

# Операционные Системы

## Синхронизация потоков

May 4, 2017

# Пример

```
1      .data
2  counter:
3      .int 0
4
5      .text
6  add_one:
7      movq counter, %rax
8      inc %rax
9      movq rax, counter
10     retq
```

```
1  int counter;
2
3  int add_one(void)
4  {
5      return ++counter;
6  }
```

# Вариант 1

```
1  movq counter, %rax
2  inc %rax
3  movq rax, counter
4
5
6
```

```
1
2
3
4  movq counter, %rax
5  inc %rax
6  movq rax, counter
```

# Вариант 2

```
1  movq counter, %rax
2
3  inc %rax
4  movq rax, counter
5
6
```

```
1
2  movq counter, %rax
3
4
5  inc %rax
6  movq rax, counter
```

# Состояние гонки

- ▶ Состояние гонки - результат зависит от порядка выполнения инструкций

# Состояние гонки

- ▶ Состояние гонки - результат зависит от порядка выполнения инструкций
  - ▶ порядок зависит от слишком многих факторов;

# Состояние гонки

- ▶ Состояние гонки - результат зависит от порядка выполнения инструкций
  - ▶ порядок зависит от слишком многих факторов;
  - ▶ решения планировщика, влияние других потоков, прерывания...

# Состояние гонки

- ▶ Состояние гонки - результат зависит от порядка выполнения инструкций
  - ▶ порядок зависит от слишком многих факторов;
  - ▶ решения планировщика, влияние других потоков, прерывания...
  - ▶ могут быть трудно воспроизводимы - не поддаются тестированию.



# Критическая секция

- ▶ Критическая секция

# Критическая секция

- ▶ Критическая секция
  - ▶ участок кода, обращающийся к разделяемым несколькими потоками данным;

# Критическая секция

- ▶ Критическая секция
  - ▶ участок кода, обращающийся к разделяемым несколькими потоками данным;
  - ▶ если не более, чем один поток может одновременно находиться в критической секции, то не будет состояния гонки.

# Блокировка

- ▶ Блокировка (lock) - некоторый объект и пара методов для работы с ним

# Блокировка

- ▶ Блокировка (lock) - некоторый объект и пара методов для работы с ним
  - ▶ lock - метод захвата блокировки;

# Блокировка

- ▶ Блокировка (lock) - некоторый объект и пара методов для работы с ним
  - ▶ lock - метод захвата блокировки;
  - ▶ unlock - метод освобождения блокировки.

# Свойство взаимного исключения

- ▶ Взаимное исключение (mutual exclusion)

# Свойство взаимного исключения

- ▶ Взаимное исключение (mutual exclusion)
  - ▶ потоки всегда вызывают lock и unlock парами (сначала lock, а потом unlock);



# Свойство взаимного исключения

- ▶ Взаимное исключение (mutual exclusion)
  - ▶ потоки всегда вызывают lock и unlock парами (сначала lock, а потом unlock);
  - ▶ не более одного потока может одновременно находиться между lock-ом и unlock-ом.

# Свойство взаимного исключения

```
struct lock l;  
int counter;  
  
int add_one(void)  
{  
    int res;  
  
    lock(&l);  
    res = ++counter;  
    unlock(&l);  
}
```

# Свойство взаимного исключения

```
1  struct lock lock0;
2  int counter0;
3
4  int add_one0(void)
5  {
6      int res;
7
8      lock(&lock0);
9      res = ++counter0;
10     unlock(&lock0);
11     return res;
12 }
```

```
1  struct lock lock1;
2  int counter1;
3
4  int add_one1(void)
5  {
6      int res;
7
8      lock(&lock1);
9      res = ++counter1;
10     unlock(&lock1);
11     return res;
12 }
```

# СВОЙСТВО ЖИВОСТИ

```
struct lock {  
};  
  
void lock(struct lock *unused)  
{  
    (void) unused;  
    while (1);  
}  
  
void unlock(struct lock *unused)  
{  
    (void) unused;  
}
```

# Свойство живости

- ▶ Свойство живости (deadlock freedom)

# Свойство живости

- ▶ Свойство живости (deadlock freedom)
  - ▶ если один из потоков вызвал lock, то какой-то из потоков, вызвавших lock, захватит блокировку;

# Свойство живости

- ▶ Свойство живости (deadlock freedom)
  - ▶ если один из потоков вызвал lock, то какой-то из потоков, вызвавших lock, захватит блокировку;
  - ▶ поток не ждет в lock, если он единственный пытается захватить блокировку;

# Свойство живости

- ▶ Свойство живости (deadlock freedom)
  - ▶ если один из потоков вызвал lock, то какой-то из потоков, вызвавших lock, захватит блокировку;
  - ▶ поток не ждет в lock, если он единственный пытается захватить блокировку;
  - ▶ если поток ждет, значит другому потоку повезло захватить блокировку.



# На что нельзя полагаться?

- ▶ Скорость работы потоков:

# На что нельзя полагаться?

- ▶ Скорость работы потоков:
  - ▶ мы не знаем, сколько времени потребуется потоку, чтобы выполнить какой-то код;

# На что нельзя полагаться?

- ▶ Скорость работы потоков:
  - ▶ мы не знаем, сколько времени потребуется потоку, чтобы выполнить какой-то код;
  - ▶ мы не можем полагать, что какой-то поток быстрее.

# На что можно полагаться?

- ▶ Потоки работают корректно:

# На что можно полагаться?

- ▶ Потоки работают корректно:
  - ▶ поток не находится между lock и unlock бесконечно;

# На что можно полагаться?

- ▶ Потоки работают корректно:
  - ▶ поток не находится между lock и unlock бесконечно;
  - ▶ поток не "падает", находясь между lock и unlock;

# На что можно полагаться?

- ▶ Потоки работают корректно:
  - ▶ поток не находится между lock и unlock бесконечно;
  - ▶ поток не "падает", находясь между lock и unlock;
  - ▶ и так далее...

