

Конспект по курсу Параллельное программирование¹

Александра Лисицына²

10 января 2019 г.

¹Читаемый Романом Елизаровым Никитой Ковалем в 2018-2019 годах
²Студентка группы М3334

Содержание

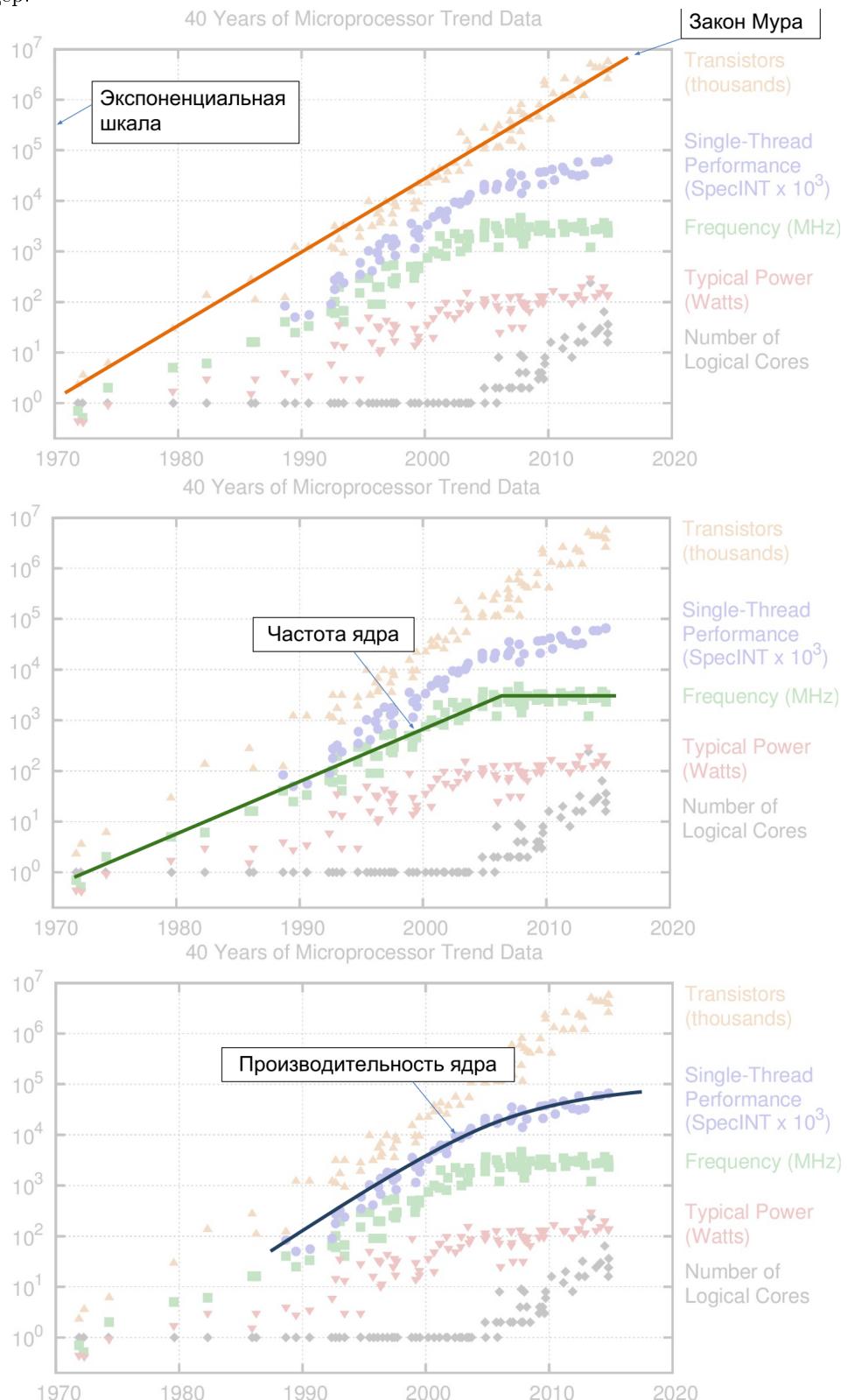
1 Introduction	3
1.1 Закон Мура	3
1.2 Закон Амдала	4
1.3 Разные виды параллелизма	4
1.3.1 Параллелизм на уровне инструкций (ILP)	4
1.4 Операционные системы	6
1.5 Основные понятия в современных ОС	6
1.6 Формализм	7
1.6.1 Модели программирования	7
1.6.2 Общие объекты	7
1.6.3 Общие переменные	7
1.6.4 Свойства многопоточных программ	8
1.6.5 Моделирование многопоточного исполнения	8
2 Lock-free Treiber Stack and Michael-Scott Queue	9
3 Определения и формализм	9
3.1 Физическая реальность	9
3.2 Модель «произошло до» (happens before)	10
3.3 Модель глобального времени	10
3.4 Обсуждение глобального времени	10
3.5 «Произошло до» на практике	11
3.6 Свойства исполнений над общими объектами	11
3.6.1 Операции над общими объектами	11
3.6.2 Последовательное исполнение	11
3.6.3 Конфликты и гонки данных (data race)	11
3.6.4 Правильное исполнение	12
3.6.5 Правильное исполнение и нотация	12
3.6.6 Последовательная спецификация объекта	12
3.6.7 Допустимое последовательное исполнение	12
3.6.8 Условия согласованности (корректности)	13
3.7 Лианеризуемость	14
3.7.1 Применительно к Java	14
4 Построение атомарных объектов и блокировки	14
4.1 Сложные и составные операции	14
4.1.1 Формализация сложных операций	14
5 Consensus	15
5.1 Задача о консенсусе	15
5.2 Консенсусное число	15
5.3 Модель	15
5.4 Read–Modify–Write регистры	15
5.5 Универсальность консенсуса	15
6 Алгоритмы без блокировок: Построение на регистрах	15
6.1 Безусловные условия прогресса	15
7 Практические построения на списках	16
7.1 MNожество на односвязном списке	16
7.1.1 Алгоритм	16
7.1.2 Псевдокод	16
7.1.3 Проблема	17
7.2 Грубая синхронизация	17
7.3 Тонкая блокировка	17
7.3.1 Корректность	17
7.4 Оптимистичная синхронизация	17
7.4.1 Алгоритм абстрактной операции	17
7.4.2 Проверка, что узел не удалён	18
7.4.3 Валидация окна	18

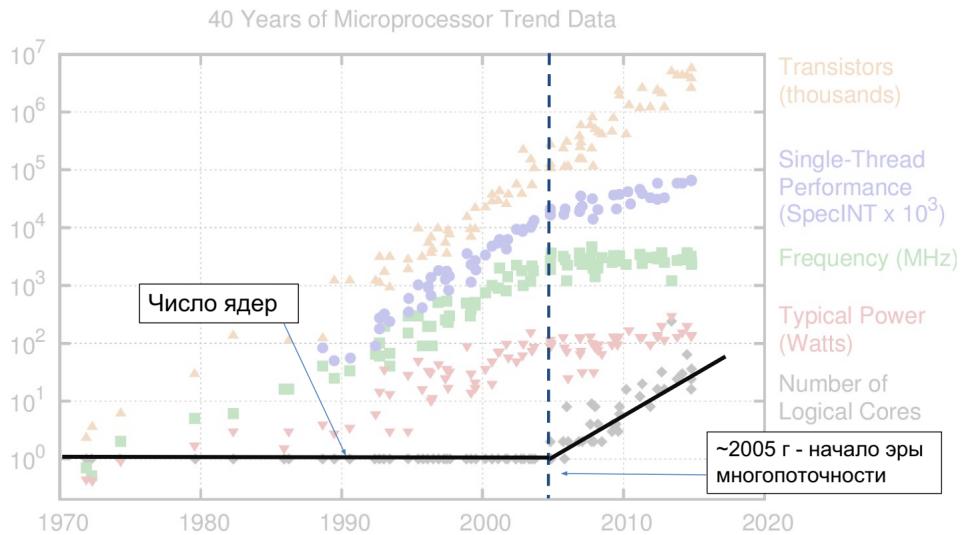
7.4.4	Корректность	18
7.5	Ленивая синхронизация	18
7.5.1	Идея ленивого удаления	18
7.5.2	Псевдокод	18
7.6	Неблокирующая синхронизация	18
7.6.1	Неблокирующий поиск	18
7.6.2	Неблокирующая модификация	19
8	Lock-free хеш таблица с открытой адресацией	19
8.1	ConcurrentHashMap	19
8.2	Skip List	20
8.3	Потенциальные проблемы	20
8.4	NonBlockingHashMap	20
8.4.1	Пара деталей	21
8.5	MRSW хеш таблица (рисунок 26)	21
8.6	MRMW хеш таблица	21
8.6.1	Кооперация при переносе	21
9	CASN	22
9.1	Списки против массивов	22
9.2	CASn	22
9.2.1	DCSS	23
9.3	Наблюдения и замечания	25
9.4	Подход к реализации	26
9.5	DCSS Mod	26
9.6	CASN	27
9.6.1	Псевдокод CAS2	27
10	Мониторы и ожидание	28
10.1	Объекты как функции	28
10.2	Очередь ограниченного размера с ожиданием	29
10.3	Лианеризуемость операций с ожиданием	30
10.4	Реализация через монитор	31
10.5	Монитор в Java	31
10.6	Циклическая очередь с ожиданием на массиве	32
10.6.1	size()	32
10.6.2	poll()	32
10.6.3	take()	32
10.6.4	offer()	32
10.6.5	put()	32
10.7	notify() vs notifyAll()	33
10.8	ReentrantLock	33
10.8.1	Проблематичный сценарий	33
10.9	Подробней про interrupt	33
10.9.1	Ненужный InterruptedException	34
10.10	Поток обрабатывающий очередь	34
10.11	Ожидание без блокировки	34
10.11.1	Реализация с блокировкой	35
10.11.2	Реализация без блокировок	35
10.12	Ожидание из многих потоков	36
10.12.1	Пишем свой внутренний синхронайзер	36
10.12.2	Используем его	37
10.12.3	Улучшаем производительность	37
11	Железо и спин-локи	38
11.1	Backoff	38

1 Introduction

1.1 Закон Мура

Каждые 2 года количество транзисторов на процессоре удваивается. До, примерно, 2005 года также росла частота ядра. Также начал замедляться рост производительность ядра. С 2005 года начался рост числа ядер.





