Введение в многопоточное программирование

АКОС, МФТИ

31 октября, 2024

Напомним:

Что такое поток?

> **Поток - это единица планирования процессорного времени.**
>
> Поток является **частью процесса**.
>
> Потоки могут **выполняться независимо** друг от друга.

Что у всех потоков общее?

> **Почти всё:** адресное пространство, набор дескрипторов, и прочее.

Что у потока своё?

> **Контекст выполнения**, **стек**, и всякие настройки...

Многопоточно стреляем себе в ногу

Поток 1

```
1  while(true) {
2    strcpy(MSG, "......");
3  }
```

Поток 2

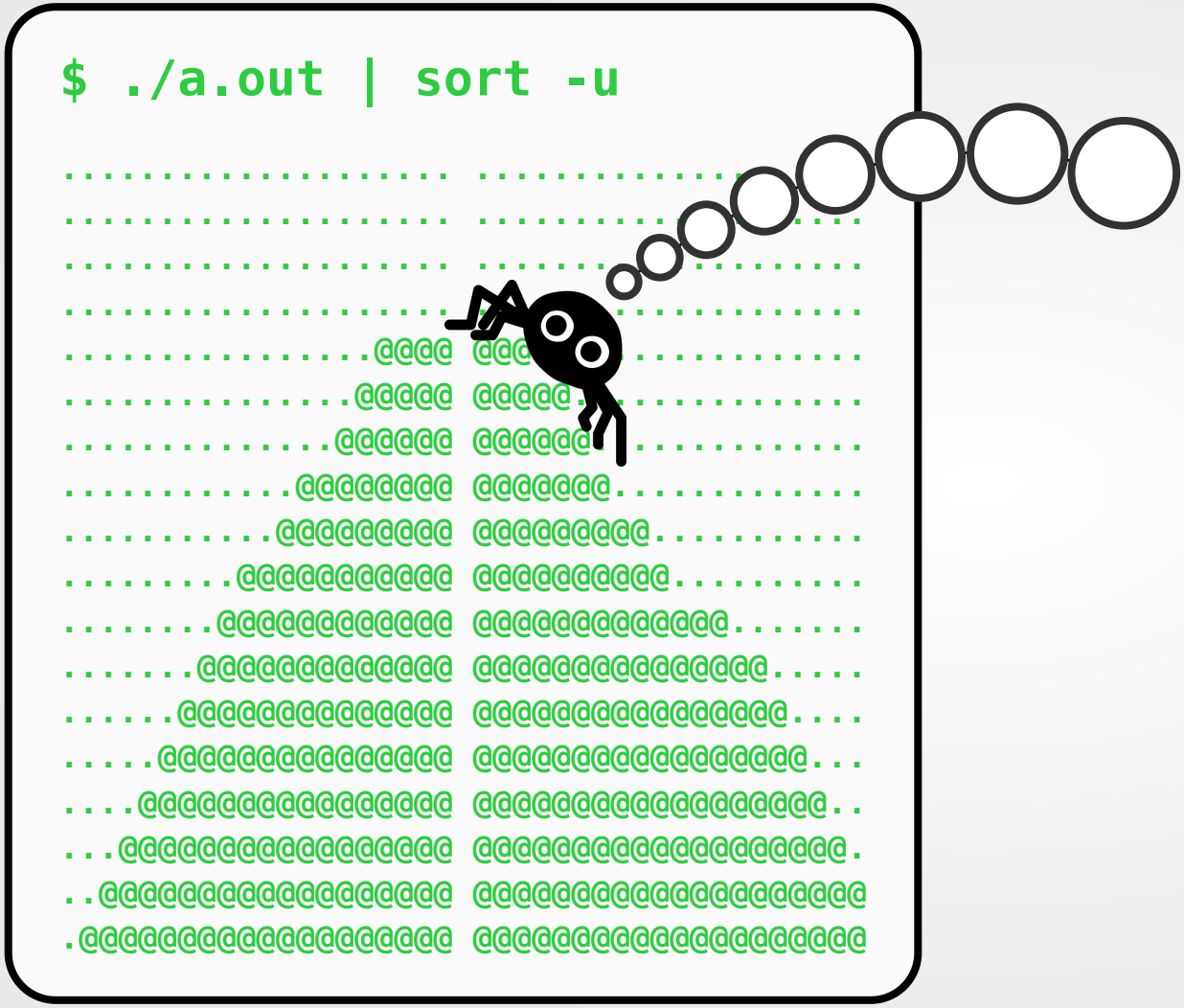
```
1  while(true) {
2    strcpy(MSG, "@@@@@@");
3  }
```

```
1  while(i < 100000) puts(MSG);
```