# Атомарный Read/Write регистр

- ▶ Атомарный RW регистр - ячейка памяти и пара операций



# Атомарный Read/Write регистр

- ▶ Атомарный RW регистр - ячейка памяти и пара операций
  - ▶ write - "атомарно" записывает значение в регистр;

# Атомарный Read/Write регистр

- ▶ Атомарный RW регистр - ячейка памяти и пара операций
  - ▶ write - "атомарно" записывает значение в регистр;
  - ▶ read - "атомарно" читает последнее записанное значение;

# Атомарный Read/Write регистр

- ▶ Атомарный RW регистр - ячейка памяти и пара операций
  - ▶ write - "атомарно" записывает значение в регистр;
  - ▶ read - "атомарно" читает последнее записанное значение;
  - ▶ все операции (read/write) упорядочены.

# Взаимное исключение для 2-х потоков

- ▶ Есть всего два потока

# Взаимное исключение для 2-х потоков

- ▶ Есть всего два потока
  - ▶ потоки имеют идентификаторы 0 и 1;

# Взаимное исключение для 2-х потоков

- ▶ Есть всего два потока
  - ▶ потоки имеют идентификаторы 0 и 1;
  - ▶ внутри потока мы можем узнать его идентификатор (пусть за это отвечает функция `threadId`).

# Альтернатива

```
struct lock {
    atomic_int last;
};

void lock_init(struct lock *lock)
{
    atomic_store(&lock->last, 0);
}

void lock(struct lock *lock)
{
    while (atomic_load(&lock->last) == threadId());
}

void unlock(struct lock *lock)
{
    atomic_store(&lock->last, threadId());
}
```

# Свойство взаимного исключения

- ▶ Для приведенного алгоритма взаимное исключение гарантируется



# Свойство взаимного исключения

- ▶ Для приведенного алгоритма взаимное исключение гарантируется
  - ▶ lock может вернуть управление только потоку с идентификатором, не равным  $\text{lock} \rightarrow \text{last}$ ;

# Свойство взаимного исключения

- ▶ Для приведенного алгоритма взаимное исключение гарантируется
  - ▶ lock может вернуть управление только потоку с идентификатором, не равным `lock->last`;
  - ▶ только поток с `threadId() != lock->last` может изменить значение `lock->last`.

# Свойство живости

- ▶ Пусть поток 1 вообще никогда не пытается захватить лок

# Свойство живости

- ▶ Пусть поток 1 вообще никогда не пытается захватить лок
  - ▶ если поток 0 вызовет lock, то он зависнет навсегда;

# Свойство живости

- ▶ Пусть поток 1 вообще никогда не пытается захватить лок
  - ▶ если поток 0 вызовет lock, то он зависнет навсегда;
  - ▶ т. е. свойство живости не выполняется.

# Флаги намерения

```
struct lock {
    atomic_int flag[2];
};

void lock_init(struct lock *lock)
{
    atomic_store(&lock->flag[0], 0);
    atomic_store(&lock->flag[1], 0);
}

void lock(struct lock *lock)
{
    const int me = threadId();
    const int other = 1 - me;

    atomic_store(&lock->flag[me], 1);
    while (atomic_load(&lock->flag[other]));
}

void unlock(struct lock *lock)
{
    const int me = threadId();

    atomic_store(&lock->flag[me], 0);
}
```

# Корректность

- ▶ Гарантируется ли взаимное исключение?

# Корректность

- ▶ Гарантируется ли взаимное исключение?
- ▶ Гарантируется ли живость?



# Алгоритм Петерсона для 2-х потоков

```
struct lock {
    atomic_int last;
    atomic_int flag[2];
};

void lock(struct lock *lock)
{
    const int me = threadId();
    const int other = 1 - me;

    atomic_store(&lock->flag[me], 1);
    atomic_store(&lock->last, me);

    while (atomic_load(lock->flag[other])
           && atomic_load(&lock->last) == me);
}

void unlock(struct lock *lock)
{
    const int me = threadId();

    atomic_store(&lock->flag[me], 0);
}
```

# Взаимное исключение

- ▶ Доказательство от противного - пусть два потока одновременно находятся в критической секции

# Взаимное исключение

- ▶ Доказательство от противного - пусть два потока одновременно находятся в критической секции
  - ▶ оба потока записывали значение в атомарный регистр `last`;

# Взаимное исключение

- ▶ Доказательство от противного - пусть два потока одновременно находятся в критической секции
  - ▶ оба потока записывали значение в атомарный регистр `last`;
  - ▶ один из них должен был быть первым, а другой последним;

# Взаимное исключение

- ▶ Доказательство от противного - пусть два потока одновременно находятся в критической секции
  - ▶ оба потока записывали значение в атомарный регистр `last`;
  - ▶ один из них должен был быть первым, а другой последним;
  - ▶ для определенности пусть последним был поток 1.

# Взаимное исключение

- ▶ Итак нам известно следующее:

# Взаимное исключение

- ▶ Итак нам известно следующее:
  - ▶ `lock->last == 1` - последним туда записал поток 1;

# Взаимное исключение

- ▶ Итак нам известно следующее:
  - ▶  $\text{lock} \rightarrow \text{last} == 1$  - последним туда записал поток 1;
  - ▶  $\text{lock} \rightarrow \text{flag}[0] = 1$  и  $\text{lock} \rightarrow \text{flag}[1] == 1$ .



