Операционные Системы

Синхронизация потоков

May 5, 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).

Альтернация

```
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 lock->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:
  - lock$->$last $==$ 1 - последним туда записал поток 1;
  - lock$->$flag[0] $=$ 1 и lock$->$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 (lock->flag[1] == 0)

Живость

- В первом случае (lock->flag[1] == 0)
  - поток 1 даже не пытался захватить блокировку;

Живость

- В первом случае (lock->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 (lock->flag[1] == 1)

Живость

- Во втором случае (lock->flag[1] == 1)
  - оба потока изъявили намерение войти в критическую секцию;

Живость

- Во втором случае (lock$->$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 вазимное исключение для любого числа потоков

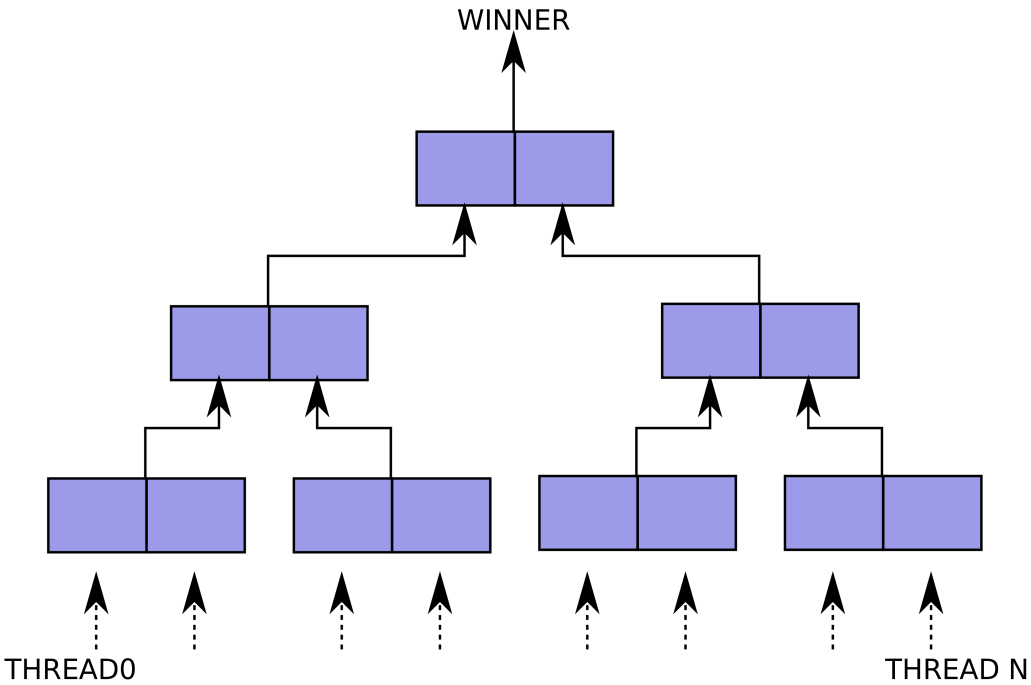
N потоков

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

N потоков

- Реализовав взаимное исключение для 2-х потоков, мы можем реализовать вазимное 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 живостью - 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
  - прочитать 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

```
int 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 дествие над атомарным регистром;

Атомарный Read/Modify/Write регистр

- atomic_exchange - возвращает старое значение, записывает новое;
- atomic_fetch_{add|sub|or|and|xor} - выполняет арифметическое дествие 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 сигналит процессору - генерирует прерывание;

И снова о прерываниях

- Пусть у нас есть устройство, которое получает данные из сети
  - устройство сигналит 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 сигналит 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/потоки, который генерирует данные;