Главный поток

Что выведется?

```
$ ./a.out | sort -u
```



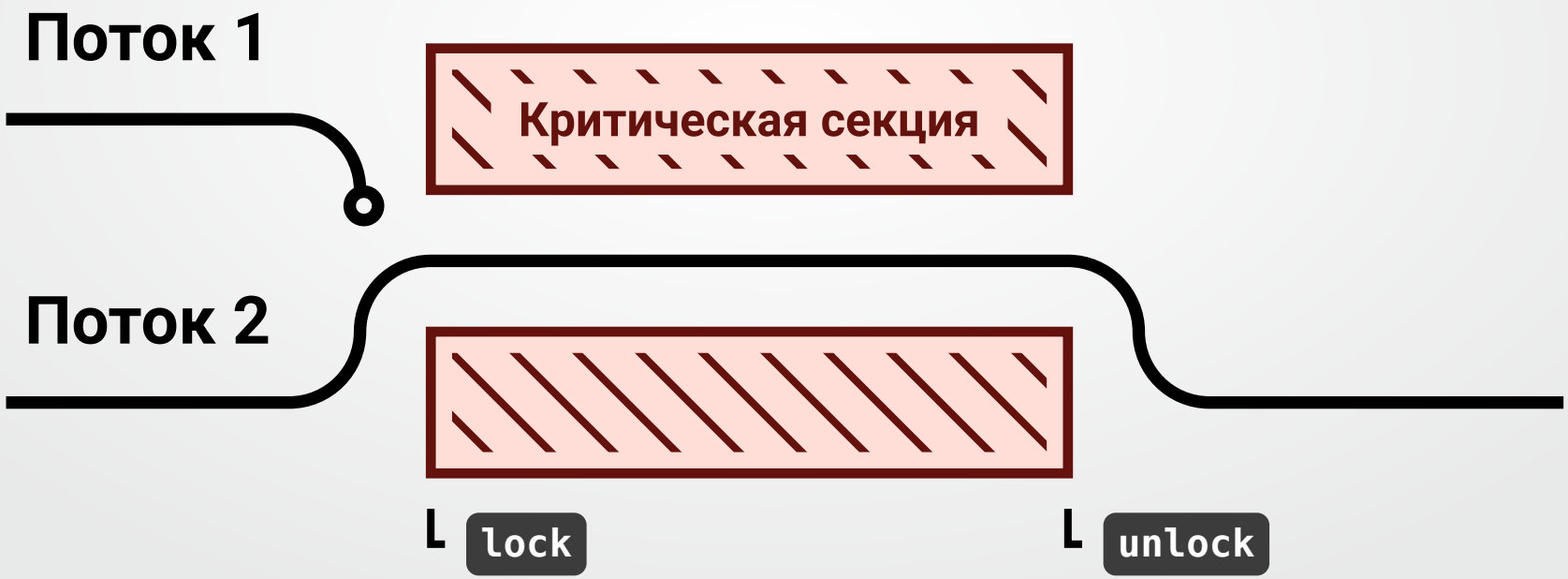
UB моё, UB...

Как это исправить?