# Взаимное исключение

- ▶ Как в таких условиях поток 1 мог пройти мимо цикла в lock и войти в критическую секцию?

# Взаимное исключение

- ▶ Как в таких условиях поток 1 мог пройти мимо цикла в lock и войти в критическую секцию?
  - ▶ очевидно, никак.

# Живость

- ▶ Пусть поток 0 пытается войти в критическую секцию, возможны две ситуации:

# Живость

- ▶ Пусть поток 0 пытается войти в критическую секцию, возможны две ситуации:
  - ▶ при проверке условия цикла  
`lock->flag[1] == 0;`

# Живость

- ▶ Пусть поток 0 пытается войти в критическую секцию, возможны две ситуации:
  - ▶ при проверке условия цикла `lock->flag[1] == 0;`
  - ▶ при проверке условия цикла `lock->flag[1] == 1.`

# Живость

- ▶ В первом случае ( $\text{lock} \rightarrow \text{flag}[1] == 0$ )

# Живость

- ▶ В первом случае ( $\text{lock} \rightarrow \text{flag}[1] == 0$ )
  - ▶ поток 1 даже не пытался захватить блокировку;

# Живость

- ▶ В первом случае ( $\text{lock} \rightarrow \text{flag}[1] == 0$ )
  - ▶ поток 1 даже не пытался захватить блокировку;
  - ▶ условие цикла, очевидно, ложно, и поток 0 входит в критическую секцию



# Живость

- ▶ Во втором случае ( $\text{lock} \rightarrow \text{flag}[1] == 1$ )

# Живость

- ▶ Во втором случае ( $\text{lock} \rightarrow \text{flag}[1] == 1$ )
  - ▶ оба потока изъявили намерение войти в критическую секцию;

# Живость

- ▶ Во втором случае ( $\text{lock} \rightarrow \text{flag}[1] == 1$ )
  - ▶ оба потока изъявили намерение войти в критическую секцию;
  - ▶ нужно показать, что хотя бы один из них рано или поздно войдет в критическую секцию (или уже там).

# Живость

- ▶ Оба потока после записи в `lock->flag[x]` должны в какой-то момент записать в `lock->last`

# Живость

- ▶ Оба потока после записи в `lock->flag[x]` должны в какой-то момент записать в `lock->last`
  - ▶ не трудно увидеть, что если `lock->flag[0] == 1` и `lock->flag[1] == 1`,
  - ▶ то тот из них, кто сделал это первым, войдет в критическую секцию.

# N потоков

- ▶ Реализовав взаимное исключение для 2-х потоков, мы можем реализовать взаимное исключение для любого числа потоков

# N потоков

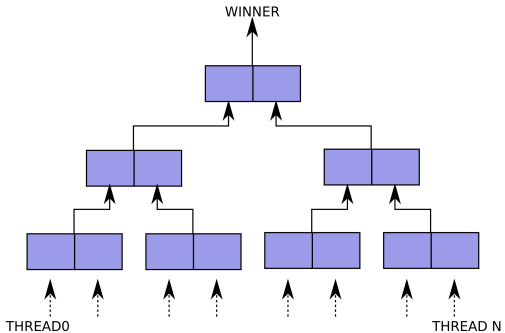
- ▶ Реализовав взаимное исключение для 2-х потоков, мы можем реализовать взаимное исключение для любого числа потоков
  - ▶ организуем турнир для N потоков;

# N потоков

- ▶ Реализовав взаимное исключение для 2-х потоков, мы можем реализовать взаимное исключение для любого числа потоков
  - ▶ организуем турнир для N потоков;
  - ▶ потоки конкурируют друг с другом на "выбывание".



# N потоков



# Алгоритм Петерсона для N потоков

```
struct lock_one {
    atomic_int last;
    atomic_int flag[N];
};

int flags_clear(const struct lock_one *lock)
{
    const int me = threadId();

    for (int i = 0; i != N; ++i) {
        if (i != me && atomic_load(&lock->flag[i]))
            return 0;
    }
    return 1;
}

void lock_one(struct lock_one *lock)
{
    const int me = threadId();

    atomic_store(&lock->flag[me], 1);
    atomic_store(&lock->last, me);

    while (!flags_clear(lock)
           && atomic_load(&lock->last) == me);
}

void unlock_one(struct lock_one *lock)
{
    const int me = threadId();

    atomic_store(&lock->flag[me], 0);
}
```

# Алгоритм Петерсона для N потоков

```
struct lock {
    struct lock_one lock[N - 1];
};

void lock(struct lock *lock)
{
    for (int i = 0; i != N - 1; ++i)
        lock_one(&lock->lock[i]);
}

void unlock(struct lock *lock)
{
    for (int i = N - 2; i >= 0; --i)
        unlock_one(&lock->lock[i]);
}
```

# Алгоритм Петерсона для N потоков

```
struct lock {
    atomic_int level[N];
    atomic_int last[N - 1];
};

void lock(struct lock *lock)
{
    const int me = threadId();

    for (int i = 0; i != N - 1; ++i) {
        atomic_store(&lock->level[me], i + 1);
        atomic_store(&lock->last[i], me);

        while (!flags_clear(lock, i)
               && atomic_load(&lock->last[i]) == me);
    }
}

void unlock(struct lock *lock)
{
    const int me = threadId();

    atomic_store(&lock->level[me], 0);
}
```

# Честность

- ▶ Не хочется, чтобы потоки голодали!

# Честность

- ▶ Не хочется, чтобы потоки голодали!
  - ▶ если поток захотел захватить блокировку, то когда-нибудь ему это удастся;

# Честность

- ▶ Не хочется, чтобы потоки голодали!
  - ▶ если поток захотел захватить блокировку, то когда-нибудь ему это удастся;
  - ▶ сравните с жизнью - среди потоков, пытающихся захватить блокировку, одному это удастся.

