АКОС 8

Многопоточная синхронизация (для самых маленьких)

Inspired by R.Lipovsky

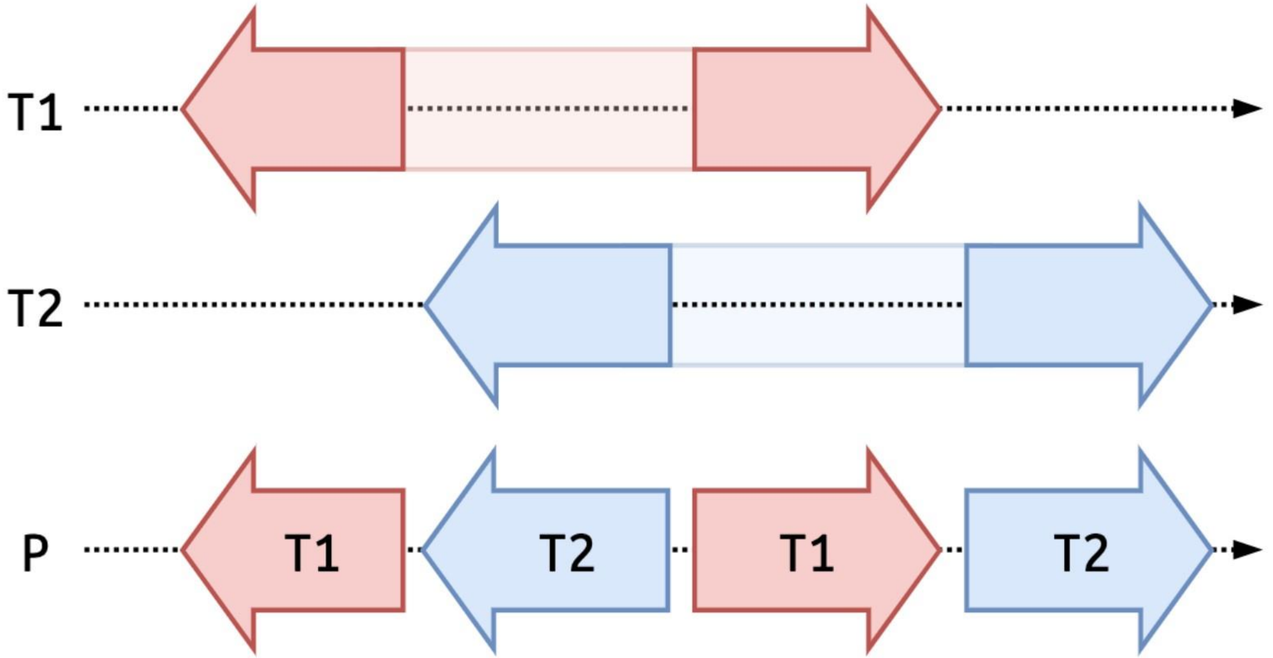
pthread

```
#include <pthread.h>

int pthread_create(pthread_t *thread, const pthread_attr_t
                   *attr, void *(*start_routine) (void *), void
                   *arg);


int pthread_join(pthread_t thread, void **retval);
```

