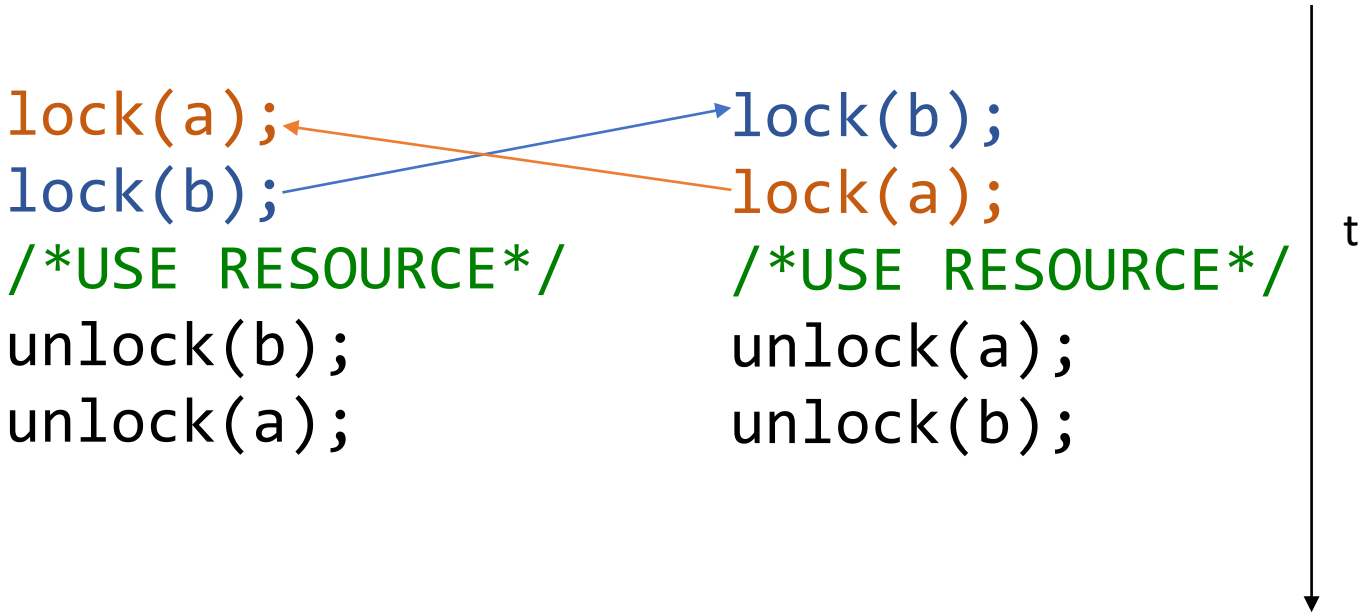
- Мьютексы [эксклюзивная блокировка];
- Циклические блокировки [эксклюзивная блокировка];
- Блокировки чтения-записи;

Перед входом в критическую секцию блокировка «захватывается», после выхода из критической секции – «освобождается» или «снимается».

Эксклюзивные блокировки могут быть захвачены только одним потоком, неэксклюзивные  - несколькими потоками одновременно.

# Взаимоблокировки

**Взаимблокировка** (deadlock)– ситуация, при которой потоки захватывают блокировки таким образом, что никто не может ни разблокировать свою блокировку, ни получить чужую.



# Взаимоблокировки

Для избегания взаимоблокировок, делайте критические секции как можно короче и проще и не вызывайте в них функции, которые также могут блокироваться. Если нужно захватить сразу несколько блокировок – используйте try_lock.

```
if (try_lock(a)){
  if(try_lock(b)){
    /*USE RESOURCE*/
    unlock(b);
  }
  unlock(a);
}
```

```
if(try_lock(b)){
  if (try_lock(a)){
    /*USE RESOURCE*/
    unlock(a);
  }
  unlock(b);
}
```