# Супер честность

- ▶  $k$ -ограниченное ожидание:



# Супер честность

- ▶  $k$ -ограниченное ожидание:
  - ▶ после того как поток "изъявил" желание захватить блокировку (встал в очередь), не более  $k$  потоков могут пролезть вперед него без очереди.

## Алгоритм Петерсона на примере 3 потоков

№	level[0]	level[1]	level[2]	last[0]	last[1]
0	0	0	0	0	0
1	1	0	0	0	0
2	1	1	0	1	0
3	1	1	1	2	0
4	2	1	1	2	0
5	0	1	1	2	0
6	1	1	1	0	0
7	1	1	2	0	2
8	1	1	0	0	2
9	1	1	1	2	2
10	2	1	1	2	0

# Атомарный Read/Modify/Write регистр

- ▶ Атомарный RMW регистр позволяет за одну операцию

# Атомарный Read/Modify/Write регистр

- ▶ Атомарный RMW регистр позволяет за одну операцию
  - ▶ прочесть значение в регистре;

# Атомарный Read/Modify/Write регистр

- ▶ Атомарный RMW регистр позволяет за одну операцию
  - ▶ прочитать значение в регистре;
  - ▶ преобразовать некоторым образом прочитанное значение;

# Атомарный Read/Modify/Write регистр

- ▶ Атомарный RMW регистр позволяет за одну операцию
  - ▶ прочитать значение в регистре;
  - ▶ преобразовать некоторым образом прочитанное значение;
  - ▶ записать преобразованное значение назад.

# Атомарный Read/Modify/Write регистр

```
void atomic_rmw(int *reg, int (*f)(int))
{
    const int old = *reg;
    const int new = f(old);

    *reg = new;
    return old;
}
```

# Атомарный Read/Modify/Write регистр

- ▶ `atomic_exchange` - возвращает старое значение, записывает новое;



# Атомарный Read/Modify/Write регистр

- ▶ `atomic_exchange` - возвращает старое значение, записывает новое;
- ▶ `atomic_fetch_{add|sub|or|and|xor}` - выполняет арифметическое действие над атомарным регистром;

# Атомарный Read/Modify/Write регистр

- ▶ `atomic_exchange` - возвращает старое значение, записывает новое;
- ▶ `atomic_fetch_{add|sub|or|and|xor}` - выполняет арифметическое действие над атомарным регистром;
- ▶ `atomic_compare_exchange` - записывает новое значение, если старое значение равно заданному.

# Реализация RMW регистра

- ▶ Архитектура может поддерживать RMW операции (x86 - одна из них)

# Реализация RMW регистра

- ▶ Архитектура может поддерживать RMW операции (x86 - одна из них)
  - ▶ `xchg;`

# Реализация RMW регистра

- ▶ Архитектура может поддерживать RMW операции (x86 - одна из них)
  - ▶ xchg;
  - ▶ lock add, lock sub, lock or, lock and, lock xor;

# Реализация RMW регистра

- ▶ Архитектура может поддерживать RMW операции (x86 - одна из них)
  - ▶ xchg;
  - ▶ lock add, lock sub, lock or, lock and, lock xor;
  - ▶ lock cmpxchg.

# Реализация RMW регистра

- ▶ Архитектура может поддерживать LL/SC (например, ARM):

# Реализация RMW регистра

- ▶ Архитектура может поддерживать LL/SC (например, ARM):
  - ▶ LL (load-link, load-linked, load-locked) - загружает значение из памяти;



# Реализация RMW регистра

- ▶ Архитектура может поддерживать LL/SC (например, ARM):
  - ▶ LL (load-link, load-linked, load-locked) - загружает значение из памяти;
  - ▶ SC (store-conditional) - записывает новое значение в ячейку, но только если после LL эту ячейку никто не трогал;

# Реализация RMW регистра

- ▶ Архитектура может поддерживать LL/SC (например, ARM):
  - ▶ LL (load-link, load-linked, load-locked) - загружает значение из памяти;
  - ▶ SC (store-conditional) - записывает новое значение в ячейку, но только если после LL эту ячейку никто не трогал;
  - ▶ LL/SC идут парами и работают вместе как одна RMW операция.

# Взаимное исключение с использованием RWM регистра

```
#define LOCKED 1
#define UNLOCKED 0

struct lock {
    atomic_int locked;
};

void lock(struct lock *lock)
{
    while (atomic_exchange(&lock->locked, LOCKED) !=
           ↪ UNLOCKED);
}

void unlock(struct lock *lock)
{
    atomic_store(&lock->locked, UNLOCKED);
}
```

# И снова про честность

- ▶ Что если блокировка находится под нагрузкой (high contention)?

# И снова про честность

- ▶ Что если блокировка находится под нагрузкой (high contention)?
  - ▶ т. е. блокировка практически всегда занята;

# И снова про честность

- ▶ Что если блокировка находится под нагрузкой (high contention)?
  - ▶ т. е. блокировка практически всегда занята;
  - ▶ некоторый поток может получать CPU только тогда, когда блокировка занята;

# И снова про честность

- ▶ Что если блокировка находится под нагрузкой (high contention)?
  - ▶ т. е. блокировка практически всегда занята;
  - ▶ некоторый поток может получать CPU только тогда, когда блокировка занята;
  - ▶ такой поток будет голодать - блокировка не честная.