Создать поток / дождаться завершения потока

$ gcc --fsanitize=thread main.c – запуск с тред-санитайзером

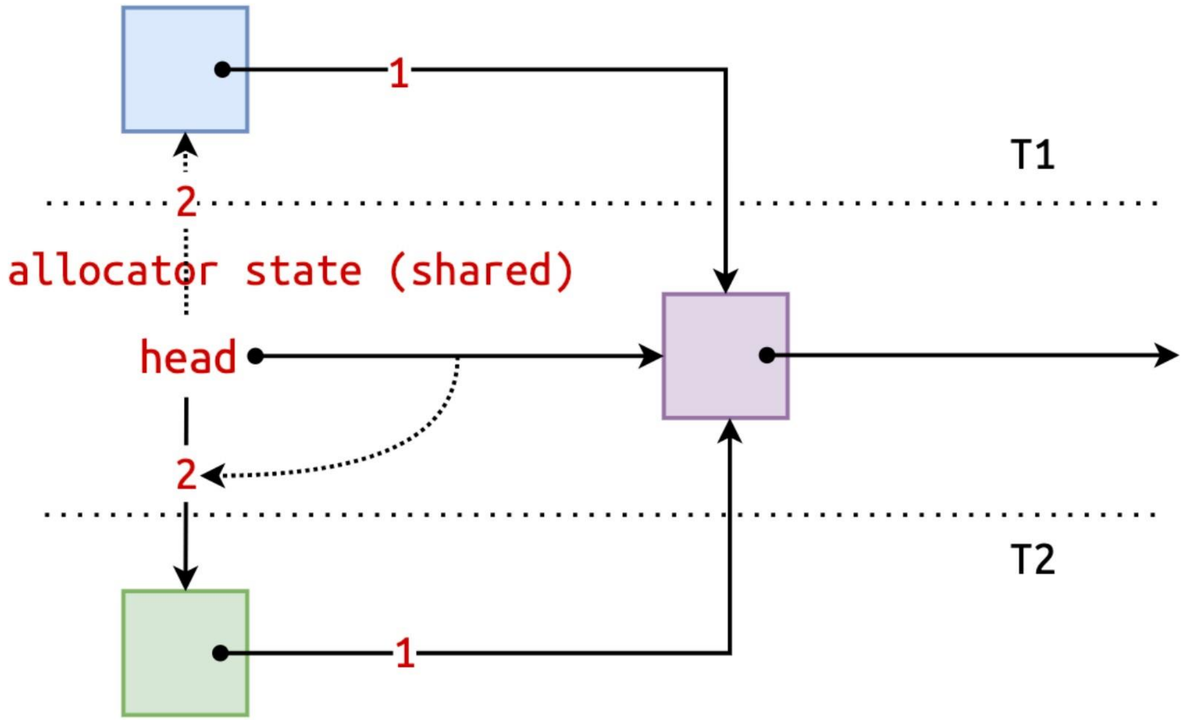
Конкурирующие операции



Планировщик переключает потоки, причем сами потоки этих переключений не наблюдают.

Race condition

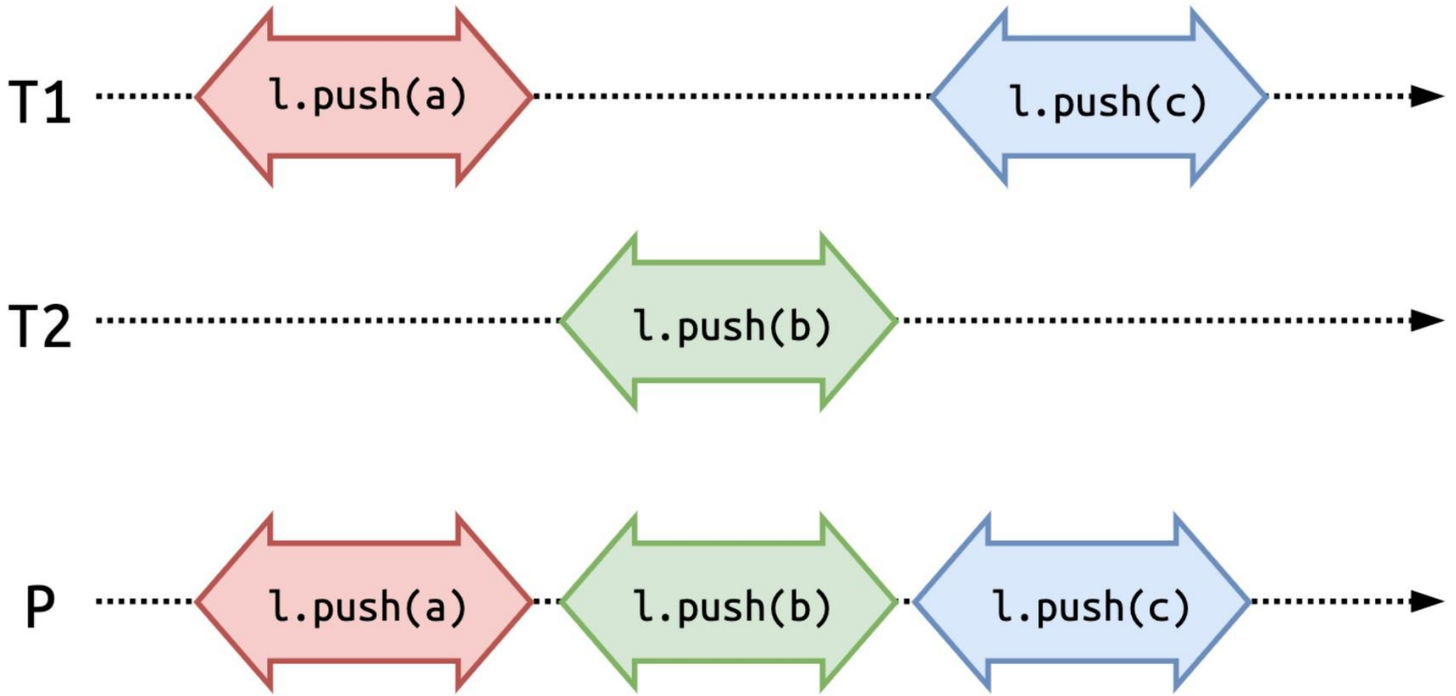
```
1. block_node->next = head
2. head = block_node
```