# Самоблокировки

**Самоблокировка -** ситуация, при которой поток из-за ошибки блокирует сам себя. Для избегания самоблокировок всегда убеждайтесь, что каждому lock() всегда соответствует unlock().

```
lock_t m;
int y;

void foo(int x) {
  lock(m);
  if (!x)
      return; //missing unlock
  y = x;
  unlock(m);
}
```

```
lock_t m;
int y;

void foo(int x) {
  lock(m);
  if (x)
     y = x;
  unlock(m);
}
```

См. также: RAII

# Блокировки в Pthreads

Для мьютексов, циклических блокировок и блокировок чтения записи определены операции блокировки  и разблокировки

```
//Заблокировать примитив. Если уже заблокирован – ждать
int pthread_###_#lock(pthread_###_t* p);
//Заблокировать примитив. Если уже заблокирован, результат==EBUSY
int pthread_###_try#lock(pthread_###_t* p);
//Разблокировать примитив
int pthread_###_unlock(pthread_###_t* p);
```

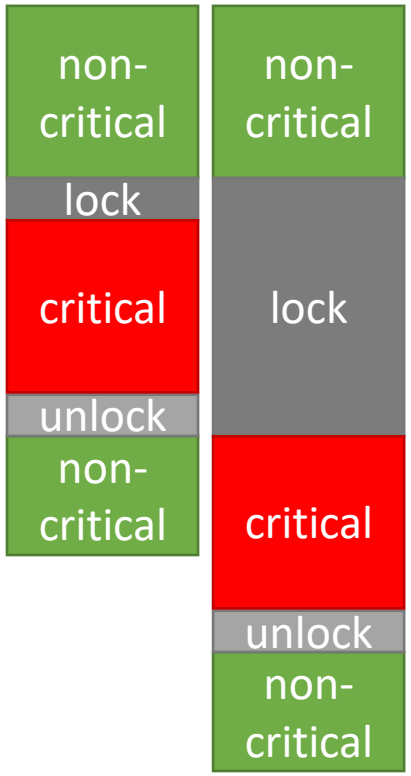
**Замечание:** блокировки не отслеживают, кто их захватил! Блокировка может быть случайно снята не тем потоком, который ее захватил, в случае ошибки.

# Мьютексы и циклические блокировки

**Мьютекс** (mutex, от **mut**ual **ex**clusion) – примитив синхронизации, реализующий исключительную блокировку ресурса.

**Циклическая блокировка** – аналог мьютекса, реализуемый через `while(f){};`

- Попытка захватить уже захваченный мьютекс приведет к тому, что поток приостановится.
- Попытка захватить уже захваченную циклическую блокировку приведет к попаданию потока в цикл `while(f){}`, т.е. поток будет активно проверять состояние блокировки.
- Циклическую блокировку следует выбирать, если критическая секция является небольшой – т.е. время ожидания разблокировки мало.



# Задача читателя-писателя

Задача читателя писателя является типовой задачей синхронизации.

Дано:

- общий ресурс;
- потоки, которые производят обновление состояния ресурса (писатели);
- потоки, которые только читают состояние ресурса (читатели).

Задача: обеспечить корректный доступ к ресурсу, т.е.