`mutex`

Примитив синхронизации, позволяющий гарантировать выполнение участка кода только **одним потоком** одновременно. (дословно - **mut**ually **ex**clusive)

Имеет две операции: `lock` и `unlock`. Иногда их называют `acquire` и `release`



`pthread_mutex_t`

Реализация мьютекса в библиотеке `pthread`

`pthread_mutex_init(...)`	**Конструктор**;
`pthread_mutex_destroy(...)`	**Деструктор**;
`pthread_mutex_lock(...)`	Захватить с ожиданием;
`pthread_mutex_trylock(...)`	Захватить немедленно или вернуть `EBUSY` ;
`pthread_mutex_unlock(...)`	Отпустить мьютекс.

```
1  pthread_mutex_lock(&lock);
2
3  // Эта строчка исполнится не более чем одним потоком одновременно
4
5  pthread_mutex_unlock(&lock);
```

Задача об обедающих философах

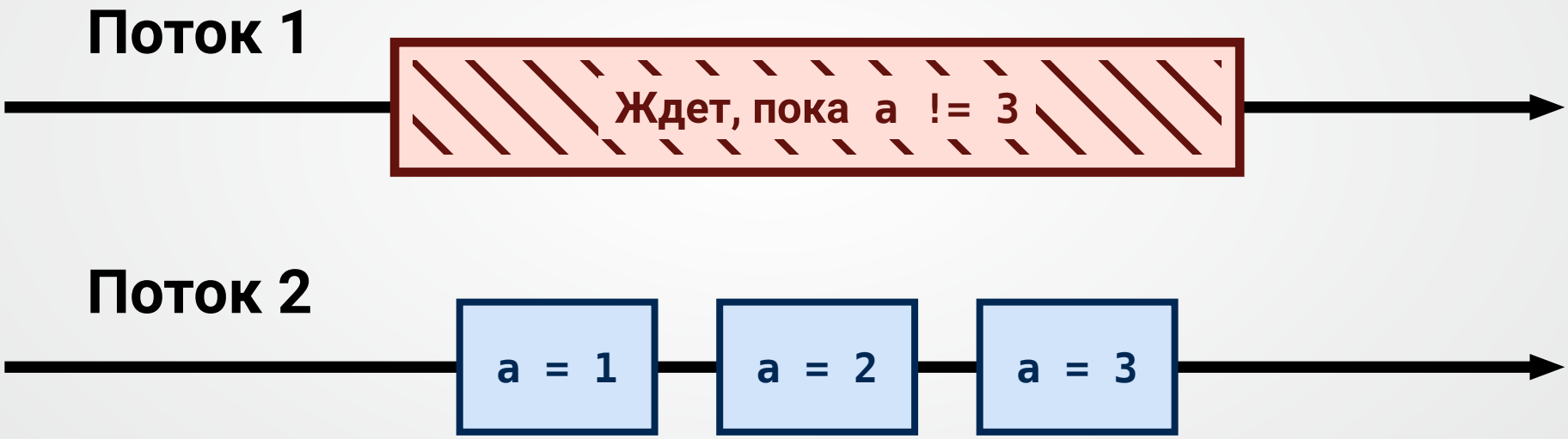
Автор иллюстрации: Benjamin D. Esham

- **Философы сидят за круглым столом** и едят бесконечную лапшу.
- Каждый философ может либо есть, либо размышлять произвольное время.
- Чтобы начать есть, философу нужно взять **две вилки**.
- Число вилок равно числу философов.
- **Как нужно брать вилки, чтобы не возникло взаимоблокировки?**