Различайте **race condition** и **data race**!

Mutual exclusion

Хотим избавиться от конкуренции, упорядочить операции из разных потоков:

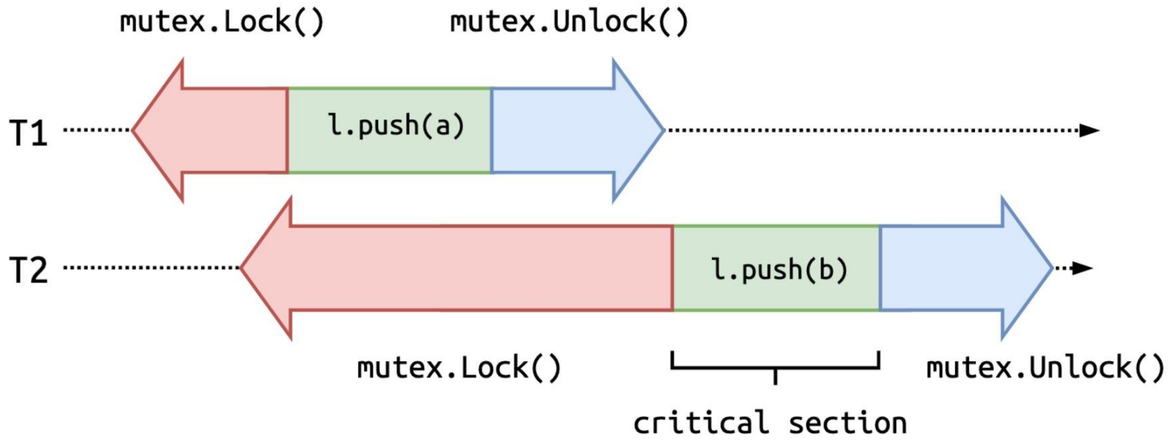


Mutex

Поток **захватывает** мьютекс / **берет** блокировку и входит в **критическую секцию.** В конце – **отпускает** мьютекс.

```
mutex.Lock()
// critical section starts here
…
block_node->next = head_;
head_ = block_node;
...
mutex.Unlock()
```

Mutex – **mut**ual **ex**clusion



Свойства (гарантии)

Взаимное исключение:

> Между парными вызовами mutex.Lock() и mutex.Unlock() может находиться только один поток.

Свобода от взаимной блокировки:

> Если один или несколько потоков пытаются захватить свободный мьютекс, то один из вызовов mutex.Lock() должен завершиться.

Второе свойство называют **гарантией прогресса.**

Safety и Liveness

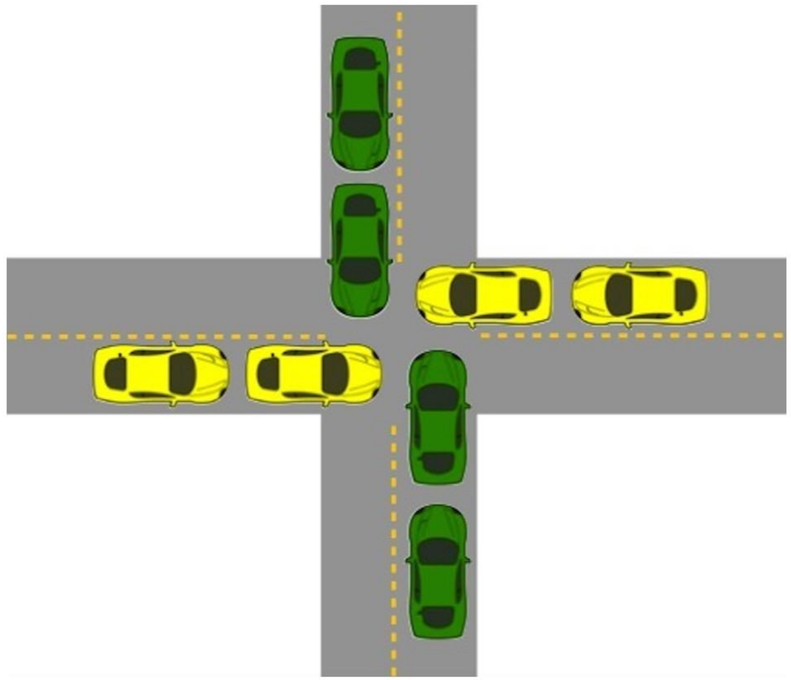
Взаимное исключение - это свойство **safety**, оно говорит, что **никогда** не происходит **ничего плохого**.