Задача Producer-a и Consumer-a

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

Задача Producer-a и Consumer-a

- 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

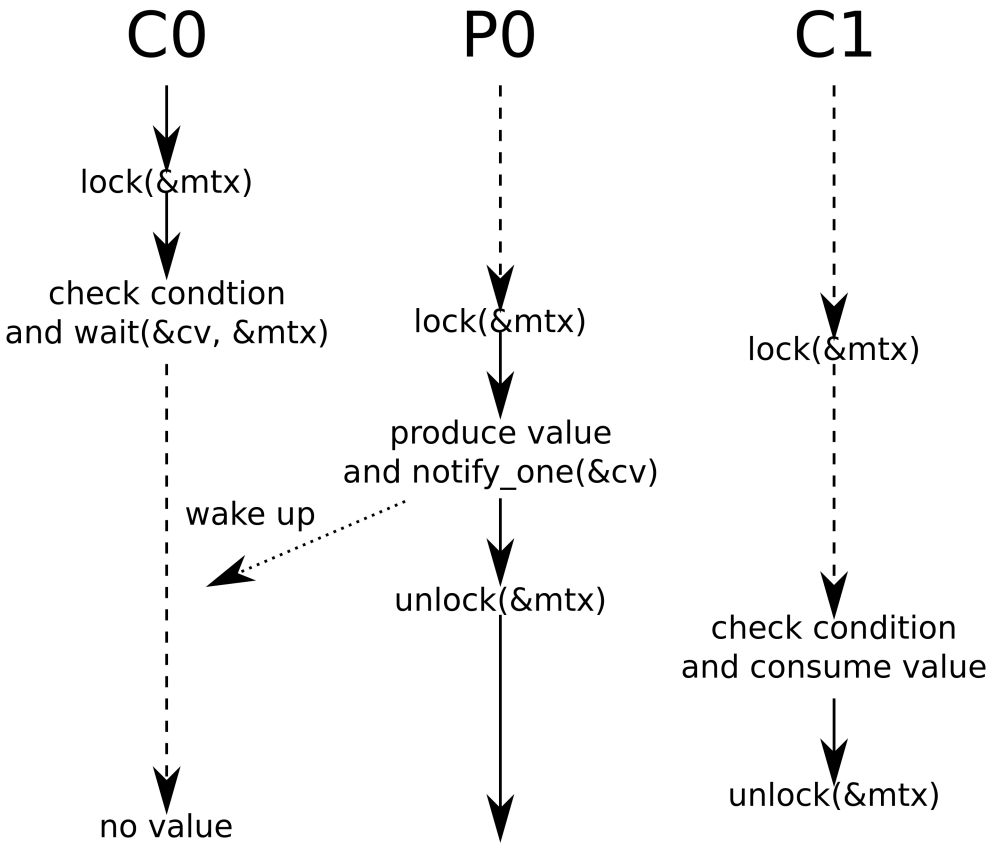
```
int consume(int *x)
{
    int ret = 0;
    lock(&mtx);

    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
7       wait(&cv, &mtx);
8   ...
9   /* unlock(&mtx); */
```

Зачем нам цикл?



Зачем нам цикл?

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

Зачем нам цикл?

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

Зачем нам цикл?

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

Зачем нам цикл?

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

Зачем нам цикл?