Определение. *Масштабирование* - свойство системы выполнять больше действий при увеличении мощности(традиционное), количества ядер(многопоточное).

В реале не получается сделать все идеально и для этого нужно изучать многопоточное программирование.

1.2 Закон Амдала

$$S = \frac{1}{N}$$

где S - это ускорение кода

Или

$$S = \frac{1}{1 - P + P/N}$$

где P - доля параллельного кода

Максимальное ускорение кода достигается при $N \rightarrow \infty$ и равно $1/(1 - P)$

$$\begin{array}{ll} P & S \\ \hline 60\% & 2.5 \\ 95\% & 20 \\ 99\% & 100 \end{array}$$

Поэтому нам необходимо увеличивать долю параллельного кода для достижения наилучшей масштабируемости.

1.3 Разные виды параллелизма

1.3.1 Параллелизм на уровне инструкций (ILP)

Способы использования ILP

- Конвейер
- Суперскалярное исполнение¹
 - Внеочередное исполнение
 - Переименование регистров²
 - Спекулятивное исполнение³
 - Предсказание переходов
- Длинное машинное слово (VLIW⁴)
- Векторизация (SIMD)

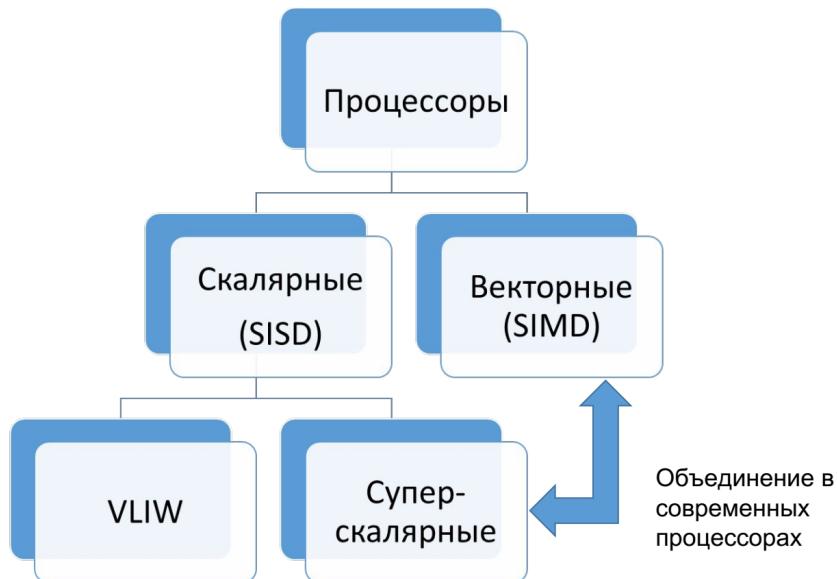


Рис. 1:

У параллелизма на уровне инструкций есть предел, поэтому нам необходимо параллельное программирование

Симметричная мультипроцессорность (SMP) Несколько вычислительных ядер у каждого свой поток исполняемых ресурсов

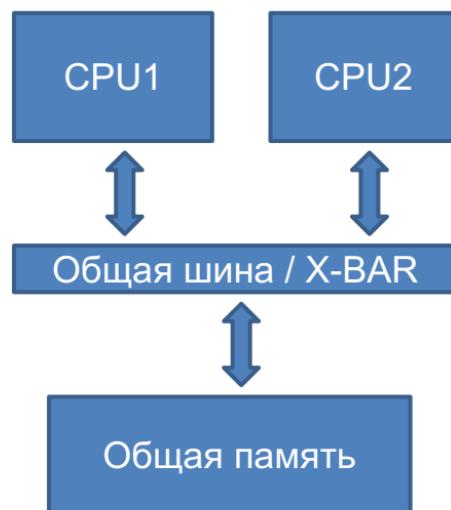


Рис. 2: SMP

Одновременная многозадачность (SMT) Два или более потока одновременно исполняются одним физическим ядром. Снаружи выглядит как SMP.

⁰Instruction Level Parallelism

¹ Несколько операций за такт

²Чтобы не возникало ложной зависимости по регистрам

³Начинает выполнять одну из веток перехода, пытаясь ее предсказать

⁴Very Long Instruction Word

Very Long Instruction Word 4 Symmetric Multiprocessing

⁴Simultaneous Multithreading

Simultaneous Multithreading

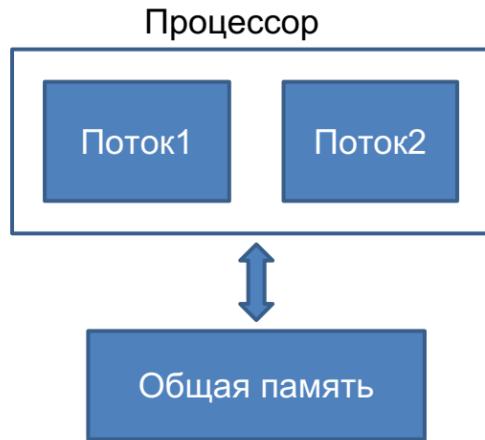


Рис. 3: SMT

Ассимметричный доступ к памяти (NUMA) Модель программирования та же, что в SMP, но без общей памяти.

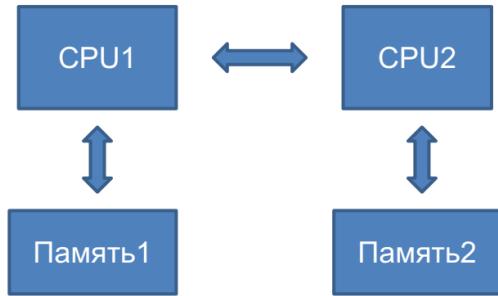


Рис. 4: NUMA

1.4 Операционные системы

- Типы
 - Однозадачные
 - Системы с пакетными задачами (batch processing)
 - Многозадачные / с разделением времени (time sharing)
 - * Кооперативная многозадачность (cooperative multitasking)
 - * Вытесняющая многозадачность (preemptive multitasking)
- История многозадачности
 - Изначально нужно было для раздела одной дорогой машины между несколькими пользователями
 - Теперь нужно для использования ресурсов одной многоядерной машины для множества задач

1.5 Основные понятия в современных ОС

-
- **Определение.** *Процесс – владеет памятью и ресурсами.*
-
- **Определение.** *Поток – контекст исполнения внутри процесса.*
 - В одном процессе может быть несколько потоков

- Все потоки работают с общей памятью процесса
- Но в теории мы их будем смешивать

1.6 Формализм

1.6.1 Модели программирования

- «Классическое» однопоточное / однозадачное
 - Можем использовать ресурсы многоядерной системы только запустив несколько независимых задач
- Многозадачное программирование
 - Возможность использовать ресурсы многоядерной системы в рамках решения одной задачи
 - Варианты:
 - * Модель с общей памятью
 - * Модель с передачей сообщений (распределенное программирование)

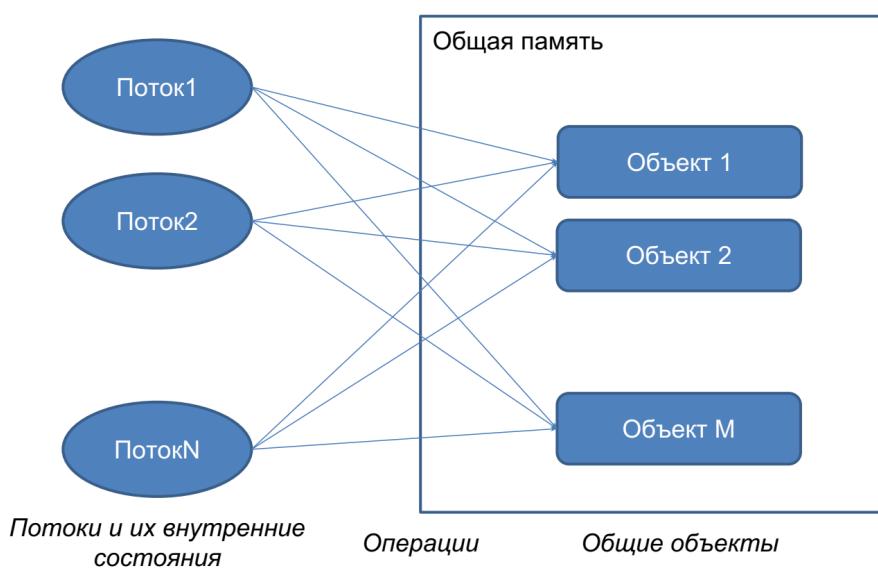


Рис. 5: Модель с общими объектами (общей памятью)

1.6.2 Общие объекты

- Потоки выполняют операции над общими, разделяемыми объектами
- В этой модели не важны операции внутри потоков
- Важна только коммуникация между потоками
- В этой модели единственный тип коммуникации между потоками — это работа с общими объектами

1.6.3 Общие переменные

- Общие переменные — это простейший тип общего объекта:
 - У него есть значение определенного типа
 - Есть операция чтения (read) и записи (write)
- Общие переменные — это базовые строительные блоки для многопоточных алгоритмов
- Модель с общими переменными — это хорошая абстракция современных многопроцессорных систем и многопоточных ОС
 - На практике, это область памяти процесса, которая одновременно доступна для чтения и записи всем потокам этого процесса

В теоретических трудах общие переменные называют регистрами

1.6.4 Свойства многопоточных программ

- Последовательные программы детерминированы
 - Если нет использования случайных чисел и другого явного общения с недетерминированным миром
 - Их свойства можно установить анализируя последовательное исполнение при данных входных параметрах
- Многопоточные программы в общем случае недетерминированы
 - Даже если код каждого потока детерминирован
 - Результат работы зависит от фактического исполнения при данных входных параметрах
 - А этих исполнений может быть много
- Говорим «Программа A имеет свойство P» если она имеет это свойство при любом исполнении

1.6.5 Моделирование многопоточного исполнения

1 shared int x = 0, y = 0

Thread P:

1 x = 1
2 r1 = y
3 stop

Thread Q:

1 y = 1
2 r2 = x
3 stop

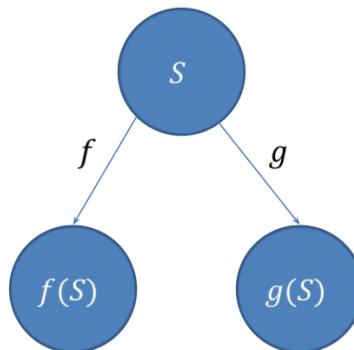


Рис. 6:

Моделирование исполнений через чередование операций

- S — это общее состояние:
 - Состояние всех потоков (IP+locals)
 - И состояние всех общих объектов
- f и g — это операции
 - Количество различных операций в каждом состоянии равно количеству потоков
- $f(S)$ — это новое состояние после применения операции f к состоянию S

После исполнения этого кода для $r1, r2$ возможны следующие пары значений: $(0, 0), (0, 1), (1, 0), (1, 1)$. Хотя при моделировании через чередование (рисунок 7) первого варианта не получается. Это случается, так как в современном процессоре запись не попадает сразу в общую память, а в начале буферизируется (т.к. запись долгая операция). Поэтому мы можем прочитать старое значение, т.к. чтение

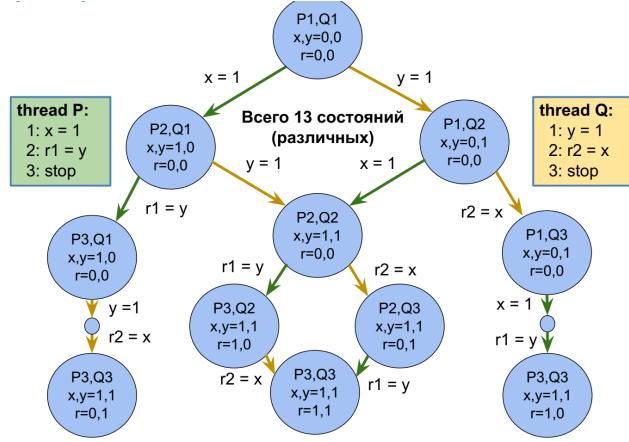


Рис. 7:

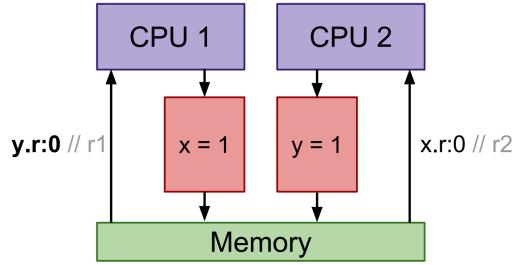


Рис. 8:

быстрая операция и новые значения еще лежат в буфере. Процессор может переставить инструкции, т.к. это может ускорить однопоточный код (процессор не знает о параллельности).

Модель чередования не параллельна

На самом деле в настоящих процессорах операции чтения и записи не мгновенные. Они происходят параллельно как в разных ядрах, так и в одном.

И вообще процессор обменивается с памятью сообщениями о чтении / записи и таких сообщений одновременно в обработке может быть очень много.

2 Lock-free Treiber Stack and Michael-Scott Queue

3 Определения и формализм

3.1 Физическая реальность

- Свет (электромагнитные волны) в вакууме распространяется со скоростью $\sim 3 \cdot 10^8$ м/с.
 - Это максимальный физический предел скорости
 - За один такт процессора с частотой 3 ГГц ($3 \cdot 10^9$ Гц) свет в вакууме проходит всего 10 см.
- Соседние процессоры физически не могут синхронизировать свою работу и физически не могут определить порядок происходящих в них событий.
 - Они работают действительно физически параллельно
- Пусть $a, b, c \in E$ — это физически атомарные (неделимые) события, происходящие в пространстве–времени (рисунок 9)
 - Говорим « a предшествует b » или « a произошло до b » (и записываем $a \rightarrow b$), если свет от точки пространства–времени a успевает дойти до точки пространства–времени b .
 - Это отношение частичного порядка на событиях

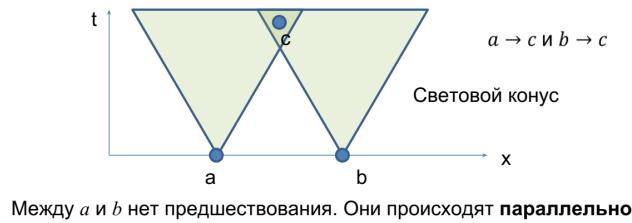


Рис. 9:

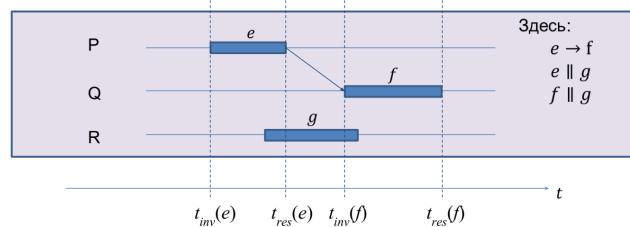


Рис. 10: Модель глобального времени

3.2 Модель «произошло до» (happens before)

- Впервые введена Л. Лампортом в 1978 году.
- Исполнение системы — это пара (H, \rightarrow_H)
 - H — это множество операций e, f, g, \dots (чтение и запись ячеек памяти и т. п.) произошедших во время исполнения
 - \rightarrow_H — это транзитивное, антирефлексивное, ассимметричное отношение (частичный строгий порядок) на множестве операций
 - $e \rightarrow_H f$ означает, что « e произошло до f в исполнении H ». Чаще всего исполнение H понятно из контекста и опускается
- Две операции e и f параллельны ($e \parallel f$), если $e \not\rightarrow f \wedge f \not\rightarrow e$.
- Система — это набор всех возможных исполнений системы
- Говорим, что «система имеет свойство Р», если каждое исполнение системы имеет свойство Р.

3.3 Модель глобального времени

В этой модели каждая операция — это временный интервал (рисунок 10) $e = [t_{inv}(e), t_{res}(e)]$ где $t_{inv}(e), t_{res}(e) \in \mathbb{R}$ и

$$e \rightarrow f \stackrel{\text{def}}{=} t_{res}(e) < t_{inv}(f)$$

3.4 Обсуждение глобального времени

На самом деле никакого глобального времени нет и не может быть из-за физических ограничений.

- Это всего лишь механизм, позволяющий визуализировать факт существования параллельных операций.
- При доказательстве различных фактов и анализе свойств [исполнений] системы время не используется
 - Анализируются только операции и отношения «произошло до»

3.5 «Произошло до» на практике

- Современные языки программирования предоставляют программисту операции синхронизации:
 - Специальные механизмы чтения и записи переменных
 - Создание потоков и ожидание их завершения
 - Различные другие библиотечные примитивы для синхронизации
- Модель памяти языка программирования определяет то, каким образом исполнение операций синхронизации создает отношение «произошло до»
 - Без них разные потоки выполняются параллельно
 - Можно доказать те или иные свойства многопоточного кода, используя гарантии на возможные исполнения, которые дает модель памяти

3.6 Свойства исполнений над общими объектами

3.6.1 Операции над общими объектами

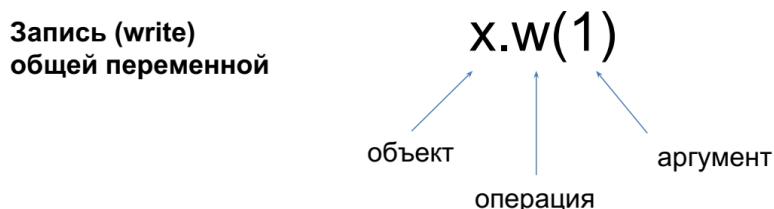


Рис. 11: Запись

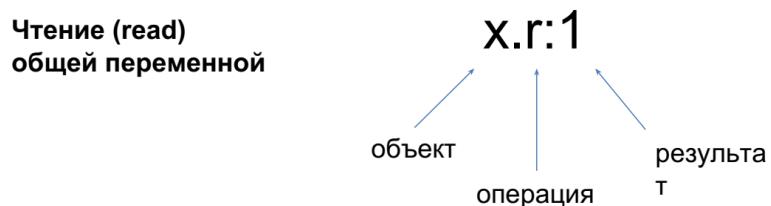


Рис. 12: Чтение

3.6.2 Последовательное исполнение

Определение. Исполнение системы называется последовательным, если все операции линейно-упорядочены отношением «произошло до», то есть $\forall e, f \in H: (e = f) \vee (e \rightarrow f) \vee (f \rightarrow e)$.

3.6.3 Конфликты и гонки данных (data race)

-

Определение. Две операции над одной переменной, одна из которых запись, называются конфликтующими.

Конфликтующие операции не коммутируют в модели чередования.

-

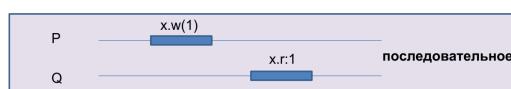


Рис. 13: Последовательное исполнение



Рис. 14: Параллельное исполнение

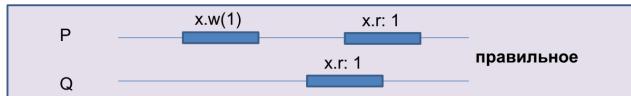


Рис. 15: Правильное исполнение

Определение. Если две конфликтующие операции произошли параллельно, то такая ситуация называется гонкой данных (*data race*).

- Это свойство конкретного исполнения.

Определение. Программа, в любом допустимом исполнении которой (с точки зрения модели памяти) нет гонок данных, называется корректно синхронизированной.

3.6.4 Правильное исполнение

- $H|_p$ — сужение исполнения на поток P , то есть исполнение, где остались только операции, происходящие в потоке P .
-

Определение. Исполнение называется **правильным** (*well-formed*), если его сужение на каждый поток P является последовательным (рисунок 15).

3.6.5 Правильное исполнение и нотация

- $H|_p$ — сужение исполнения на поток P — это множество всех операций $e \in H$, таких что $proc(e) = P$.
 - Исполнение называется **правильным** (*well-formed*), если его сужение на каждый поток P является последовательным.
 - Задается программой, которую выполняет поток.
 -
- **Определение.** Объединение всех сужений на потоки называют **программным порядком** (*po* = *program order*).
 - Нас интересуют только правильные исполнения.
- $H|_x$ — сужение истории на объект x — это множество операций $e \in H$, таких что $obj(e) = x$. В правильном исполнении сужение на объект x обязательно является последовательным.