Свобода от взаимной блокировки - это свойство **liveness**, оно говорит о том, что **когда-нибудь** происходит **что-то хорошее**.

Safety свойства нарушаются на конечных исполнениях, а **liveness** - на бесконечных.

Deadlock

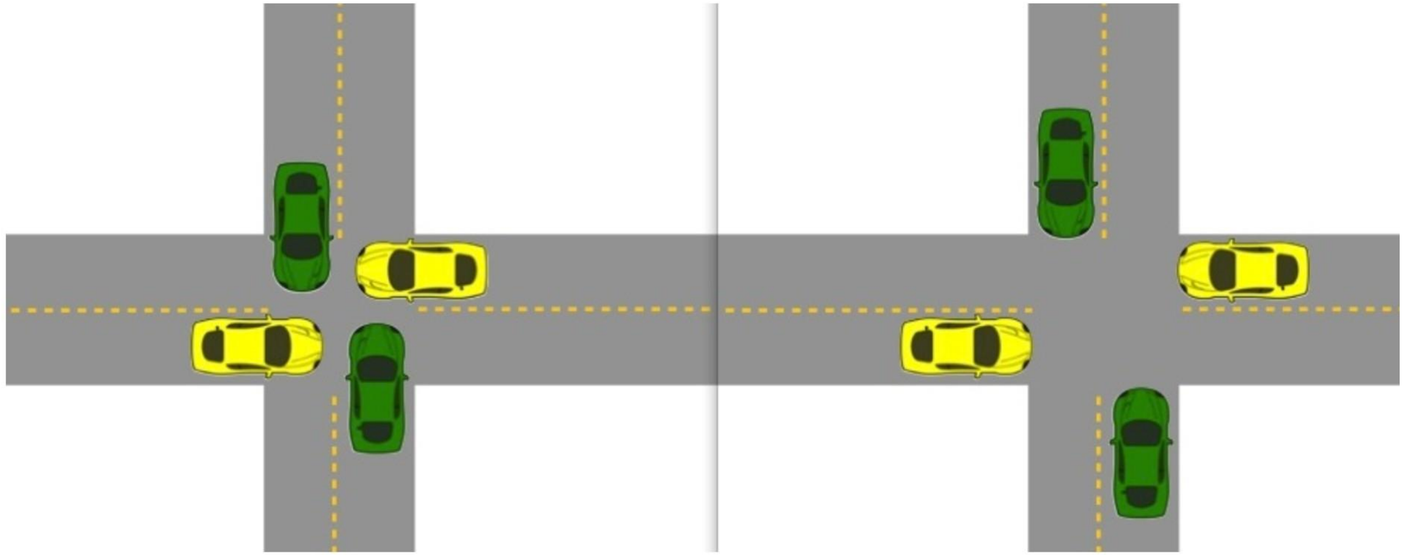
Тяжелая форма взаимной блокировки – **дэдлок (deadlock).**



Терминальное состояние: потоки не выйдут из него, что бы ни делал планировщик.

