Конспект по курсу Паралелльное программирование [1]

Александра Лисицына [2]

3 января 2019 г.

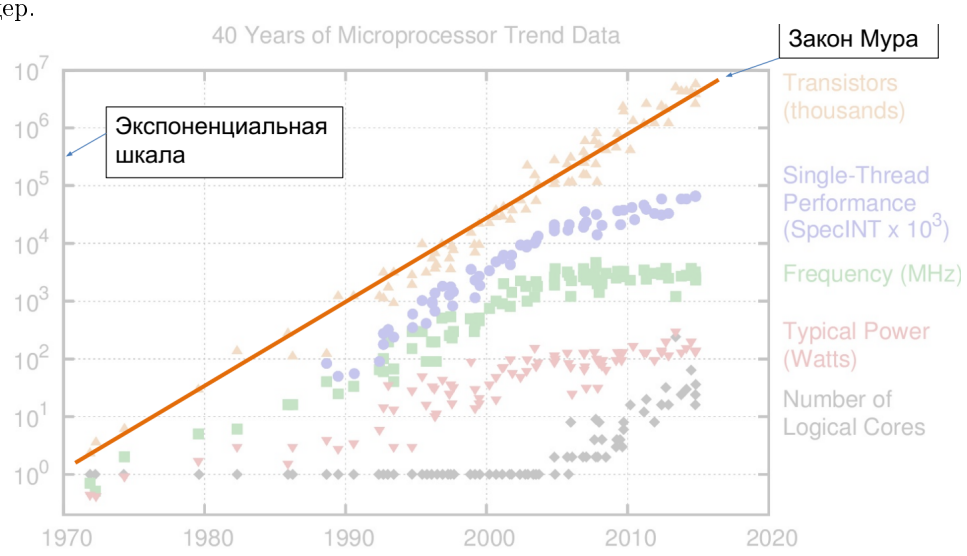
[1] Читаемый Романом Елизаровым Никитой Ковалем в 2018-2019 годах
[2] Студентка группы М3334