# Ticket lock

```
struct lock {
    atomic_uint ticket;
    atomic_uint next;
};

void lock(struct lock *lock)
{
    const unsigned ticket = atomic_fetch_add(&lock->
        ↪ ticket, 1);

    while (atomic_load(&lock->next) != ticket);
}

void unlock(struct lock *lock)
{
    atomic_fetch_add(&lock->next, 1);
}
```



# И снова о прерываниях

- ▶ Пусть у нас есть устройство, которое получает данные из сети

# И снова о прерываниях

- ▶ Пусть у нас есть устройство, которое получает данные из сети
  - ▶ устройство сигнализирует процессору - генерирует прерывание;

# И снова о прерываниях

- ▶ Пусть у нас есть устройство, которое получает данные из сети
  - ▶ устройство сигнализирует процессору - генерирует прерывание;
  - ▶ процессор вызывает обработчик прерывания - функцию ядра ОС;

# И снова о прерываниях

- ▶ Пусть у нас есть устройство, которое получает данные из сети
  - ▶ устройство сигнализирует процессору - генерирует прерывание;
  - ▶ процессор вызывает обработчик прерывания - функцию ядра ОС;
  - ▶ обработчик прерывания должен забрать данные с устройства и положить их в буфер, из которого какой-то поток сможет их забрать.

# И снова о прерываниях

- ▶ Что если к этому буферу могут обращаться из нескольких потоков?

## И снова о прерываниях

- ▶ Что если к этому буферу могут обращаться из нескольких потоков?
  - ▶ мы должны защитить буфер блокировкой;

# И снова о прерываниях

- ▶ Что если к этому буферу могут обращаться из нескольких потоков?
  - ▶ мы должны защитить буфер блокировкой;
  - ▶ потоки и обработчики прерываний должны захватывать эту блокировку перед обращением к буферу;

# И снова о прерываниях

- ▶ Что если к этому буферу могут обращаться из нескольких потоков?
  - ▶ мы должны защитить буфер блокировкой;
  - ▶ потоки и обработчики прерываний должны захватывать эту блокировку перед обращением к буферу;
  - ▶ что если обработчик прерывания устройства прервал поток, который захватил блокировку?



# Deadlock

- ▶ Прерванный поток и обработчик прерывания ждут друг друга:

# Deadlock

- ▶ Прерванный поток и обработчик прерывания ждут друг друга:
  - ▶ обработчик прерывания не может захватить блокировку, потому что ее держит прерванный поток;

# Deadlock

- ▶ Прерванный поток и обработчик прерывания ждут друг друга:
  - ▶ обработчик прерывания не может захватить блокировку, потому что ее держит прерванный поток;
  - ▶ пока обработчик прерывания не завершится, прерванный поток не получит управление и не сможет отпустить блокировку.

# Мораль

- ▶ Если блокировка защищает данные, к которым обращается обработчик прерывания, то нужно выключать прерывания

# Мораль

- ▶ Если блокировка защищает данные, к которым обращается обработчик прерывания, то нужно выключать прерывания
  - ▶ если прерывания отключены, то deadlock между обработчиком прерывания и прерванным потоком не может возникнуть.

# Однопроцессорные системы

- ▶ Представим систему с всего одним ядром/процессором

# Однопроцессорные системы

- ▶ Представим систему с всего одним ядром/процессором
  - ▶ запретив прерывания и переключение потоков, мы получаем CPU в монопольное пользование;

# Однопроцессорные системы

- ▶ Представим систему с всего одним ядром/процессором
  - ▶ запретив прерывания и переключение потоков, мы получаем CPU в монопольное пользование;
  - ▶ все рассмотренные ранее алгоритмы просто не нужны.



# Разделение на читателей и писателей

- ▶ Не все запросы к разделяемым данным одинаковы

# Разделение на читателей и писателей

- ▶ Не все запросы к разделяемым данным одинаковы
  - ▶ есть запросы, которые модифицируют данные;

# Разделение на читателей и писателей

- ▶ Не все запросы к разделяемым данным одинаковы
  - ▶ есть запросы, которые модифицируют данные;
  - ▶ есть запросы, которые только читают данные.

# Разделение на читателей и писателей

```
struct rwlock {
    atomic_uint ticket;
    atomic_uint write;
    atomic_uint read;
};

void read_lock(struct rwlock *lock)
{
    const unsigned ticket = atomic_fetch_add(&lock->
        ↪ ticket, 1);

    while (atomic_load(&lock->read) != ticket);
    atomic_store(&lock->read, ticket + 1);
}

void read_unlock(struct rwlock *lock)
{
    atomic_fetch_add(&lock->write, 1);
}
```

# Разделение на читателей и писателей

```
struct rwlock {
    atomic_uint ticket;
    atomic_uint write;
    atomic_uint read;
};

void write_lock(struct rwlock *lock)
{
    const unsigned ticket = atomic_fetch_add(&lock->
        ↪ ticket, 1);

    while (atomic_load(&lock->write) != ticket);
}

void write_unlock(struct rwlock *lock)
{
    atomic_fetch_add(&lock->read, 1);
    atomic_fetch_add(&lock->write, 1);
}
```

# Стратегии ожидания

- ▶ До сих пор функция `lock` всегда просто ждала в цикле

# Стратегии ожидания

- ▶ До сих пор функция `lock` всегда просто ждала в цикле
  - ▶ такая стратегия называется активным ожиданием;

# Стратегии ожидания

- ▶ До сих пор функция lock всегда просто ждала в цикле
  - ▶ такая стратегия называется активным ожиданием;
  - ▶ блокировки, использующие активное ожидание, часто называются spinlock-ами;
  - ▶ они "крутятся" в цикле.