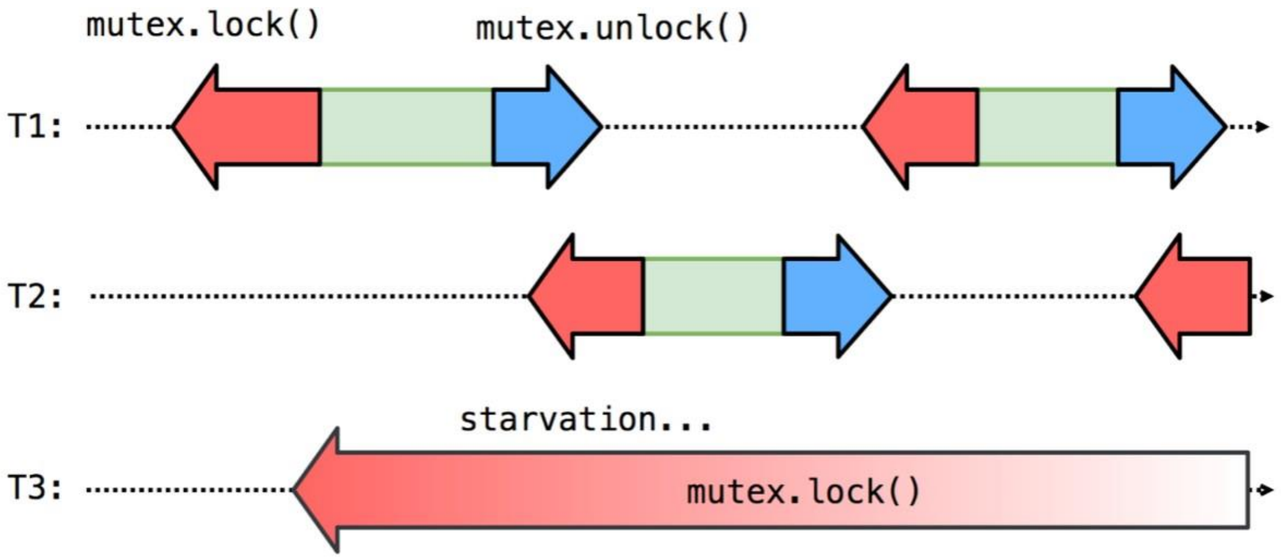
Livelock

Легкая форма взаимной блокировки – **лайвлок (livelock).**



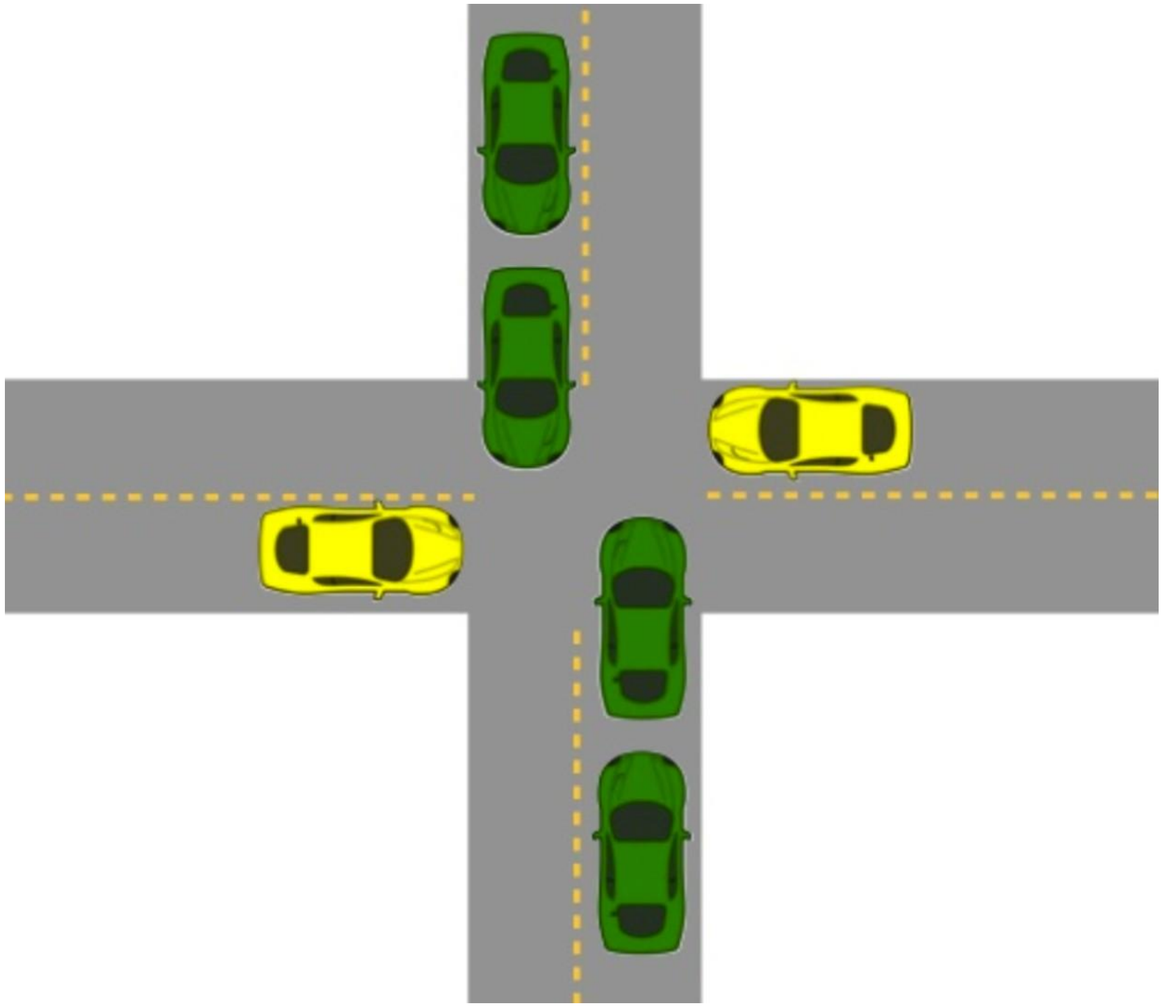
Потоки мешают **прогрессу** друг друга, но при удачном планировании разойдутся.