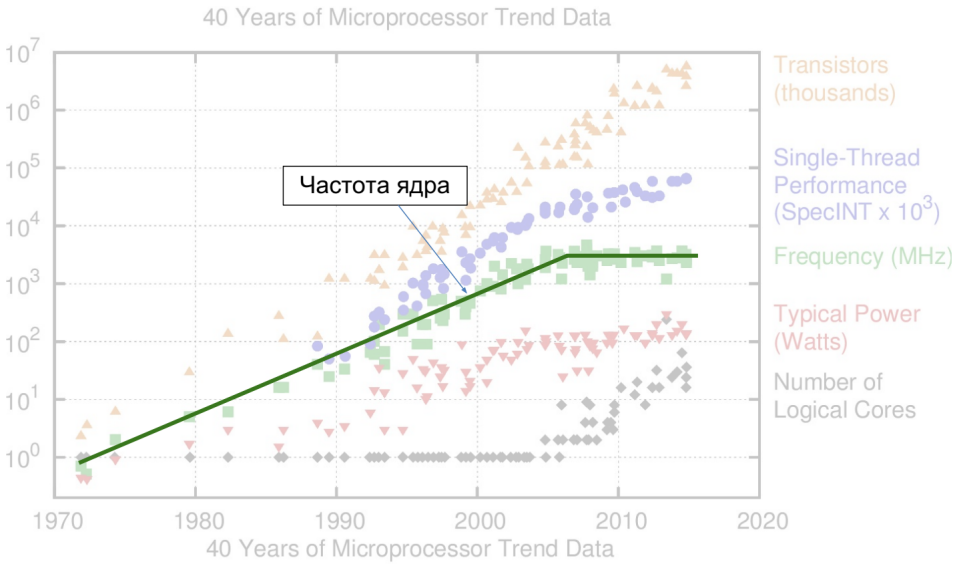
Содержание

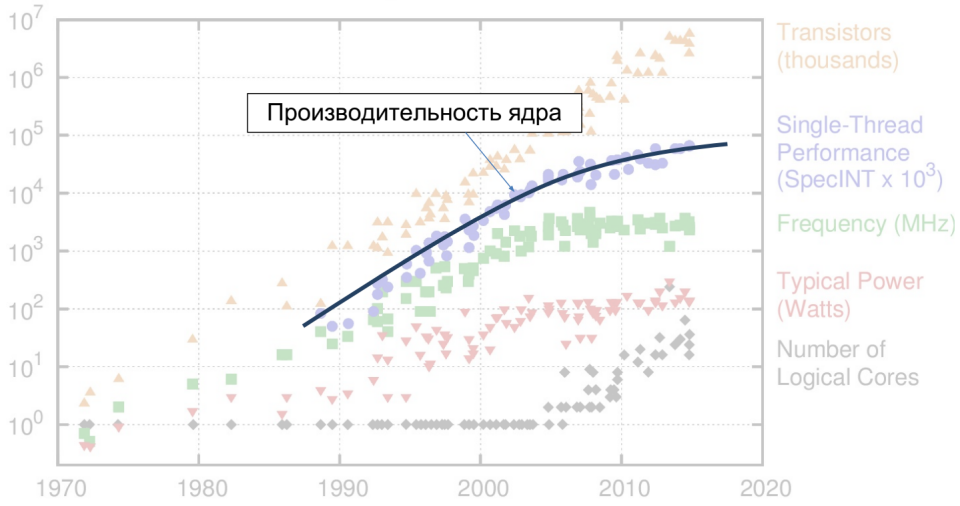
1 Intoduction

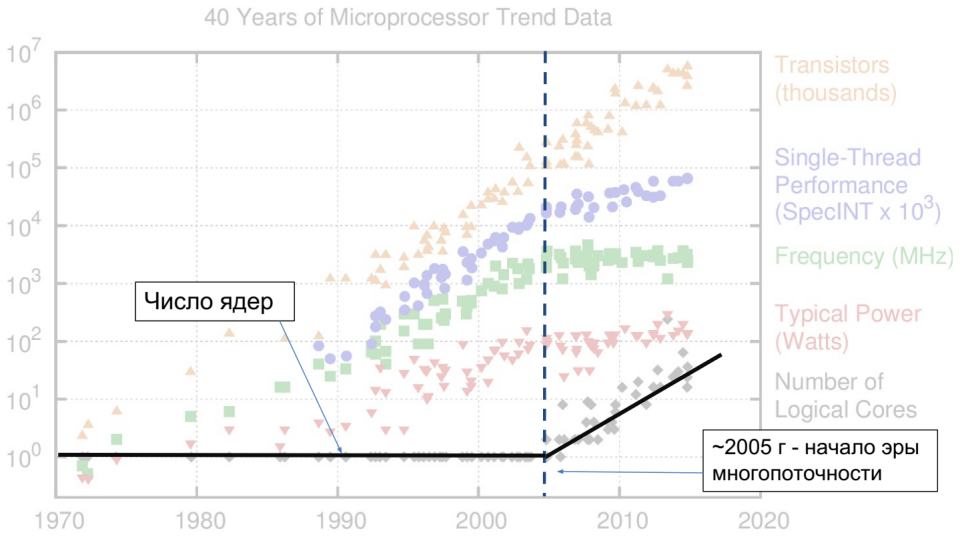
1.1 Закон Мура

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 $N \to \infty$ и равно $1/(1-P)$

P	S
60%	2.5
95%	20
99%	100

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 исполнение[1]
  - Внеочередное исполнение
  - Переименование регистров[2]
  - Спекулятивное исполнение[3]
  - Предсказание переходов
- Длинное машинное слово (VLIW[4])
- Векторизация (SIMD)

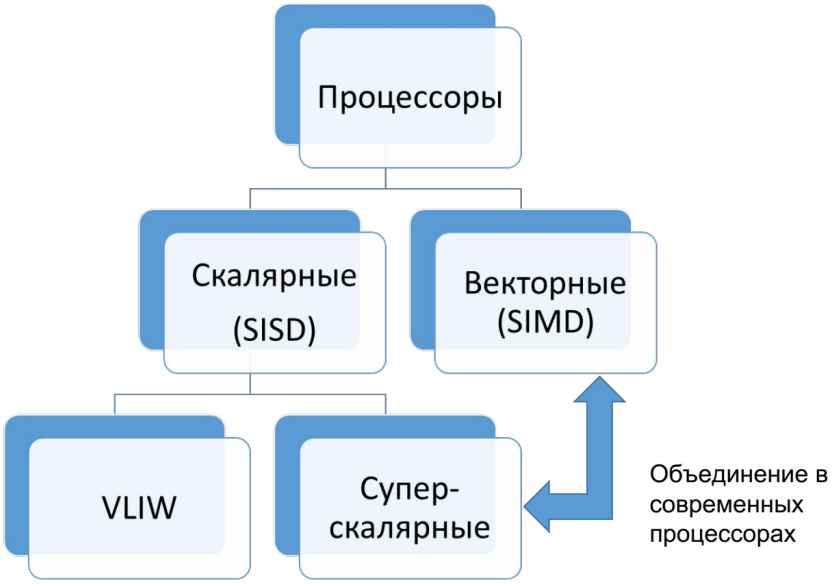


Рис. 1:

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

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

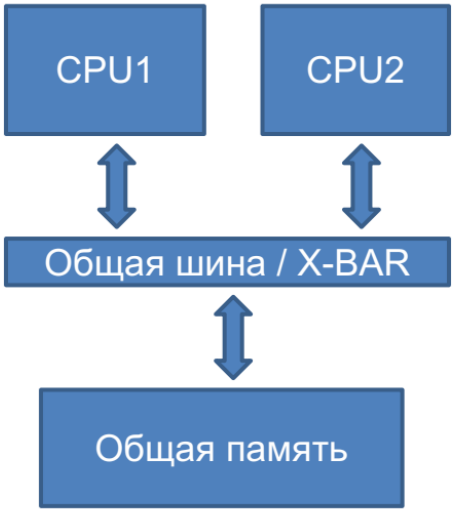


Рис. 2: SMP

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

[0] Instuction Level Parallelism
[1] Несколько операций за такт
[2] Чтобы не возникало ложной зависимости по регистрам
[3] Начинает выполнять одну из веток перехода, пытаясь ее предсказать
[4] Very Long Instuction Word
[4] Symmetric Multiprocessing
[4] Simultaneous Multithreading
[4] Non-uniform memory access

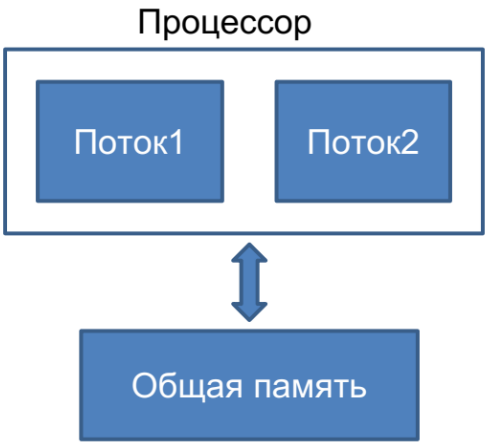


Рис. 3: SMT

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

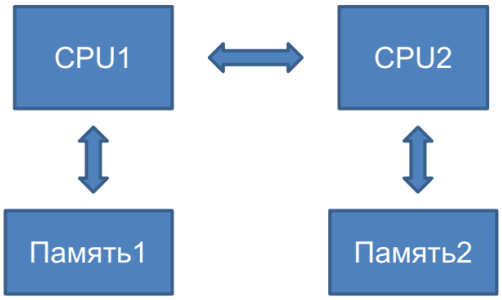


Рис. 4: NUMA

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 многозадчности
  - 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)

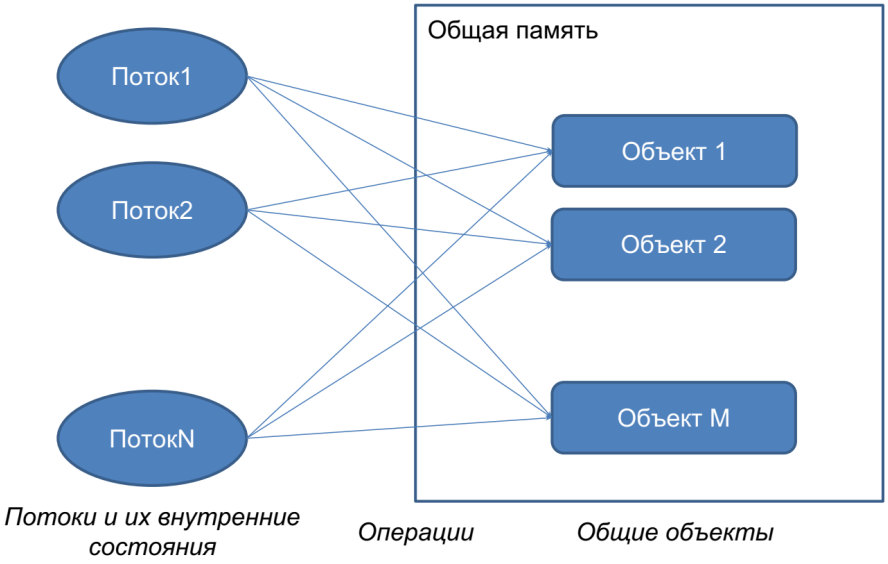


Рис. 5: Модель с общими объектами (общей памятью)