3.6.6 Последовательная спецификация объекта

Если сужение исполнения на объект $H|_x$ является последовательным, то можно проверить его на соответствие **последовательной спецификации объекта**.

3.6.7 Допустимое последовательное исполнение

Определение. Последовательное исполнение является **допустимым** (*legal*), если выполнены последовательные спецификации всех объектов (рисунок 16).

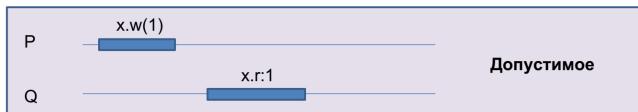


Рис. 16: Допустимое исполнение

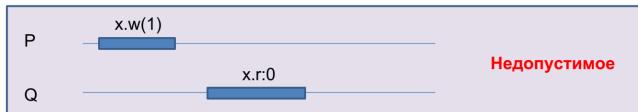


Рис. 17: Недопустимое исполнение

3.6.8 Условия согласованности (корректности)

Корректные последовательные программы должны считаться **согласованными**.

Условия согласованности:

- Согласованность при покое
- Последовательная согласованность
- Лианеризуемость
- и другие

Последовательная согласованность

Определение. Исполнение **последовательно согласовано**, если ему можно сопоставить эквивалентное ему допустимое исполнение, сохраняющее его программный порядок (рисунок 18).

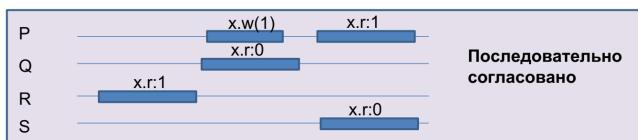
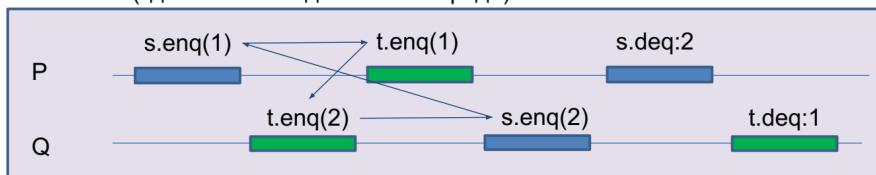


Рис. 18: Последовательно согласовано

Последовательная согласованность на каждом объекте исполнения не влечет последовательную согласованность всего исполнения (рисунок 19)

ПРИМЕР: (здесь s и t это две FIFO очереди)



Ой! Цикл -- не упорядочить линейно

Рис. 19:

Модель памяти языков программирования и системы исполнения кода используют последовательную согласованность для своих формулировок.

Лианеризуемость

Определение. Исполнение **лианеризуемо**, если можно сопоставить эквивалентное ему допустимое последовательное исполнение, которое сохраняет отношение «произошло до».

Свойства лианеризуемости:

- В лианеризуемом исполнении каждой операции e можно сопоставить точку глобального времени (**точку лианеризации**) $t(e) \in \mathbb{R}$ так, что время различных операций различно и

$$e \rightarrow f \Rightarrow t(e) < t(f)$$

- Лианеризуемость **локальна**. Лианеризуемость исполнения на каждом объекте эквивалентна лианеризуемости системы целиком.

•

Определение. Операции над лианеризуемыми объектами называют **атомарными**.

Лианеризуемость в глобальном времени В глобальном времени исполнение лианеризуемо тогда и только тогда, когда точки лианеризуемости можно выбрать так, что

$$\forall e: t_{inv}(e) < t(e) < t_{res}(e)$$

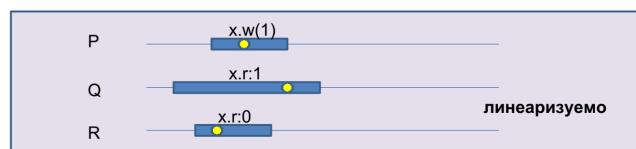


Рис. 20: Лианеризуемость

3.7 Лианеризуемость

Исполнение системы, выполняющей операции над лианеризуемыми объектами, можно анализировать в модели чередования.

Из более простых лианеризуемых объектов можно сделать лианеризуемые объекты более высокого уровня.

Когда говорят, что объект безопасен для использования из нескольких потоков, подразумевают, что операции над ним лианеризуемы.

3.7.1 Применительно к Java

- Все операции над volatile полями в Java, согласно JMM, являются операциями синхронизации, которые всегда линейно-упорядочены в любом исполнении и согласованы с точки зрения чтения/записи.
- Но операции над не volatile полями могут нарушать не только лианеризуемость, но даже последовательную согласованность, при отсутствии синхронизации.
- Если программа корректно синхронизирована, то JMM дает гарантию последовательно согласованного исполнения всего кода.

4 Построение атомарных объектов и блокировки

4.1 Сложные и составные операции

4.1.1 Формализация сложных операций

- Операция $e \in H$ может быть сложной. Даже чтение из памяти это продолжительное по времени действие, много шагов.
- **Событие**
 - Неделимое, простое физическое действие
 - Множество событий обозначим G
 - Каждая операция это множество событий $e \subset G$

- Из всех событий выделяют два наиболее важных
 - Вызов операции $inv(e) \in G$
 - Завершение операции $res(e) \in G$
- Декомпозиция исполнения — $(H, G, \rightarrow_G, \text{inv}, \text{res})$
 - H — это множество операций ($\forall e \in H: e \subset G$)
 - G — это множество событий
 - \rightarrow_G — отношение «произошло до» на событиях из G .
 - inv, res — функции из H в G , такие что:

$$\forall e \in H: \text{inv}(e) \rightarrow_G \text{res}(e)$$

$$\forall e \in H, g \in e, g \neq \text{inv}(e), g \neq \text{res}(e): \text{inv}(e) \rightarrow_G g \rightarrow_G \text{res}(e)$$

5 Consensus

5.1 Задача о консенсусе

Каждый поток использует объект Consensus один раз

- Согласованность: все потоки должны вернуть одно и тоже значение из метода `decide`
- Обоснованность: возвращенное значение было входным значением какого-то из потоков
- Без ожидания

5.2 Консенсусное число

- Если с помощью класса атомарных объектов С и атомарных регистров можно реализовать консенсусный протокол без ожидания с помощью детерминированного алгоритма для N потоков (и не больше), то говорят, что у класса С консенсусное число N.
-

Теорема 5.1. Атомарные регистры имеют консенсусное число 1.

5.3 Модель

- x-валентное состояние системы — консенсус во всех нижестоящих листьях будет x.
- Бивалентное состояние — возможен консенсус как 0, так и 1.
- Критическое состояние — такое бивалентное состояние, у которого все дети одновалентны

5.4 Read–Modify–Write регистры

5.5 Универсальность консенсуса

Теорема 5.2. Любой последовательный объект можно реализовать без ожидания для N потоков, используя консенсусный протокол для N потоков

6 Алгоритмы без блокировок: Построение на регистрах

6.1 Безусловные условия прогресса

- Отсутствие помех — Если несколько потоков пытаются выполнить операцию, то любой из них должен выполнить ее за конечное время, если все другие остановить в любом месте
- Отсутствие блокировки — если несколько потоков пытаются выполнить операцию, то хотя бы один из них должен выполнить ее за конечное время, независимо от действия или бездействия других потоков
- Отсутствие ожидания — если поток хочет выполнить операцию, то он выполнит ее за конечное время независимо от других потоков

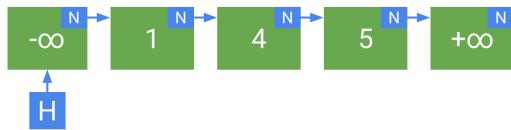


Рис. 21: Односвязный список

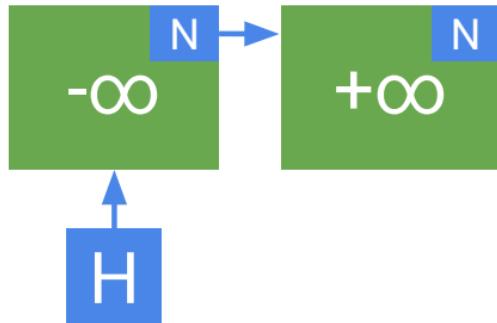


Рис. 22: Пустой список

7 Практические построения на списках

7.1 МНожество на односвязном списке

```

1 interface Set{
2     fun add(key: Int)
3     fun contains(key: Int): Boolean
4     fun remove(key: Int)
5 }

```

Элементы упорядочены по возрастанию (рисунок 21).

Пустой список состоит из двух граничных элементов (рисунок 22).