Глобальный прогресс

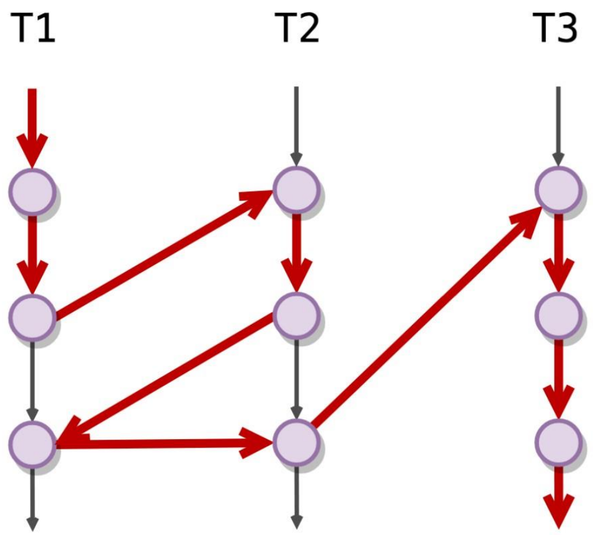


В то же время какой-то неудачливый поток может провести в вызове mutex.Lock() бесконечное время.

Starvation



Interleaving



Будем моделировать исполнение потоков в **модели чередования** на одном процессоре.

Игнорируем параллельность!

pthread_mutex

```
#include <pthread.h>

int pthread_mutex_init(pthread_mutex_t *mutex,
                       const pthread_mutexattr_t *mutexattr);
int pthread_mutex_lock(pthread_mutex_t *mutex);
int pthread_mutex_trylock(pthread_mutex_t *mutex);
int pthread_mutex_unlock(pthread_mutex_t *mutex);
int pthread_mutex_destroy(pthread_mutex_t *mutex);
```

Mutex

pthread_condvar

```
#include <pthread.h>

    pthread_cond_t cond = PTHREAD_COND_INITIALIZER;

    int pthread_cond_init(pthread_cond_t *cond,
                          pthread_condattr_t *cond_attr);
    int pthread_cond_signal(pthread_cond_t *cond);
    int pthread_cond_broadcast(pthread_cond_t *cond);
    int pthread_cond_wait(pthread_cond_t *cond, pthread_mutex_t *mutex);
    int pthread_cond_timedwait(pthread_cond_t *cond, pthread_mutex_t *mutex,
                          const struct timespec *abstime);
    int pthread_cond_destroy(pthread_cond_t *cond);
```

Condvar

signal – restart no more than one thread waiting on a cv

broadcast – restart all thread waiting on a cv

Wait – atomically unlocks mutex and waits for a signal. Before starting, re-acquires mutex