1.6.2 Общие объекты

- Потоки выполняют операции над общими, разделемыми объектами
- В этой моделе не важны операции внутри потоков
- Важна только коммуникация между потоками
- В этой моделе 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 недетеминированным 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 фактичекого 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 многопотчного 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
```

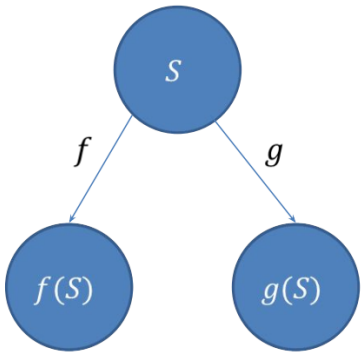


Рис. 6:

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 исполнеия 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

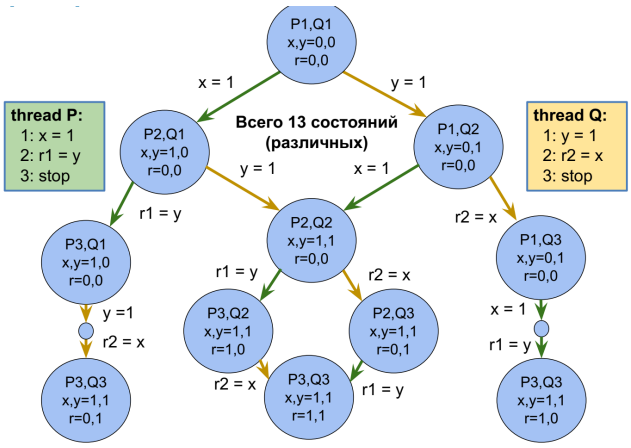


Рис. 7:

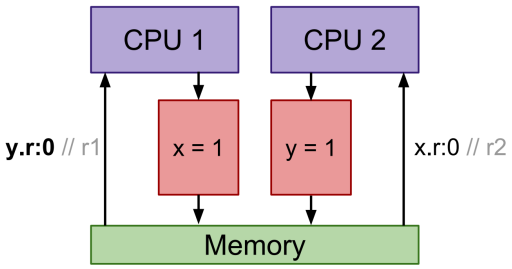


Рис. 8:

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

Модель чередования не параллельна

На самом деле в настоящих процессорах операции чтения и записи не мгновенные. Они происходят паралелльно 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 распространется 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 событиях.
  - 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 $a \to b$), если свет от точки пространства–времени a успевает дойти до точки пространства–времени b.
  - Это отношение частичного пордка на событиях

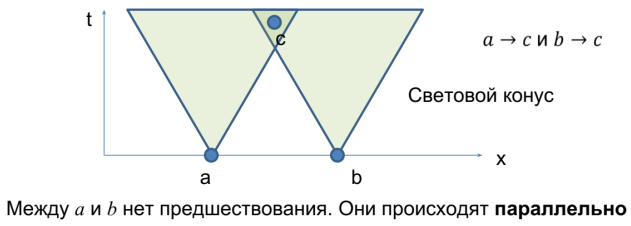


Рис. 9:

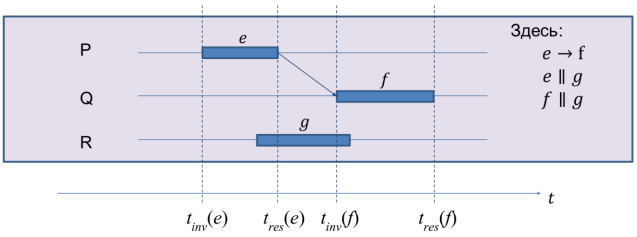


Рис. 10: Модель глобального времени

3.2 Модель «произошло до» (happens before)

- Впервые введена Л. Лампортом в 1978 году.
- Исполнение системы — это пара $(H, \to_H)$
  - H — это множество операций $e, f, g, \ldots$ (чтение и запись ячеек памяти и т. п.) произошедших во время исполнения
  - $\to_H$ — это транзитивное, антирефлексивное, ассимметричное отношение (частичный строгий порядок) на множестве операций
  - $e \to_H f$ 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 $e \not\to f \wedge f \not\to e$.
- Система — это набор всех возможных исполнений системы
- Говорим, что «система имеет свойство P», если каждое исполнение системы имеет свойство P.

3.3 Модель глобального времени