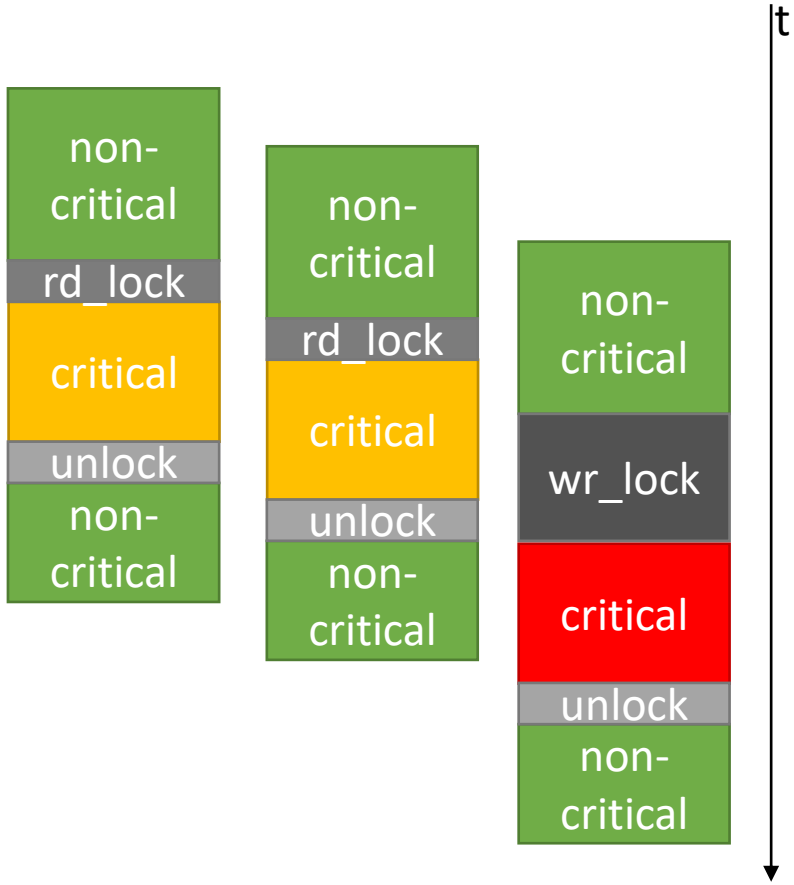
- доступ на чтение могут получить одновременно несколько читателей;
- доступ на запись может иметь только один из писателей.

# Блокировки чтения-записи

**Блокировка чтения-записи** (read-write lock) – примитив синхронизации, предоставляющий 2 типа блокировок:

- Блокировки чтения (неисключительные, несколько потоков могут получить доступ на чтение);
- Блокировки записи (исключительные, только один поток может иметь доступ на запись, остальные потоки не могут получить никакой доступ).

Блокировки чтения-записи следует использовать, если для ресурса отдельно определены операции чтения и операции изменения/записи, причем операции чтения не изменяют состояние ресурса.



# Условные переменные

**Условные переменные** (переменные состояния, conditional variables)- примитив синхронизации, позволяющий уведомить ожидающие потоки о наступлении определенного события.

```
//уведомить о событии и разблокировать 1 поток
int pthread_cond_signal(pthread_cond_t* cond);

//уведомить о событии и разблокировать все потоки
int pthread_cond_broadcast(pthread_cond_t* cond);

//подождать уведомления. mutex должен быть заблокирован ДО вызова
int pthread_cond_wait(pthread_cond_t* cond, pthread_mutex_t* mutex);
```

# Условные переменные

Условные переменные работают в паре с мьютексами.

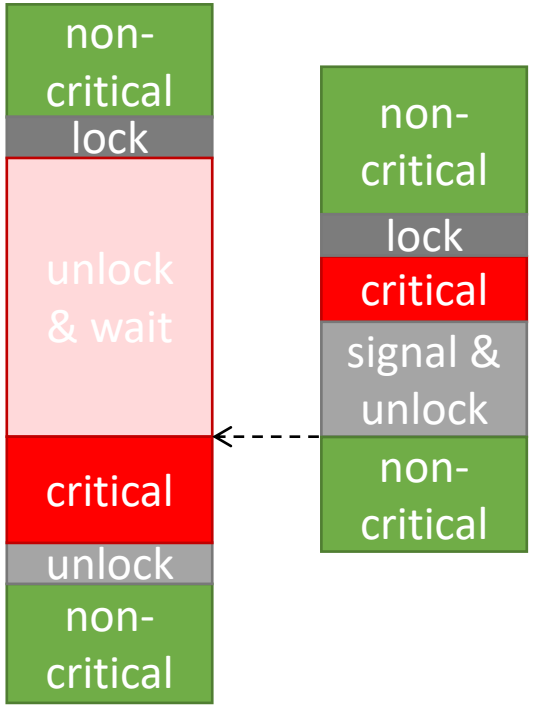
- Ожидающий поток захватывает мьютекс, проверяет условие, если условие не выполнено - вызывает `pthread_cond_wait()`. Поток засыпает, мьютекс разблокируется.
- Уведомляющий поток захватывает мьютекс, меняет состояние, вызывает `pthread_cond_signal()`.
- Один из ожидающих потоков просыпается и захватывает мьютекс (поток дождется разблокировки мьютекса, если он захвачен).
- Если уведомляющий поток вызывает `pthread_cond_broadcast()`, то просыпаются все потоки, по очереди захватывают мьютекс и выполняют действия.