# Активное ожидание

- ▶ Активное ожидание хорошо работает если:

# Активное ожидание

- ▶ Активное ожидание хорошо работает если:
  - ▶ потоки не держат блокировку очень долго;

# Активное ожидание

- ▶ Активное ожидание хорошо работает если:
  - ▶ потоки не держат блокировку очень долго;
  - ▶ блокировка не находится под сильной нагрузкой;

# Активное ожидание

- ▶ Активное ожидание хорошо работает если:
  - ▶ потоки не держат блокировку очень долго;
  - ▶ блокировка не находится под сильной нагрузкой;
  - ▶ т. е. если активное ожидание длится недолго.

# Альтернативы активному ожиданию

- ▶ Как можно ожидать не активно?

# Альтернативы активному ожиданию

- ▶ Как можно ожидать не активно?
  - ▶ можно добровольно отдать CPU (переключиться на другой поток);

# Альтернативы активному ожиданию

- ▶ Как можно ожидать не активно?
  - ▶ можно добровольно отдать CPU (переключиться на другой поток);
  - ▶ можно пометить поток как неактивный, чтобы планировщик не давал ему время на CPU, пока блокировка не будет отпущена.

# Задача Producer-a и Consumer-a

- ▶ Рассмотрим следующую задачу:



# Задача Producer-a и Consumer-a

- ▶ Рассмотрим следующую задачу:
  - ▶ Producer - поток/потoki, который генерирует данные;

# Задача Producer-а и Consumer-а

- ▶ Рассмотрим следующую задачу:
  - ▶ Producer - поток/потоки, который генерирует данные;
  - ▶ Consumer - поток/потоки, который потребляет данные;

# Задача Producer-а и Consumer-а

- ▶ Рассмотрим следующую задачу:
  - ▶ Producer - поток/потоки, который генерирует данные;
  - ▶ Consumer - поток/потоки, который потребляет данные;
  - ▶ что если Producer и Consumer работают с разной скоростью?

# Переменная состояния

- ▶ Переменная состояния (condition variable) - объект и несколько методов для работы с ним

# Переменная состояния

- ▶ Переменная состояния (condition variable) - объект и несколько методов для работы с ним
  - ▶ wait - ожидает, пока кто-нибудь не просигналит;

# Переменная состояния

- ▶ Переменная состояния (condition variable) - объект и несколько методов для работы с ним
  - ▶ wait - ожидает, пока кто-нибудь не просигналит;
  - ▶ notify\_one - просигналить одному из ожидающих;

# Переменная состояния

- ▶ Переменная состояния (condition variable) - объект и несколько методов для работы с ним
  - ▶ wait - ожидает, пока кто-нибудь не просигналит;
  - ▶ notify\_one - просигналить одному из ожидающих;
  - ▶ notify\_all - просигналить всем ожидающим.

# Переменная состояния

```
struct lock;  
void lock(struct lock *lock);  
void unlock(struct lock *lock);  
  
struct condition;  
void wait(struct condition *cv, struct lock *lock);  
void notify_one(struct condition *cv);  
void notify_all(struct condition *cv);
```



# Producer

```
struct condition cv;
struct lock mtx;
int value;
bool valid_value;
bool done;

void produce(int x)
{
    lock(&mtx);
    while (valid_value)
        wait(&cv, &mtx);
    value = x;
    valid_value = true;
    notify_one(&cv);
    unlock(&mtx);
}

void finish(void)
{
    lock(&mtx);
    done = true;
    notify_all(&cv);
    unlock(&mtx);
}
```

# Consumer

```
int consume(int *x)
{
    int ret = 0;
    lock(&mtx);

    while (!valid_value && !done)
        wait(&cv, &mtx);

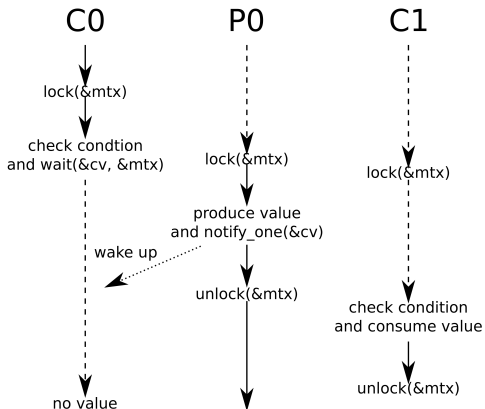
    if (valid_value) {
        *x = value;
        valid_value = false;
        notify_one(&cv);
        ret = 1;
    }
    unlock(&mtx);
    return ret;
}
```

# Зачем нам lock?

```
1
2
3  /* lock(&mtx); */
4  done = true;
5  notify_all(&cv);
6  /* unlock(&mtx); */
7
8
9
```

```
1  /* lock(&mtx); */
2  while (... && !done)
3
4
5
6          wait(&cv, &mtx);
7  ...
8
9  /* unlock(&mtx); */
```

# Зачем нам цикл?



# Зачем нам цикл?

- ▶ Spurious wakeups (ложные пробуждения) - ситуация, когда wait возвращает управление, даже если никто не сигнализировал

# Зачем нам цикл?

- ▶ Spurious wakeups (ложные пробуждения) - ситуация, когда wait возвращает управление, даже если никто не сигнализировал
  - ▶ многие реализации переменной состояния подвержены:

# Зачем нам цикл?

- ▶ Spurious wakeups (ложные пробуждения) - ситуация, когда wait возвращает управление, даже если никто не сигнализировал
  - ▶ многие реализации переменной состояния подвержены:
    - ▶ C++;

# Зачем нам цикл?

- ▶ Spurious wakeups (ложные пробуждения) - ситуация, когда wait возвращает управление, даже если никто не сигнализировал
  - ▶ многие реализации переменной состояния подвержены:
    - ▶ C++;
    - ▶ Java;



# Зачем нам цикл?

- ▶ Spurious wakeups (ложные пробуждения) - ситуация, когда wait возвращает управление, даже если никто не сигнализировал
  - ▶ многие реализации переменной состояния подвержены:
    - ▶ C++;
    - ▶ Java;
    - ▶ POSIX Threads...