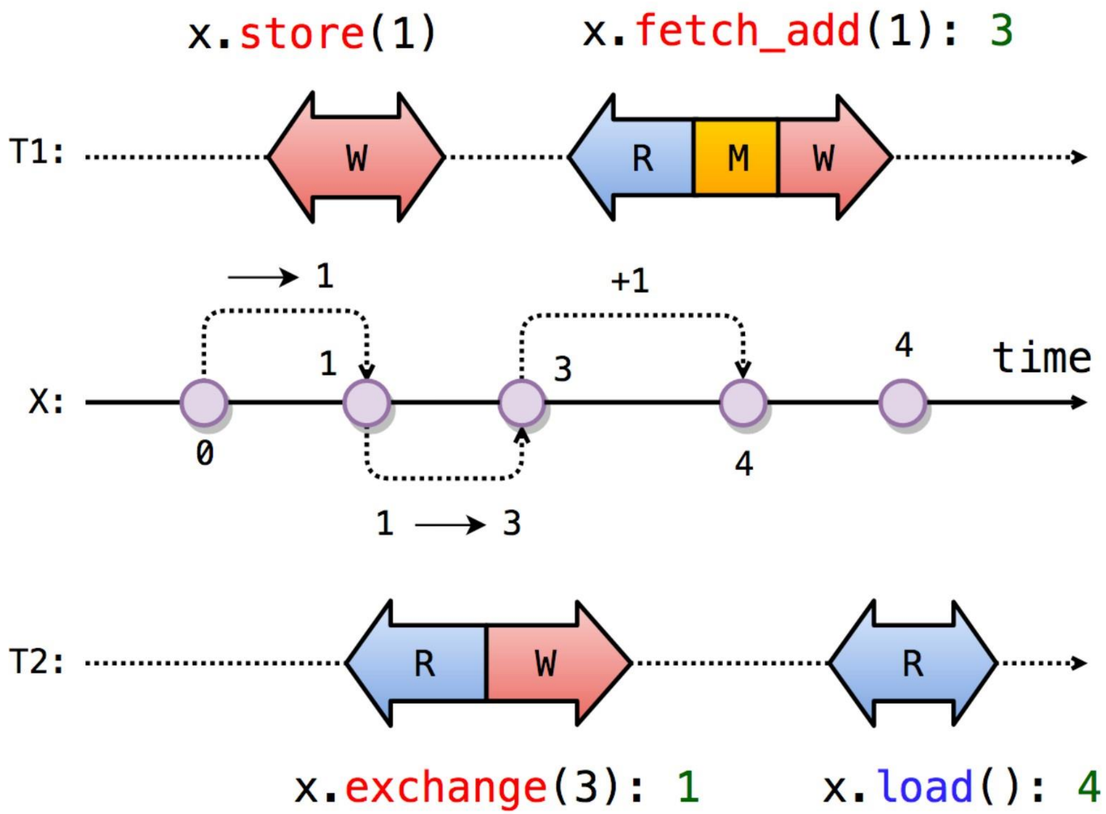
Condvar usage notes

- Перед засыпанием на кондваре мьютекс всегда должен быть захвачен
- Wait всегда должен вызываться в цикле из-за spurious wake-ups

```
pthread_mutex_lock(&mutex);
while (ready == 0) { // Wait for the condition to be true
    pthread_cond_wait(&cond, &mutex);
}
printf("Consumer: Consuming data...\n");
pthread_mutex_unlock(&mutex);
```

Атомики

`std::atomic<int>`



Exchange


```
old_value = atomic.exchange(new_value)
```

Атомарно обменивает содержимое **ячейки памяти** и **регистра процессора:**

Псевдокод!

```
atomically {
    old_value = atomic.load() // Read
    atomic.store(new_value) // Write
    return old_value
}
```

Compare-and-Swap (CAS)

compare_exchange

bool compare_exchange_strong(T& expected, T desired)

Atomically compares the value representation of `*this` with that of `expected`. If those are bitwise-equal, replaces the former with `desired` (performs read-modify-write operation). Otherwise, loads the actual value stored in `*this` into `expected` (performs load operation).

Memory models

SB

Proc 0	Proc 1
MOV [x]←1 MOV EAX←[y]	MOV [y]←1 MOV EBX←[x]
Allowed Final State: Proc 0:EAX=0 ∧ Proc 1:EBX=0	

Yield

Если цикл ожидания затянулся, то стоит уступить ядро другому потоку:

std::this_thread::yield()

Передаем управление планировщику операционной системы и перемещаемся в конец очереди на исполнение.

pause - **инструкция**,
yield - под капотом **системный вызов** sched_yield

*yield - уступить