Если на одной и той же условной переменной ожидают несколько потоков, то неизвестно, какой именно поток будет разбужен `pthread_cond_signal()`.

# Условные переменные

```
pthread_mutex_t mut = PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER;
pthread_cond_t cond = PTHREAD_COND_INITIALIZER;
int data;
bool ready = false;

void reader() {
  pthread_mutex_lock(&mut);
  while (!ready)  //ready == false, если мы пришли слишком рано
    pthread_cond_wait( &cond, &mut); //mut разблокируется здесь
  std::cout << data << std::endl;
  ready = false;
  pthread_mutex_unlock(&mut);
}
```

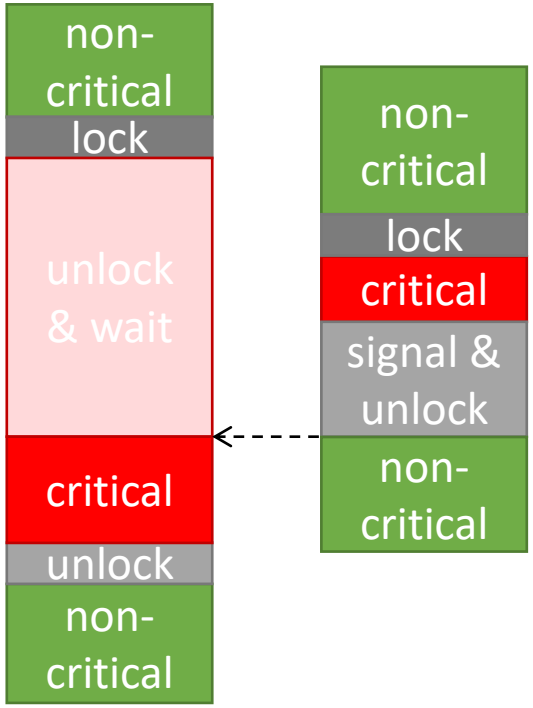



*см. также: spurious wakeup*

# Условные переменные

```
pthread_mutex_t mut = PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER;
pthread_cond_t cond = PTHREAD_COND_INITIALIZER;
int data;
bool ready = false;

void writer() {
  pthread_mutex_lock(&mut);
  data = rand();
  ready = true;
  pthread_cond_signal(&cond); //сигнал другим потокам
  pthread_mutex_unlock(&mut);
}
```



# Барьеры

**Барьер** – примитив синхронизации, позволяющий подождать прибытия N других потоков к заданной точке.

```
int pthread_barrier_init(pthread_barrier_t* barrier,
                         const pthread_barrierattr_t* attr,
                         unsigned int count);
int pthread_barrier_destroy(pthread_barrier_t* barrier);
```

Число потоков указывается в параметре `count`.

# Барьеры

По прибытии к заданной точке барьер отмечает прибытие вызовом функции

```
int pthread_barrier_wait(pthread_barrier_t* barrier);
```

Потоки будут ждать до тех пор, пока все `count` потоков не заблокируются на том же барьере.