7.1.1 Алгоритм

- Элементы упорядочены по возрастанию
- Ищем окно ($cur, next$), что $cur.KEY < key \leqslant next.KEY$ и $cur.N = next$
- Искомый элемент будет в $next$
- Новый элемент добавляем между cur и $next$

7.1.2 Псевдокод

```

1 class Node(var N: Node, val key: Int)
2
3 val head = Node(-infinity, Node(infinity, null))
4
5 fun findWindow(key: Int): (Node, Node) {
6     cur := head
7     next := cur.N
8     while (next.key < key) {
9         cur := next
10        next := cur.N
11    }
12    return (cur, next)
13 }
14
15 fun contains(key: Int): Boolean {
16     (cur, next) := findWindow(key)

```

```

17         return next.key = key
18     }
19
20     fun add(key: Int) {
21         (cur, next) := findWindow(key)
22         if (next.key != key) {
23             cur.N := Node(key, next)
24         }
25     }
26
27     fun remove(key: Int) {
28         (cur, next) := findWindow(key)
29         if (next.key == key) {
30             cur.N = next.N
31         }
32     }

```

7.1.3 Проблема

При параллельном удалении соседних элементов могут возникнуть проблемы с перенаправление ссылок: например, мы успели удалить *cur* перед тем как переназначить ссылки и у нас возникнет NullPointerException или список просто разорвётся

7.2 Грубая синхронизация

- Coarse-grained locking
- Используем общую блокировку для всех операций
- ⇒ обеспечиваем последовательное исполнение
- В Java для этого можно использовать synchronized и java.util.concurrent.locks.ReentrantLock

7.3 Тонкая блокировка

- Fine-Grained locking
- Своя блокировка на каждый элемент
- При поиске окна держим блокировку на текущий и следующий элемент

7.3.1 Корректность

- Поиск окна: запись и чтение *cur.N* не может происходить параллельно
- Модификация: во время изменения окно защищено блокировкой ⇒ атомарно
- $\forall k$: операции с ключом *k* лианеризуемы ⇒ всё исполнение лианеризуемо
- Операции с ключом *k* упорядочены взятием блокировки

7.4 Оптимистичная синхронизация

7.4.1 Алгоритм абстрактной операции

1. Найти окно (*cur, next*) без синхронизации
2. Взять блокировки на *cur* и *next*
3. Проверить инвариант *cur.N = next*
4. Проверить, что *cur* не удалён
5. Выполнить операцию
6. При любой ошибке начать заново

7.4.2 Проверка, что узел не удалён

- Держи блокировку на cur и cur удалён \Rightarrow не увидим при проходе
- Попробуем найти cur ещё раз за $O(n)$ и проверим, что $cur.N = next$

7.4.3 Валидация окна

```
1 fun validate(cur: Node, next: Node): Boolean {  
2     node := head  
3     while (node.key < cur.key) {  
4         node = node.N  
5     }  
6     return (cur, next) = (node, node.N)  
7 }
```

7.4.4 Корректность

- Поиск: запись и чтение $cur.N$ связаны отношением «произошло до»
- Можем говорить о лианеризуемости операция над одинаковыми ключами
- Точка лианеризации - взятие блокировки над cur

7.5 Ленивая синхронизация

7.5.1 Идея ленивого удаления

- Добавим в $Node$ поле $removed$ типа $Boolean$
- Удаление в две фазы
 1. $node.removed = true$ — логическое удаление
 2. Физическое удаление из списка
- Инвариант: все не удалённые вершины в списке
- \Rightarrow теперь не надо проходить по всему списку в $validate()$

7.5.2 Псевдокод

```
1 fun validate(cur: Node, next: Node): Boolean {  
2     return !cur.removed && !next.removed && cur.N==next  
3 }
```

7.6 Неблокирующая синхронизация

7.6.1 Неблокирующий поиск

- На момент чтения поля N видим состояние на момент записи N или новее
- \Rightarrow можем не брать блокировку при поиске

```
1 fun contains(key: Int): Boolean {  
2     (cur, next) := findWindow(key)  
3     return next.key == key  
4 }
```

7.6.2 Неблокирующая модификация

- Объединим N и $removed$ в одну переменную, пару $(N, removed)$
- Будем менять $(N, removed)$ атомарно
- Каждая операция модификации будет выполняться одни успешным CAS-ом
- В Java для этого есть AtomicMarkableReference

8 Lock-free хеш таблица с открытой адресацией

8.1 ConcurrentHashMap

- Работает за $O(1)$ в среднем
- Использует внутри блокировки \Rightarrow не так хорошо масштабируется
- Хранит списки при коллизии (рисунок 23)
 - \Rightarrow лишние cache miss-ы
 - зато может хранить дерево при постоянных коллизиях (рисунок 24)

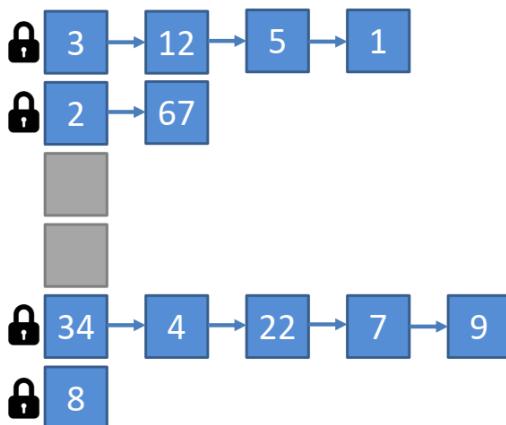


Рис. 23: Simple ConcureentHashMap

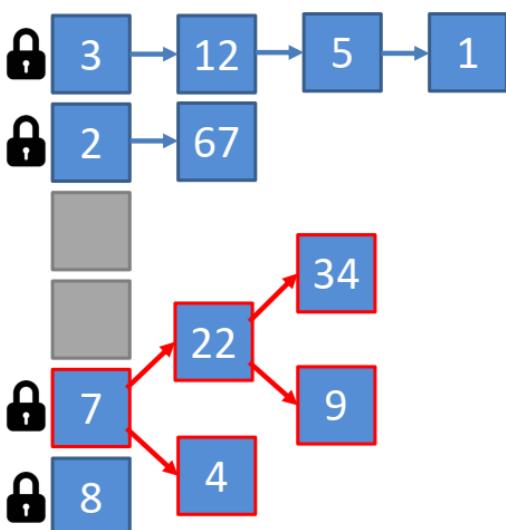


Рис. 24: ConcurrentHashMap with tree

8.2 Skip List

- Работает за $O(\log(n))$ в среднем
- «Дерево» списков
 - Много лишних объектов
 - \Rightarrow постоянные cache miss-ы и нагружает GC
- И вообще это не хеш таблица

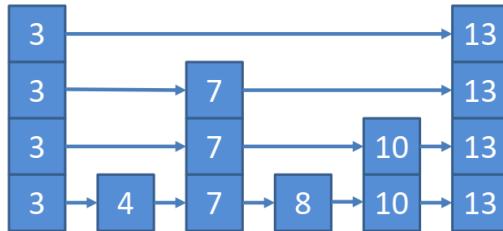


Рис. 25: Skip List

8.3 Потенциальные проблемы

- ConcurrentHashMap
 - Использует внутри блокировки \Rightarrow не lock-free⁵
 - Использует списки \Rightarrow cache miss-ы
- Много «лишних» объектов
- Постоянные cache miss-ы

8.4 NonBlockingHashMap

- Использует открытую адресацию
- Lock-free
 - Гарантирует, что система не стоит на месте даже при неудачном scheduling-e
 - Можно вставлять читать во время перехеширования

```
1 public T getInternal(long key) {  
2     int i = index(key);  
3     long k;  
4     int probes = 0;  
5     while ((k = keys.get(i)) != key) {  
6         if (k == NULL_KEY)  
7             return null;  
8         if (++probes >= MAX_PROBES)  
9             return null;  
10        if (i == 0)  
11            i = length;  
12        i--;  
13    }  
14    return values.get(i);  
15 }
```

⁵Это важно для высоконагруженных систем

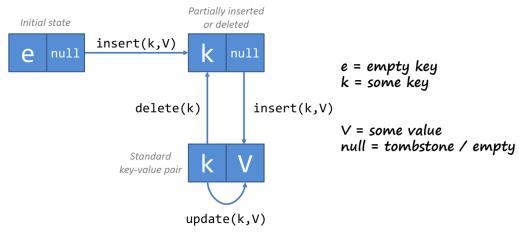


Рис. 26: Простая жизнь ячейки

8.4.1 Пара деталей

- Теория говорит, что размер таблицы должен быть простым числом, но так как операция взятия по модулю дорогая, то на практике используется степени двойки, для которых требуется только сдвиг
- В теории при поиске элемента лучше смотреть не на следующий элемент, но на практике наоборот, так как следующий уже скорее всего закэширован

8.5 MRSW хеш таблица (рисунок 26)

Увеличение в случае одного писателя:

- Создаем новую таблицу
- Копируем элементы
- Меняем ссылку на таблицу

8.6 MRMW хеш таблица

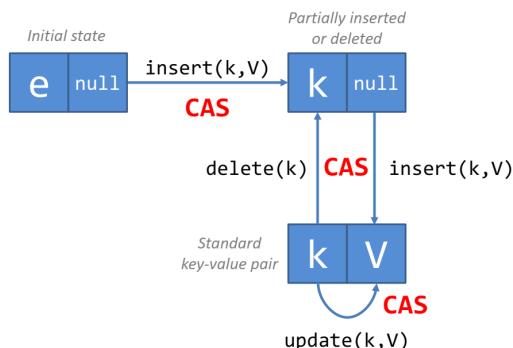


Рис. 27: Жизнь ячейки без переноса

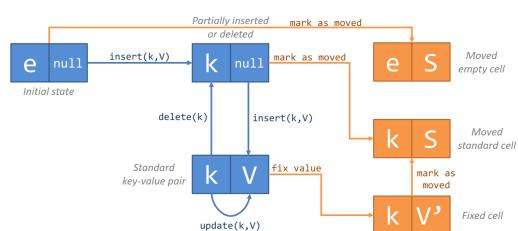


Рис. 28: Жизнь ячейки с переносом

8.6.1 Кооперация при переносе

- Переносить блоками по k элементов
- Переносом занимается один выделенный поток

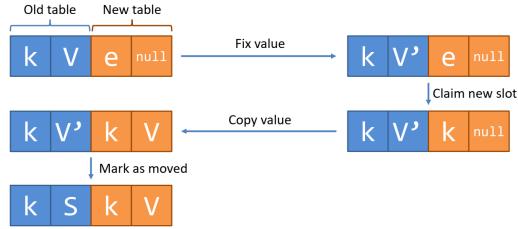


Рис. 29: Другой взгляд на перенос

9 CASN

9.1 Списки против массивов

- Список (рисунок 30)
 - $3 * N$ слов памяти (минимум) (рисунок 32)
 - при многопоточном использовании хватает одного CAS для добавления элемента (рисунок 34)
- Массив (рисунок 31)
 - $5 + N$ слов памяти (до $5 + 2 * N$ при x2 резерве) (рисунок 33)
 - Как минимум в два раз быстрее работает с памятью (обычно растет на попрядок) (при однопоточной работе)
 - Для добавления нужно CAS2 (для size и элемента) — эта операция не поддерживается на процессорах (рисунок 35)