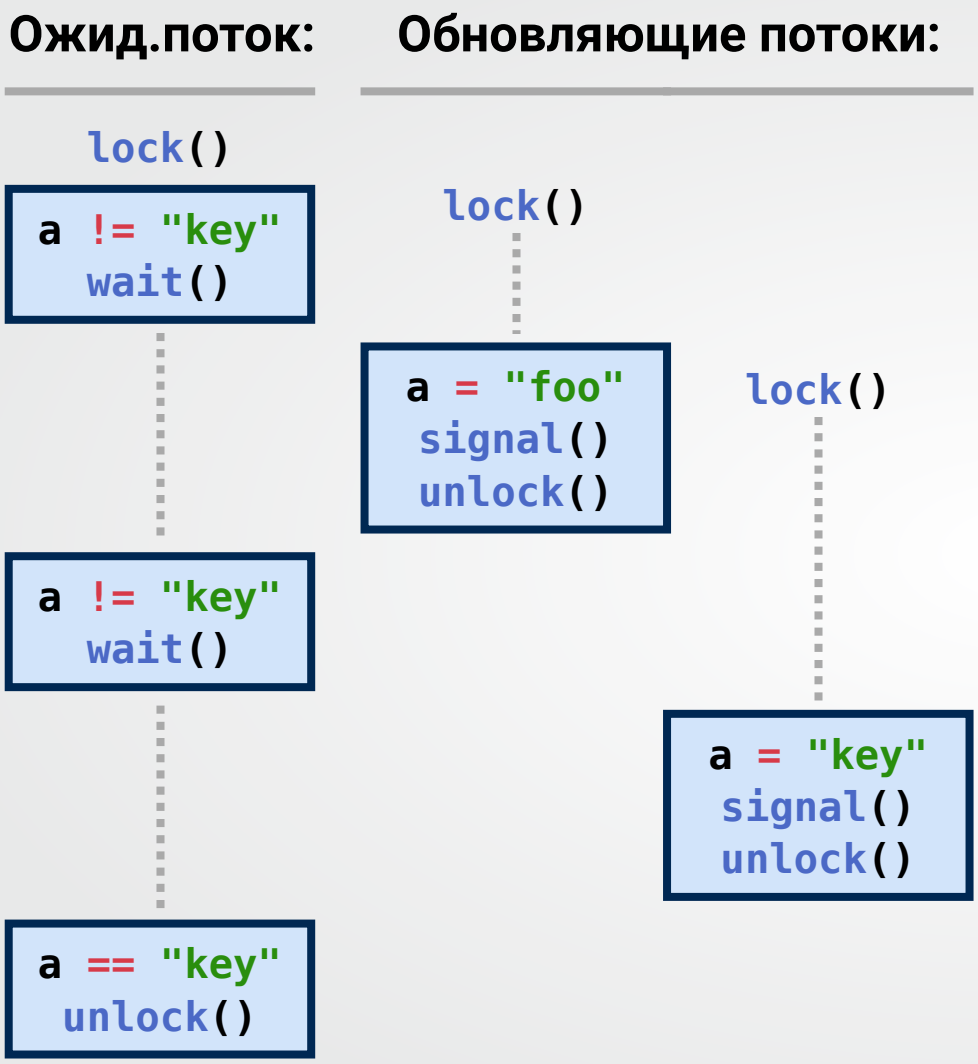
condvar

Примитив синхронизации для ожидания условия. Работает в паре с мьютексом.

- Дословно - **cond**itional **var**iable



- Саму переменную и условие ожидания **можно сделать любыми**.



Интерфейс condvar

`wait()` :

- **Заснуть**, освободив мьютекс. При пробуждении захватить мьютекс.
- После пробуждения нужно перепроверить условие.

`signal()` :