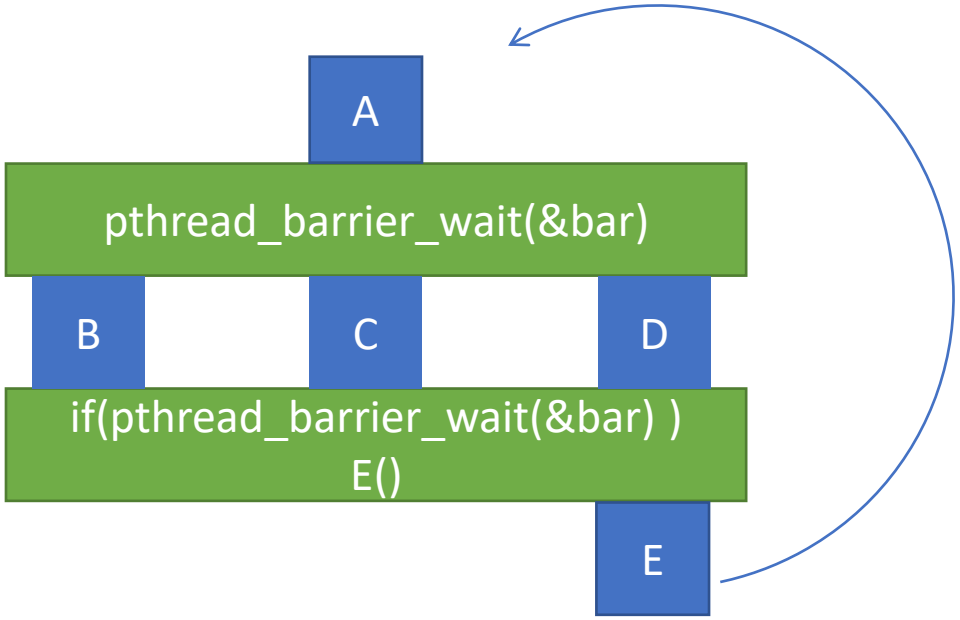
В `count-1` потоках результатом функции будет 0.

В одном (неизвестно, каком конкретно) потоке результатом будет константа PTHREAD_BARRIER_SERIAL_THREAD.

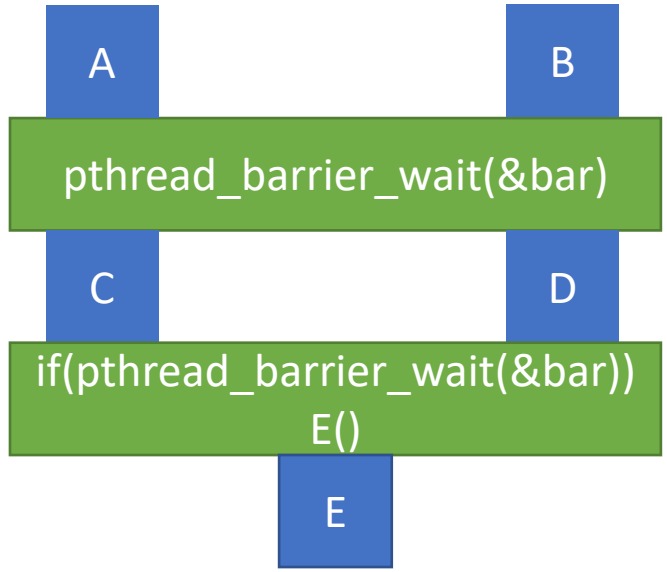
После «срабатывания» барьер может быть использован вновь.

# Барьеры

Барьеры используются для циклического выполнения параллельных операций либо для выполнения последовательных блоков параллельных операций.




Операции A-E выполняются циклично, при этом B-C-D могут выполняться параллельно. Выгодно создать для этого 3 потока и синхронизировать их барьером.




Операциям C и D необходим результат обеих операций A и B, но A-B и C-D между собой не зависят. Выгодно создать 2 потока и синхронизировать их барьером.

# Использование примитивов pthreads для межпроцессной синхронизации

Если примитив синхронизации поместить в разделяемую память, то становится возможность синхронизация потоков в разных процессах.

Для некоторых примитивов при создании в атрибутах следует явно указать, что он будет использоваться несколькими процессами.

```
pthread_mutexattr_t attr;
pthread_mutexattr_init(&attr);
pthread_mutexattr_setpshared(&attr, PTHREAD_PROCESS_SHARED);
pthread_mutex_init(…, &attr);
```