Рис. 30: Список

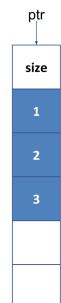


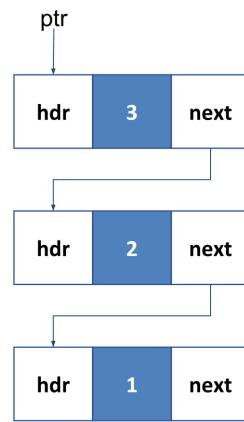
Рис. 31: Массив

9.2 CASn

```

1 class Ref<T>(initial: T) {
2     var _v = atomic<Any?>(initial)
3
4     var value: T

```



$3 \times N$ слов памяти

Рис. 32:

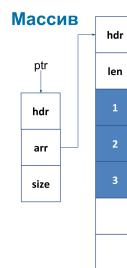


Рис. 33:

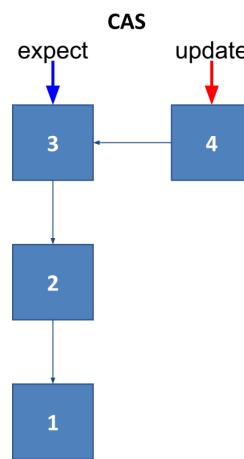


Рис. 34: Стек на списке

```

5     get() {
6         return _v as T //TODO
7     }
8
9     set(upd) {
10        this._v = upd //TODO
11    }
12 }
```

9.2.1 DCSS

1. Рисунок 36
2. Рисунок 37

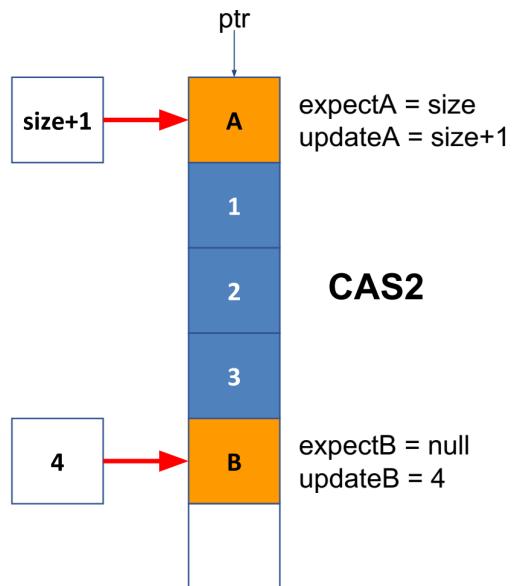


Рис. 35: Стек на массиве

3. Рисунок 38
4. Рисунок 39
5. Рисунок 40
6. Рисунок 41

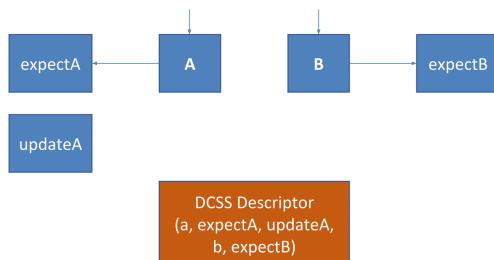


Рис. 36: init descriptor

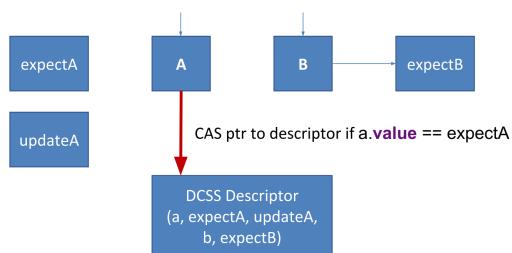


Рис. 37: prepare

Псевдокод

```

1 fun <A,B> dcss(
2     a: Ref<A>, expectA: A, updateA: A,
3     b: Ref<B>, expectB: B) =
4     atomic {
5         if (a.value == expectA && b.value == expectB) {

```

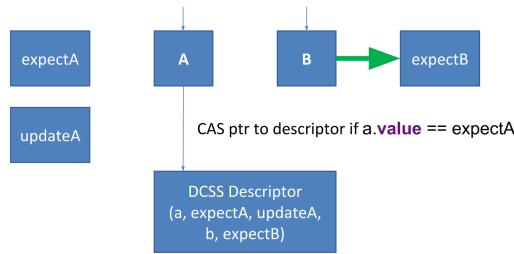


Рис. 38: read b.value

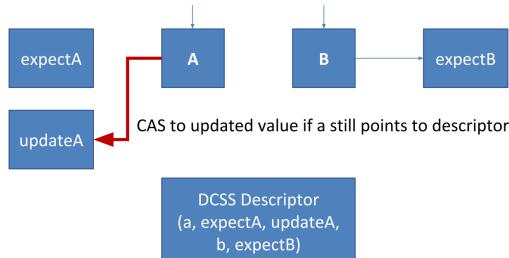


Рис. 39: complete when success

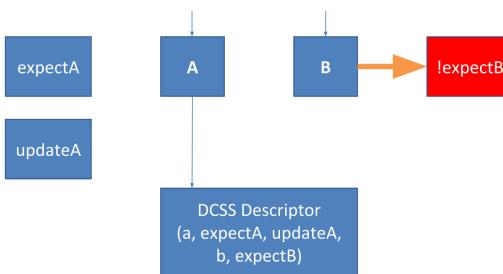


Рис. 40: complete (alternative)

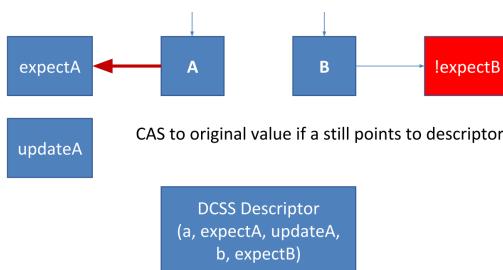


Рис. 41: compete when failed

```

6         a.value = updateA
7     }
8 }
```

9.3 Наблюдения и замечания

- complete работает без циклов

Реализует state machine которая идёт только вперёд

- Но есть циклы помохи другим потокам

Алгоритм lock-free

- Адреса A & B должны быть упорядочены

Либо может переполниться стек при помохи



Рис. 42: DCSS all

- Один из способов: Restricted DCSS (RDCSS)
А и В берутся из разных "регионов" (не пересекающихся)

9.4 Подход к реализации

```

1 abstract class Descriptor {
2     abstract fun complete()
3 }
4
5 class Ref<T>(initial : T) {
6     var _v = atomic<Any?>(initial)
7
8     var value: T
9         get() {
10         _v.loop{ cur ->
11             when(cur) {
12                 is Descriptor -> cur.complete()
13                 else -> return cur
14             }
15         }
16     }
17
18     set(upd) {
19         _v.loop{ cur ->
20             when(cur) {
21                 is Descriptor -> cur.complete()
22                 else -> if (_v.compareAndSet(cur, upd))
23                     return
24             }
25         }
26     }
27 }
28
29 class RDCSSDescriptor<A, B>(val a: Ref<A>, val expectA: A, val updateA: A, val b: Ref<B>,
30     override fun complete() {
31         val update = if (b.value == expectB) updateA else expectA
32         a._v.compareAndSet(this, update)
33     }
34 }
```

9.5 DCSS Mod

1. Рисунок 43

2. Рисунок 44
3. Рисунок 45
4. Рисунок 46
5. Рисунок 47

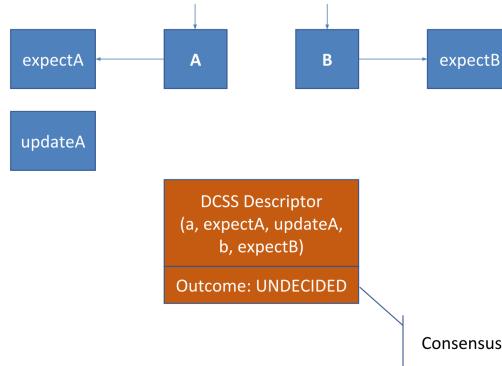


Рис. 43: init state

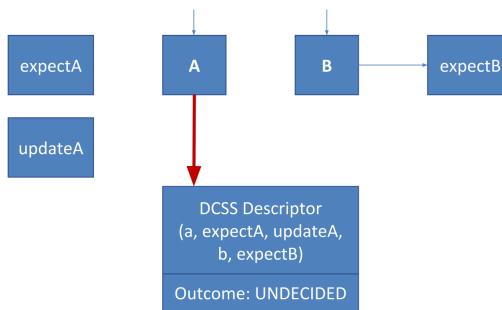


Рис. 44: prepare

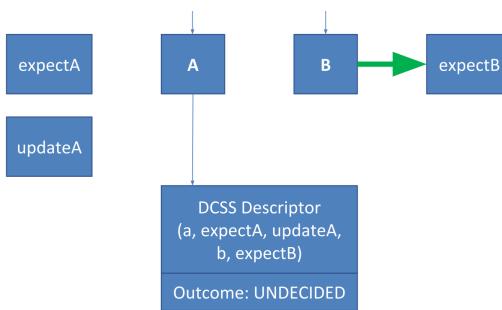


Рис. 45: read b.value

9.6 CASN

9.6.1 Псевдокод CAS2

```

1 fun <A,B> cas2 (a: Ref<A>, expectA: A, updateA: A, b: Ref<B>, expectB: B, updateB: B): Bool
2   if (a.value == expectA && b.value == expectB) {
3     a.value = updateA
4     b.value = updateB
5     true
6   } else {
7     false
  