# Deadlock

- ▶ Deadlock - ситуация, при которой потоки не могут работать, потому что ждут друг друга:

# Deadlock

- ▶ Deadlock - ситуация, при которой потоки не могут работать, потому что ждут друг друга:
  - ▶ deadlock потоком исполнения и обработчиком прерывания;

# Deadlock

- ▶ Deadlock - ситуация, при которой потоки не могут работать, потому что ждут друг друга:
  - ▶ deadlock потоком исполнения и обработчиком прерывания;
  - ▶ поток А ждет, пока поток В что-то сделает (например, отпустит блокировку);

# Deadlock

- ▶ Deadlock - ситуация, при которой потоки не могут работать, потому что ждут друг друга:
  - ▶ deadlock потоком исполнения и обработчиком прерывания;
  - ▶ поток А ждет, пока поток В что-то сделает (например, отпустит блокировку);
  - ▶ а поток В ничего не делает, потому что ждет, пока поток А что-то сделает (например, отпустит блокировку).

# Пример

```
1  struct lock a;  
2  
3  void thread0(void)  
4  {  
5      lock(&a);  
6      lock(&b);  
7  
8      /* do something  
        ↪ */  
9  
10     unlock(&b);  
11     unlock(&b);  
12 }
```

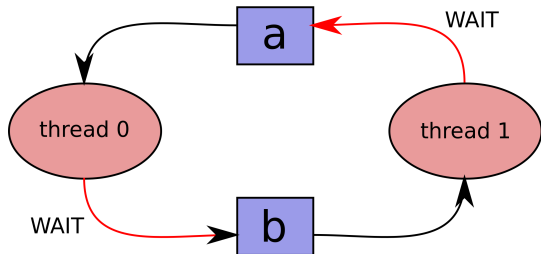
```
1  struct lock b;  
2  
3  void thread1(void)  
4  {  
5      lock(&b);  
6      lock(&a);  
7  
8      /* do something  
        ↪ else */  
9  
10     unlock(&a);  
11     unlock(&b);  
12 }
```

# Пример

```
1 lock(&a);  
2  
3 lock(&b);  
4
```

```
1  
2 lock(&b);  
3  
4 lock(&a);
```

# Wait-for graph





# Deadlock

- ▶ Как и с состоянием гонки, deadlock не поддается тестированию

# Deadlock

- ▶ Как и с состоянием гонки, deadlock не поддается тестированию
  - ▶ появление зависит от многих факторов;

# Deadlock

- ▶ Как и с состоянием гонки, deadlock не поддается тестированию
  - ▶ появление зависит от многих факторов;
  - ▶ входные данные, решения планировщика, прерывания, производительность оборудования ...

# Предотвращение deadlock-ов

- ▶ Мы хотим избежать появления цикла в wait-for графе

# Предотвращение deadlock-ов

- ▶ Мы хотим избежать появления цикла в wait-for графе
  - ▶ простой случай - все блокировки известны заранее;

# Предотвращение deadlock-ов

- ▶ Мы хотим избежать появления цикла в wait-for графе
  - ▶ простой случай - все блокировки известны заранее;
  - ▶ упорядочим все блокировки (например, по адресу);

# Предотвращение deadlock-ов

- ▶ Мы хотим избежать появления цикла в wait-for графе
  - ▶ простой случай - все блокировки известны заранее;
  - ▶ упорядочим все блокировки (например, по адресу);
  - ▶ захватываем блокировки только по порядку.

# Пример

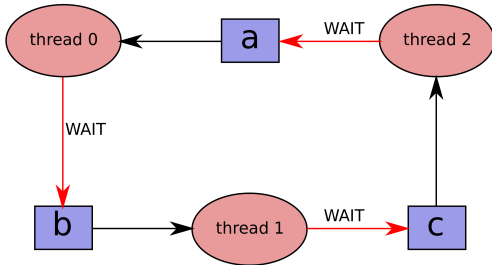
```
1 void thread0 ()
2 {
3     lock(&a);
4     lock(&b);
5     ...
6     unlock(&b);
7     unlock(&a);
8 }
```

```
1 void thread1 ()
2 {
3     lock(&b);
4     lock(&c);
5     ...
6     unlock(&c);
7     unlock(&b);
8 }
```

```
1 void thread2 ()
2 {
3     lock(&c);
4     lock(&a);
5     ...
6     unlock(&a);
7     unlock(&c);
8 }
```



# Пример



# Пример

- ▶ Отсортируем блокировки a, b и c по алфавиту:

# Пример

- ▶ Отсортируем блокировки a, b и c по алфавиту:
  - ▶ каждый поток должен захватывать блокировки только согласно порядку;

# Пример

- ▶ Отсортируем блокировки a, b и c по алфавиту:
  - ▶ каждый поток должен захватывать блокировки только согласно порядку;
  - ▶ например, поток 2 хочет захватить блокировки c и a:

# Пример

- ▶ Отсортируем блокировки a, b и c по алфавиту:
  - ▶ каждый поток должен захватывать блокировки только согласно порядку;
  - ▶ например, поток 2 хочет захватить блокировки c и a:
    - ▶ так как a в алфавитие раньше c, то сначала хватаем a,

# Пример

- ▶ Отсортируем блокировки a, b и c по алфавиту:
  - ▶ каждый поток должен захватывать блокировки только согласно порядку;
  - ▶ например, поток 2 хочет захватить блокировки c и a:
    - ▶ так как a в алфавитие раньше c, то сначала хватаем a,
    - ▶ потом хватаем c.