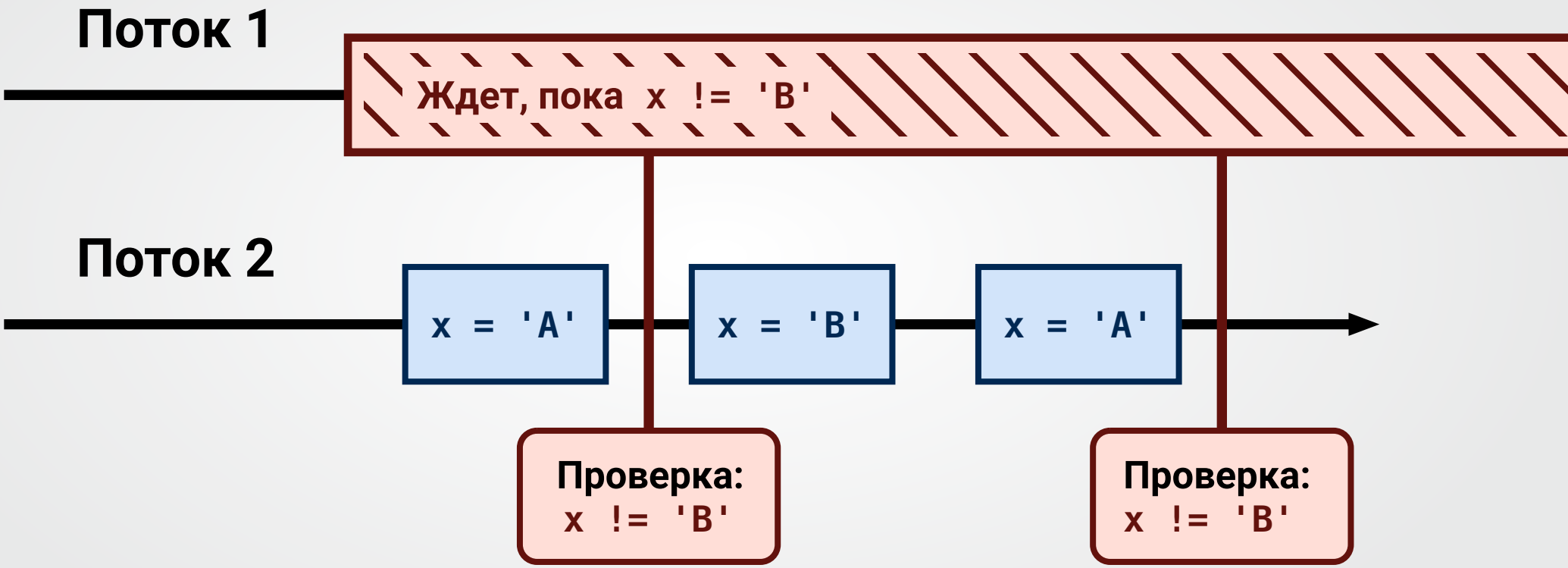
- **Разбудить один** из ожидающих потоков.

`broadcast()` :

- **Разбудить все** ожидающие потоки.

Синим выделены критические секции.

В чем проблема `condvar`?



Проверки могут происходить не сразу. Это можети привести к [проблеме ABA](#).

Корректное использование `condvar`

```
1  lock(&mutex);
2  while(!condition) {
3    wait(&condvar, &mutex);
4  }
5
6  /* Условие выполнено */
7
8  unlock(&mutex);
```

Ожидание условия

```
1  lock(&mutex);
2  strcpy(a, "foo"); // Или key
3  signal(&condvar);
4  unlock(&mutex);
```

Изменение переменной

⚠️ Осторожно, Spurious wakeups!

Иногда поток может проснуться сам, без вызова `signal()` или `broadcast()`.

`pthread_cond_t`

Реализация `condvar` в библиотеке `pthread`

`pthread_cond_init(...)`	**Конструктор**;
`pthread_cond_destroy(...)`	**Деструктор**;
`pthread_cond_wait(...)`	Освободить мьютекс и **ожидать сигнала**;
`pthread_cond_timedwait(...)`	Аналогично, но с таймаутом;
`pthread_cond_signal(...)`	**Разбудить один** ожидающий процесс.
`pthread_cond_broadcast(...)`	**Разбудить все** ожидающие процессы.

Чем плохи блокировки?

- **Накладные расходы на системные вызовы;**
- Можно долго ждать планировщик;
- Можно поймать deadlock.

Чем плохи блокировки?

- **Накладные расходы на системные вызовы;**
- Можно долго ждать планировщик;
- Можно поймать deadlock.

Как обойтись без них?

Атомарные операции

и Lock-Free

Атомарность

Это гарантия того, что операция будет выполнена целиком и неделимо.

- Процессоры умеют атомарно работать с простыми типами. В x86 за это отвечает префикс `lock`. Например, так:

`lock add [ebx], ecx`	Атомарно `*(ebx) += ecx;`
`lock xchg [ebx], ecx`	Атомарно `*(ebx)` ⇄ `ecx;`
`lock cmpxchg [ebx], ecx`	Атомарно `if(eax == *(ebx)) *(ebx)` ⇄ `ecx;`

- У некоторых инструкций префикс `lock` есть неявно. Например, у `xchg`.
- **Некоторые простые структуры данных можно сделать потокобезопасными с помощью лишь атомарных операций, без мьютексов и блокировок.**

Атомарность в Си

Начиная с C11, переменные можно аннотировать как атомарные через `_Atomic`

`void atomic_init(A* obj, C desired)`	Конструктор;
`C atomic_load(A* obj)`	Атомарное чтение;
`void atomic_store(A* obj, C desired)`	Атомарная запись;
`C atomic_exchange(A* obj, C desired)`	Атомарно обменять значения;
`C atomic_add(A* obj, M desired)`	Атомарное сложение;

И так далее...