```

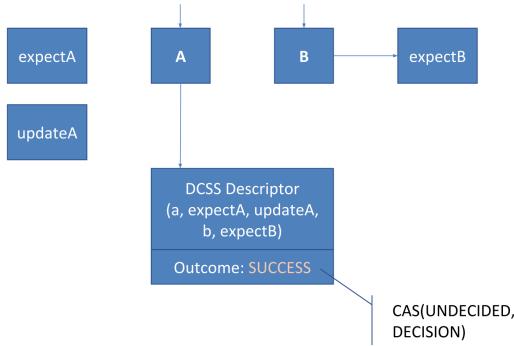


Рис. 46: reach consensus

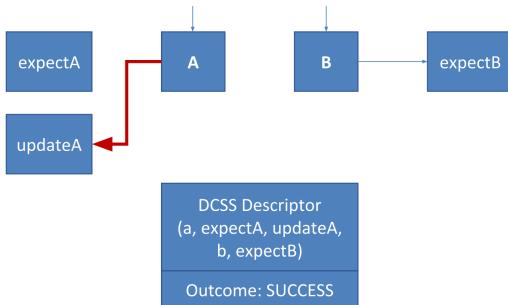


Рис. 47: complete

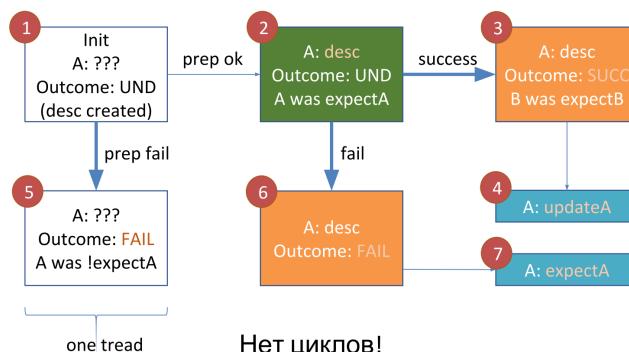


Рис. 48: all states

```
8      }
9 }
```

1. Рисунок 49
2. Рисунок 50
3. Рисунок 51
4. Рисунок 52
5. Рисунок 53
6. Рисунок 54

10 Мониторы и ожидание

10.1 Объекты как функции

- Операция над объектом как функция $f(S, P) = (S', R)$

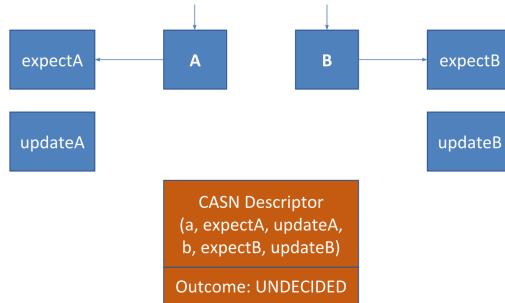


Рис. 49: init descriptor

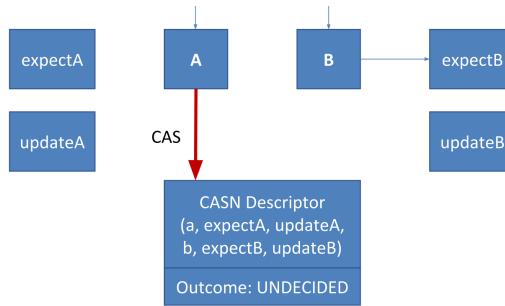


Рис. 50: prepare(1)

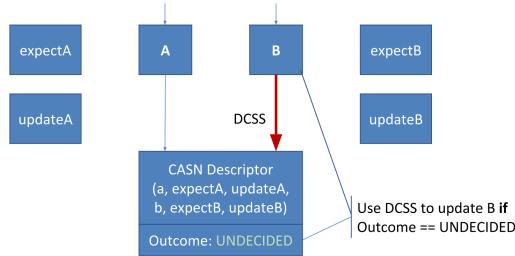


Рис. 51: prepare(2)

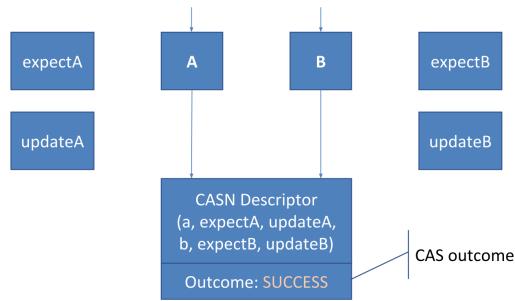


Рис. 52: decide

- Ранее операции были **всюду определены** на паре (S, P)
 - Если операцию нельзя выполнить, то результат — ошибка или исключение
- В общем случае операции могут быть **частично определены** на множестве пар (S, P)
 - Операция не может завершиться и *ждёт*

10.2 Очередь ограниченного размера с ожиданием

- Обычные операции
 - **size()**: int — узнать текущий размер

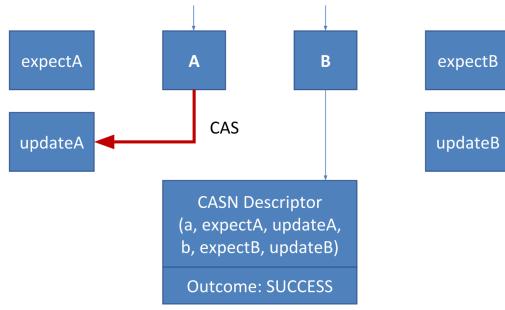


Рис. 53: complete(1)

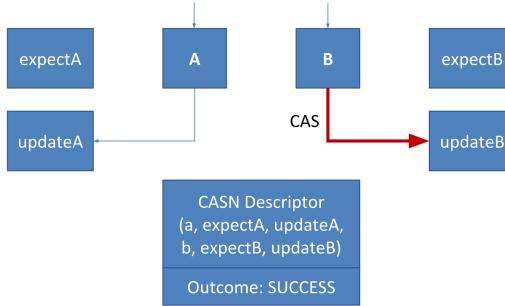


Рис. 54: complete(2)

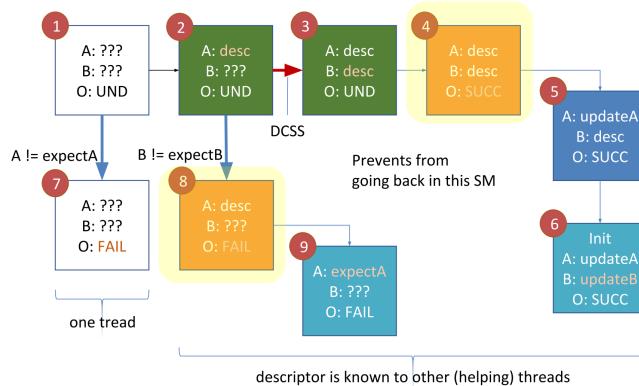


Рис. 55: all states

- **offer(item): Boolean** — вернет **false** если свободного места нет
- **poll(): item?** — вернёт **null** если очередь пуста

- Операции с ожиданием

- **put(item)** — положить элемент в очередь если есть свободное место (иначе ждёт, в этом состоянии операция не определена)
- **take(): item** — взять элемент из очереди если она не пуста (иначе ждёт)

10.3 Лианеризуемость операций с ожиданием

- Расширим понятие исполнения

- Есть событие вызова $inv(A)$
- Но не обязательен ответ $resp(A)$

*

Определение. A это **незавершенная операция**, если нет $resp(A)$

*

Определение. $inv(A)$ — это **незавершенный вызов**

-

Определение. Исполнение лианеризуемо

- Если для незавершенных операций можно
 - * Либо добавить ответы
 - * Либо выкинуть их из исполнения
- Чтобы получилось допустимое последовательное исполнение: $inv(A_1) \rightarrow reps(A_1) \rightarrow inv(A_2) \rightarrow resp(A_2) \dots$

Рисунки 56 и 57

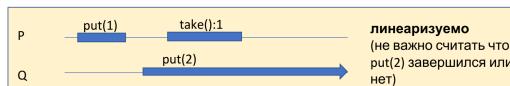


Рис. 56: Лианеризуемое исполнение

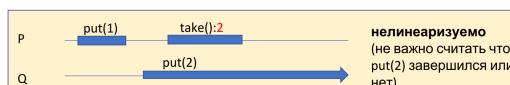


Рис. 57: Нелианеризуемое исполнение

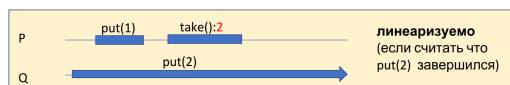


Рис. 58:

Но если очередь может содержать только один элемент, то

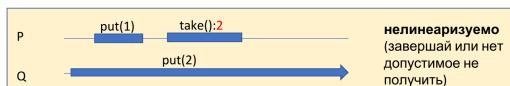


Рис. 59:

10.4 Реализация через монитор

Monitor = mutex + conditional variables

- Взаимное исключение для защиты данных от одновременного изменения
- Условные переменные для ожидания
- Мониторы придуманы Энтони Хоар (1974) (поэтому они также называются "Hoare monitors")

10.5 Монитор в Java

- В Java каждый объект имеет монитор с *одной* условной переменной
 - **synchronized**
 - * **monitorenter** (lock)
 - * **monitorexit** (unlock)
 - **wait**, **notify**, **notifyAll** — для работы с условной переменной

В некоторых системах `wait()` реализован как хэш-таблица, при чем при коллизии кого-нибудь разбудим. Поэтому ждать нужно в цикле, чтобы каждый раз проверять условие.

`Wait()` и `notify()` можно использовать только внутри критической секции (в `synchronized`)

Так как в мониторе только одна условная переменная, то, если у нас есть потоки ожидающие разных событий, то мы не можем использовать метод `notify()`, так как мы можем разбудить не тот поток и, поэтому тоже `wait` надо использовать в цикле.

10.6 Циклическая очередь с ожиданием на массиве

```
1 public class BlockingQueue<T> {  
2     private final T[] items;  
3     private final int n;  
4     private int head;  
5     private int tail;  
6 }
```

10.6.1 size()

Используем грубую синхронизацию через встроенный в Java объекты монитор

```
1 private synchronized int size() {  
2     return (tail - head + ) % n;  
3 }
```

10.6.2 Неждущий poll()

```
1 public synchronized T poll() {  
2     if (head == tail) return null;  
3     T result = items[head];  
4     items[head] = null;  
5     if ((tail + 1) % n == head) notifyAll();  
6     head = (head + 1) % n;  
7     return result;  
8 }
```

10.6.3 Ждущий take()

```
1 public synchronized T take() throws InterruptedException {  
2     while (head == tail) wait();  
3     T result = items[head];  
4     items[head] = null;  
5     if ((tail + 1) % n == head) notifyAll();  
6     head = (head + 1) % n;  
7     return result;  
8 }
```

10.6.4 Неждущий offer()

```
1 public synchronized boolean offer(T item) {  
2     int next = (tail + 1) % n;  
3     if (next == head) return false;  
4     items[tail] = item;  
5     if (tail == head) notifyAll();  
6     tail = next;  
7     return true;  
8 }
```

10.6.5 Ждущий put()

```
1 public synchronized void put(T item) throws InterruptedException {  
2     while (true) {  
3         int next = (tail + 1) % n;  
4         if (next == head) {  
5             wait();  
6         } else {  
7             items[tail] = item;  
8             if (tail == head) notifyAll();  
9             tail = next;  
10            return;  
11        }  
12    }  
13 }
```

```

6         continue;
7     }
8     items[ tail ] = item;
9     if ( tail == head ) notifyAll();
10    tail = next;
11    return;
12  }
13 }

```

10.7 `notify()` vs `notifyAll()`

Если бы для каждого условия была своя отдельная переменная, то можно использовать `notify()`.