- Spurious wakeups (ложные пробуждения) - ситуация, когда wait возвращает управление, даже если никто не сигналил
  - 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 A ждет, пока поток B 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 A ждет, пока поток B что-то сделает (например, отпустит блокировку);
  - а поток B ничего не делает, потому что ждет, пока поток A 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(&a);
11      unlock(&b);
12  }
```

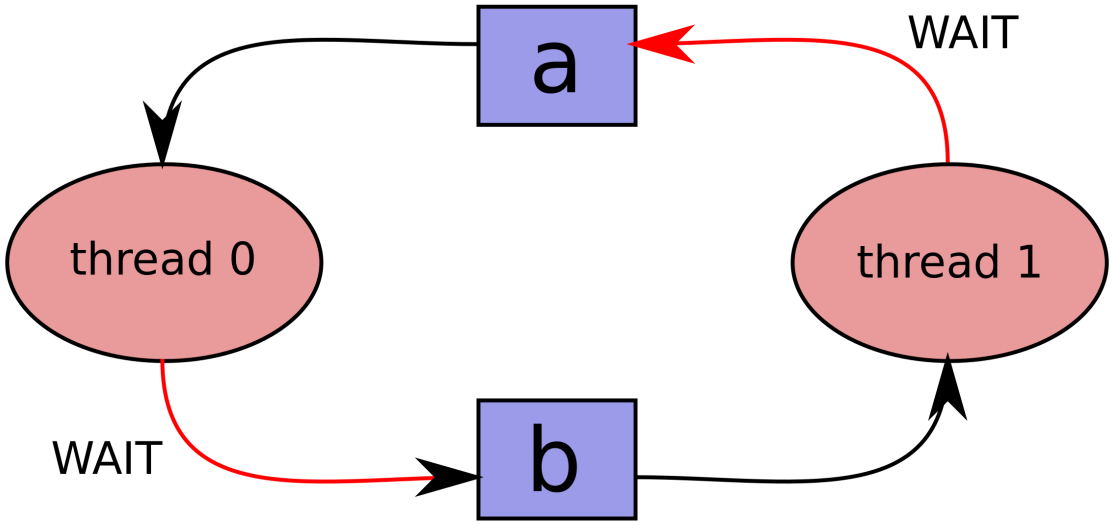
```
1   struct lock b;
2
3   void thread1(void)
4   {
5       lock(&b);
6       lock(&a);
7
8       /* do something
            ↪ else */
9
10      unlock(&a);
11      unlock(&b);
12  }
```

Пример

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

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

Wait-for граф



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.

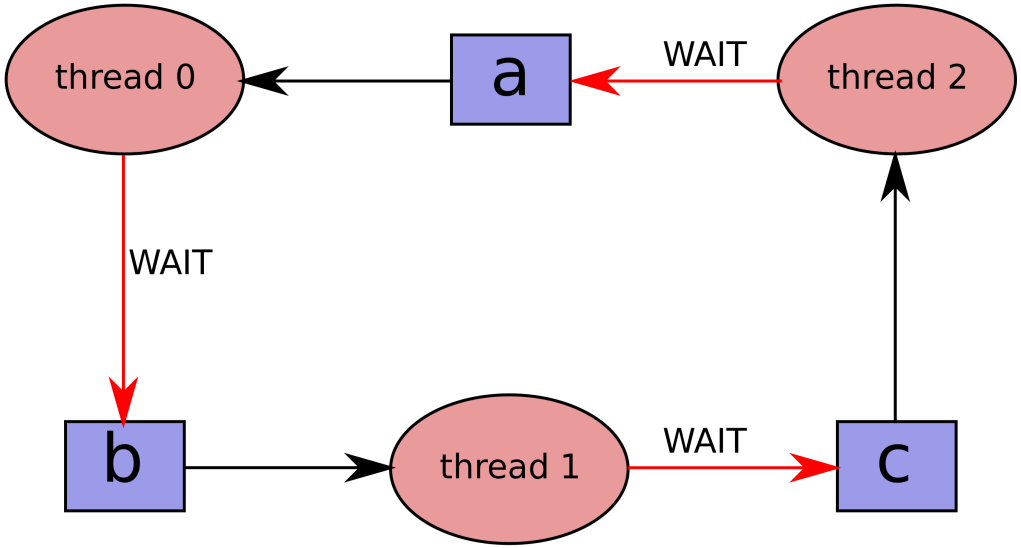
Пример

```
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 алфавтие 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 алфавтие 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 wdlock_ctx ctx;

    wdlock_ctx_init(&ctx);

    while (1) {
        ...
        if (!wdlock_lock(&lock1, &ctx)) {
            wdlock_unlock(&ctx);
            continue;
        }
        ...
        if (!wdlock_lock(&lock2, &ctx)) {
            wdlock_unlock(&ctx);
            continue;
        }
        ...
    }
    /* Acquired all required locks successfully,
       can do something. */
    wdlock_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 wdlock_ctx {
    unsigned long long timestamp;
    struct wdlock *next;
};


void wdlock_ctx_init(struct wdlock_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