Интерфейс к `cmpxchg` на x86, или аналогичным инструкциям на других платформах:

- `bool atomic_compare_exchange_weak(A* obj, C* expected, C desired)`
- `bool atomic_compare_exchange_strong(A* obj, C* expected, C desired)`

`weak` отличается от `strong` тем, что может дать ложный сбой. See docs.

Неблокирующий стек

Основан на связном списке. За кадром – определения структур `node` и `stack`.

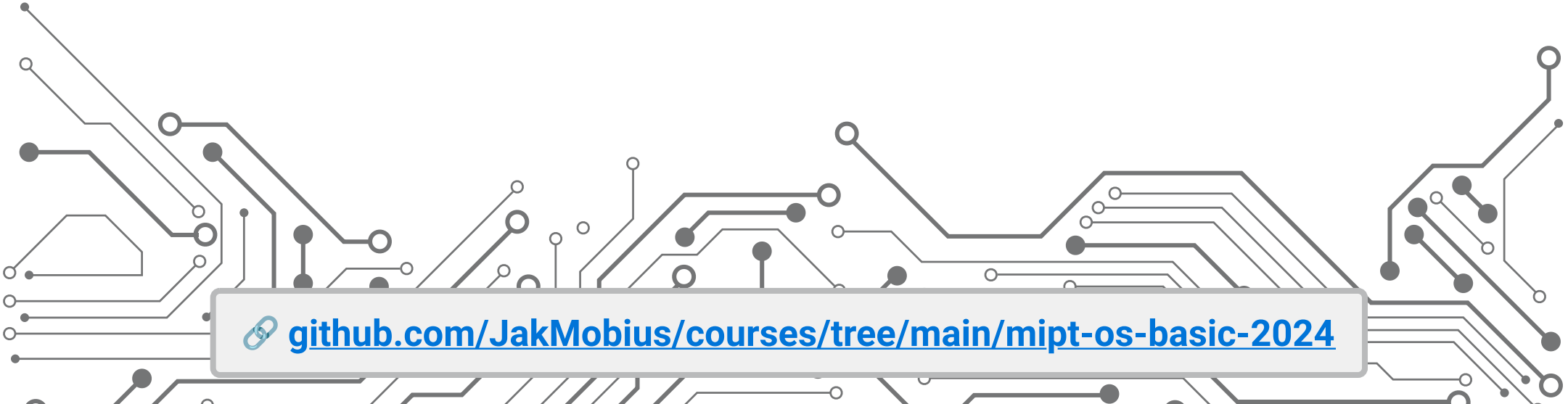
```
1  void push(_Atomic stack_t *s, node_t
   *node)
2  {
3      stack_t next = {};
4      stack_t orig = atomic_load(s);
5      do {
6          node->next = orig.node;
7          next.tag = orig.tag + 1;
8          next.node = node;
9      } while(
10       !atomic_compare_exchange_weak(
11       s, &orig, next))
12 }
```

```
1  node *pop(_Atomic stack_t *s)
2  {
3      stack_t next = {};
4      stack_t orig = atomic_load(s);
5      do {
6          if (orig.node == NULL)
7              return NULL;
8          next.tag = orig.tag + 1;
9          next.node = orig.node->next;
10     } while(
11       !atomic_compare_exchange_weak(
12       s, &orig, next))
13     return orig.node;
14 }
```

Lock-Free структуры писать сложно. Даже стек.

А Lock-Free очереди вообще посвящена научная работа.

Спасибо за внимание!



🔗 github.com/JakMobius/courses/tree/main/mipt-os-basic-2024