# Пример

```
1 void thread0 ()
2 {
3     lock(&a);
4     lock(&b);
5     ...
6     unlock(&b);
7     unlock(&a);
8 }
```

```
1 void thread1 ()
2 {
3     lock(&b);
4     lock(&c);
5     ...
6     unlock(&c);
7     unlock(&b);
8 }
```

```
1 void thread2 ()
2 {
3     lock(&a);
4     lock(&c);
5     ...
6     unlock(&c);
7     unlock(&a);
8 }
```

# Предотвращение deadlock-ов

- ▶ Сложный случай - все блокировки не известны заранее:



# Предотвращение deadlock-ов

- ▶ Сложный случай - все блокировки не известны заранее:
  - ▶ для этого случая придумано много различных вариантов;

# Предотвращение deadlock-ов

- ▶ Сложный случай - все блокировки не известны заранее:
  - ▶ для этого случая придумано много различных вариантов;
  - ▶ мы рассмотрим подход, который называется Wait-Die.

# Изменим интерфейс

```
struct wdlock_ctx {
    unsigned long long timestamp;
    struct wdlock *next;
};

struct wdlock {
    ...
};

/* Grab unique "timestamp" */
void wdlock_ctx_init(struct wdlock_ctx *ctx);

/* This function may fail */
int wdlock_lock(struct wdlock *lock, struct wdlock_ctx
    ↪ *ctx);

/* Unlocks all of the locks */
void wdlock_unlock(struct wdlock_ctx *ctx);
```

# Как использовать Wait-Die подход?

```
void thread(void)
{
    struct wdlck_ctx ctx;

    wdlck_ctx_init(&ctx);

    while (1) {
        ...
        if (!wdlock_lock(&lock1, &ctx)) {
            wdlck_unlock(&ctx);
            continue;
        }
        ...
        if (!wdlock_lock(&lock2, &ctx)) {
            wdlck_unlock(&ctx);
            continue;
        }
        ...
    }
    /* Acquired all required locks successfully,
       can do something. */
    wdlck_unlock(&ctx);
}
```

# "Контекст"

- ▶ Wait-Die контекст состоит из:

# "Контекст"

- ▶ Wait-Die контекст состоит из:
  - ▶ списка захваченных блокировок;

# "Контекст"

- ▶ Wait-Die контекст состоит из:
  - ▶ списка захваченных блокировок;
  - ▶ уникального "timestamp".

# "Контекст"

```
struct wdlck_ctx {
    unsigned long long timestamp;
    struct wdlck *next;
};

void wdlck_ctx_init(struct wdlck_ctx *ctx)
{
    static atomic_ullong timestamp;

    ctx->timestamp = atomic_fetch_add(&timestamp, 1) +
        ↪ 1;
    ctx->next = NULL;
}
```



# Магия timestamp

- ▶ timestamp позволяет избегать deadlock-ов

# Магия timestamp

- ▶ timestamp позволяет избегать deadlock-ов
  - ▶ храним в каждой блокировке timestamp из `wdlock_ctx`, который использовали при захвате блокировки;

# Магия timestamp

- ▶ timestamp позволяет избегать deadlock-ов
  - ▶ храним в каждой блокировке timestamp из `wdlock_ctx`, который использовали при захвате блокировки;
  - ▶ при попытке захватить блокировку возможно несколько вариантов:

# Магия timestamp

- ▶ timestamp позволяет избегать deadlock-ов
  - ▶ храним в каждой блокировке timestamp из `wdlock_ctx`, который использовали при захвате блокировки;
  - ▶ при попытке захватить блокировку возможно несколько вариантов:
    - ▶ если блокировка свободна, то пытаемся ее захватить - как обычно;

# Магия timestamp

- ▶ timestamp позволяет избегать deadlock-ов
  - ▶ храним в каждой блокировке timestamp из `wdlock_ctx`, который использовали при захвате блокировки;
  - ▶ при попытке захватить блокировку возможно несколько вариантов:
    - ▶ если блокировка свободна, то пытаемся ее захватить - как обычно;
    - ▶ если блокировка занята, то нужно сравнить timestamp-ы.

# Магия timestamp

- ▶ Если блокировка захвачена, то нужно сравнить наш timestamp с сохраненным в блокировке:

# Магия timestamp

- ▶ Если блокировка захвачена, то нужно сравнить наш timestamp с сохраненным в блокировке:
  - ▶ если наш timestamp меньше, чем timestamp блокировки, то ждем;

# Магия timestamp

- ▶ Если блокировка захвачена, то нужно сравнить наш timestamp с сохраненным в блокировке:
  - ▶ если наш timestamp меньше, чем timestamp блокировки, то ждем;
  - ▶ в противном случае не ждем, а возвращаем признак неудачи (умираем).



# Корректность

- ▶ Поток ждет на блокировке, если timestamp блокировки больше, чем timestamp потока

# Корректность

- ▶ Поток ждет на блокировке, если timestamp блокировки больше, чем timestamp потока
  - ▶ deadlock соответствует циклу в Wait-For графе;

# Корректность

- ▶ Поток ждет на блокировке, если timestamp блокировки больше, чем timestamp потока
  - ▶ deadlock соответствует циклу в Wait-For графе;
  - ▶ при использовании Wait-Die timestamp-ы блокировок на любом пути в графе строго возрастают;

# Корректность

- ▶ Поток ждет на блокировке, если timestamp блокировки больше, чем timestamp потока
  - ▶ deadlock соответствует циклу в Wait-For графе;
  - ▶ при использовании Wait-Die timestamp-ы блокировок на любом пути в графе строго возрастают;
  - ▶ следовательно, цикла в Wait-For графе быть не может.

# Wait-Die граф