10.8 `ReentrantLock`

- В пакете `java.util.concurrent` есть интерфейс `Lock`
 - С методами `lock`, `unlock`, `newCondition`
 - И `ReentrantLock` — его реализация
 - Интерфейс `Condition` для условных переменных с методами `await`, `signal`, `signalAll`
 - Можем завести отдельную переменную для каждого условия

```

1 private final Lock lock = new ReentrantLock();
2 private final Condition notFull = lock.newCondition();
3 private final Condition notEmpty = lock.newCondition();

```

Но даже в этом случае мы не можем бездумно использовать `signal`

10.8.1 Проблематичный сценарий

- Рассмотрим такую последовательность операций (рисунок 60)
 1. Два `put` ждут `notFull`
 2. Пришёл `take`, сделал очередь неполной, послал `notFull`
 3. Но один из `put` не успел проснуться и взять `lock` по сигналу
 4. Пришёл ещё `take`. Очередь уже не полная, так что он не посыпает еще один сигнал `notFull`
- Итого: один `put` проснулся, а другой продолжает спать, хотя очередь уже не полна
- Вывод: в отличии от `notifyAll`/`signalAll` оптимизировать вызовы `notify`/`signal` нужно осторожно (в данном случае нельзя)

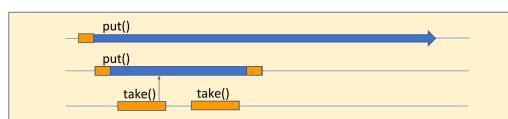


Рис. 60:

10.9 Подробней про `interrupt`

- У каждого потока есть `interrupted` флаг
 - Его ставит метод `Thread.interrupt`
 - Его проверяют методы `wait`, `await` и тому подобное
 - В случае обнаружения выставленного флага эти методы
 - * Прекращают ждать
 - * Сбрасывают флаг

* Кидают **InterruptedException**

- Это **кооперативный** способ прерывания заблокированных потоков
 - Не нужно знать что именно ждёт поток
 - Но не надейтесь, что это будет работать в случае использования сторонних библиотек

10.9.1 Ненужный **InterruptedException**

Если нужно реализовать метод, который ждёт но не выкидывает **InterruptedException**, то interrupted флаг надо перевыставить

```
1 public T takeOrNull() {  
2     try {  
3         return take();  
4     } catch (InterruptedException e) {  
5         Thread.currentThread().interrupt();  
6         return null;  
7     }  
8 }
```

10.10 Поток обрабатывающий очередь

- Заводим свой флаг сигнализирующий, что поток надо остановить
 - В отличие от флага interrupted нет риска, что какой-то сторонний метод его случайно сбросит
- Метод **run** выходит в случае прерывания
 - Флаг interrupted перевыставлять не надо

```
1 public class DoSomething<T> extends Thread {  
2     private final BlockingQueue<T> queue;  
3     private volatile boolean closed;  
4  
5     public void close() {  
6         closed = true;  
7         interrupt();  
8     }  
9  
10    @Override  
11    public void run() {  
12        try {  
13            while (!closed) {  
14                T item = queue.take();  
15                doSomething(item);  
16            }  
17        } catch (InterruptedException e) {  
18            //ignore exception  
19        }  
20    }  
21 }
```

10.11 Ожидание без блокировки

Пример: обновляемое значение

- Почти очередь на один элемент
- Операции

- **update(item)** — обновить текущее значение
- **remove():item?** — забрать и сбросить текущее значение
- **take():item** — ждёт пока новое значение появится

10.11.1 Реализация с блокировкой

```

1 class DataHolder<T> {
2     private var value: T? = null
3     private val lock = ReentrantLock()
4     private val updated = lock.newCondition()
5
6     fun update(item: T) = lock.withLock {
7         value = item
8         updated.signal()
9     }
10
11    fun remove(): T? = lock.withLock {
12        value.also { value = null }
13    }
14
15    fun take(): T = lock.withLock {
16        while (value == null) updated.await()
17        value!!.also { value = null }
18    }
19 }
```

10.11.2 Реализация без блокировок

```

1 class DataHolder<T> {
2     private val v = atomic<T?>(null)
3
4     fun update(item: T) {
5         v.value = item // volatile write
6         LockSupport.unpark()
7     }
8
9     fun remove(): T? {
10        v.loop { cur ->
11            if (cur == null) return null
12            if (v.compareAndSet(cur, null)) return cur
13        }
14    }
15 }
```

Ожидание без блокировки (park()) Здесь важен порядок: обновить → разбудить (**unpark()**)

```

1 class TakerThread<T>: Thread() {
2     // ...
3
4     fun take(): T {
5         assert(Thread.currentThread() == this)
6         v.loop { cur ->
7             if (cur == null) {
8                 LockSupport.park()
9                 if (interrupted()) {
10                     throw InterruptedException()
11                 }
12             return@loop // continue
13         }
14     }
15 }
```

```

13         }
14         if (c.v.compareAndSet(cur, null)) return cur
15     }
16 }
17 }
```



Рис. 61: Магия park/unpark

10.12 Ожидание из многих потоков

- Нужна очередь ждущих потоков
 - Нетривиально написать
- Возьмём готовую
- **java.util.concurrent.lock.AbstractQueuedSynchronizer** (рисунки 62 и 63)
 - **ReentrantLock**
 - **ReentrantReadWriteLock**
 - **Semaphore**
 - **CountDownLatch**

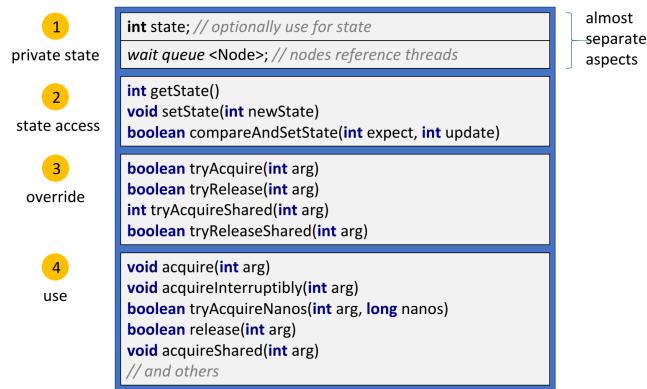


Рис. 62: Анатомия AbstractQueuedSynchronizer(1)

10.12.1 Пишем свой внутренний синхронайзер

```

1 inner class Sync: AbstractSynchronizer() {
2     override fun tryAcquire(arg: Int): Boolean {
3         val cur = v.value ?: return false
4         if (!v.compareAndSet(cur, null)) return false
5         // need to return value there
```

```

public final void acquireInterruptibly(int arg)
    throws InterruptedException {
    if (Thread.interrupted())
        throw new InterruptedException();
    if (!tryAcquire(arg))
        doAcquireInterruptibly(arg); ← 2 adds to
}                                             wait queue

public final boolean release(int arg) {
    if (tryRelease(arg)) {
        Node h = head;
        if (h != null && h.waitStatus != 0)
            unparkSuccessor(h); ← 4 unlink from
        return true;
    }
    return false;
}

```

Рис. 63: Анатомия AbstractQueuedSynchronizer(2)

```

6     results[arg] = cur
7     return true
8 }
9
10 //always "release" —— wake up next thread
11 override fun tryRelease(arg: Int): Boolean = true
12 }

```

10.12.2 Используем его

```

1 private val sync = Sync()
2
3 fun update(item: T) {
4     v.value = item
5     sync.release(0) //send signal
6 }
7
8 fun take(): T {
9     val arg = reserveResultSlot()
10    sync.acquireInterruptibly(arg) //wait inner
11    //recheck for not lost unpark
12    if (v.value != null) sync.release(0)
13    return releaseResultSlot(arg)
14 }

```

10.12.3 Улучшаем производительность

- Идея будить поток только когда обновляем: **null** → значение
- Не работает очень тонким образом (рисунок 64)

Из-за **update** параллельный **tryAcquire** может обламаться на CAS и запарковаться, но так как мы больше не вызываем **release**, то никто его больше не разбудит

```

1 fun update(item: T) {
2     T old = v.getAndSet(item)
3     if (old == null) sync.release(0)
4 }

```

Исправляем tryAcquire Используем цикл и повторяем, если CAS упал

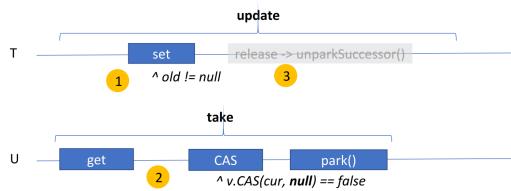


Рис. 64: Fail

```

1 override fun tryAcquire(arg: Int): Boolean {
2     while(true) {
3         val cur = v.value ?: return false
4         if (!v.compareAndSet(cur, null)) continue
5         results[arg] = cur
6         return true
7     }
8 }
```

11 Железо и спин-локи

Так как у каждого ядра есть кэш, то он читает значение не из глобальной памяти, а из кэша, что ломает нам многопоточность. Решение - протокол MESI

11.1 Backoff

`delay()` - рандомизированный, т.к. если несколько потоков ломанулись в блокировку и одному повезло, то он может очень быстро выполнить операцию и без делэя все остальные потоки снова ломанутся, это будет плохо, а если будет рандомизированный делэй, то кому-то из потоков повезет и он будет маленькое количество времени спать, и быстро схватит блокировку. Это очень важно, если у нас короткая блокировка.

Но этот алгоритм был нечестным, так как поток мог прийти последним и получить блокировку первым.

Напишем алгоритм с fist-come-first-served : CLH Lock

Isolation - пока транзакция работает, другие не должны видеть несогласованный результат Consistency - струдники не исчезают