В этой моделе 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

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

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
  - Анализируютя 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

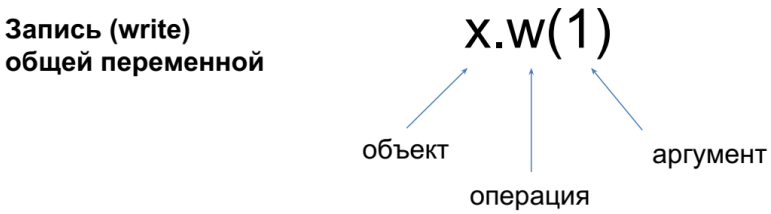


Рис. 11: Запись

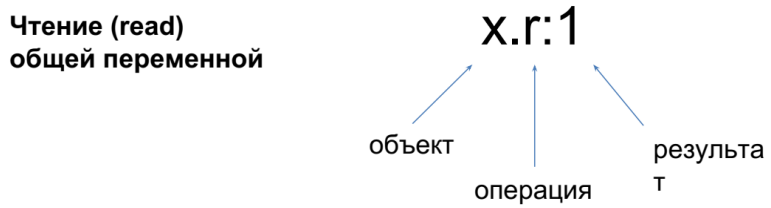


Рис. 12: Чтение

3.6.2 Последовательное исполнение

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

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

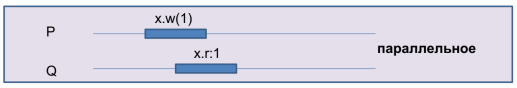


Рис. 14: Параллельное исполнение

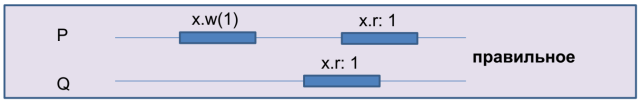


Рис. 15: Правильное исполнение

Определение. *Если две конфликтующие операции произошли параллельно, то такая ситуация называется гонка 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 множестов 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* ***пргограммным 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 е обязательно является последовательным.

3.6.6 Последовательная спецификация объекта

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

3.6.7 Допустимое последовательное исполнение

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

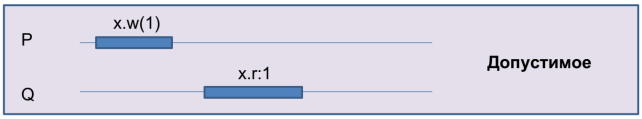


Рис. 16: Допустимое исполнение

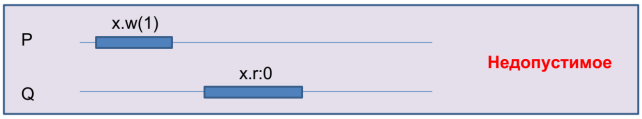


Рис. 17: Недопустимое исполнение

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 согласованно**, если ему можно сопоставить эквивалентное ему допустимое исполнение, сохраняющее его программный порядок (рисунок 18).*

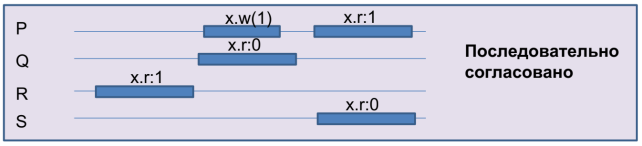


Рис. 18: Последовательно согласованно

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

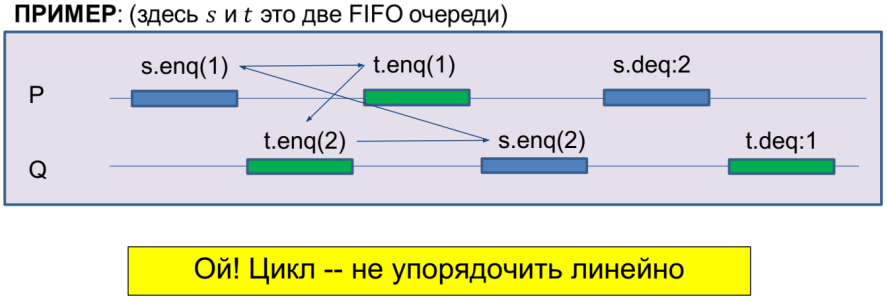


Рис. 19:

Модель памяти языков программрования 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

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

- 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

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

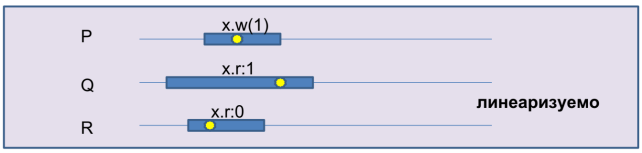


Рис. 20: Лианеризуемость

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 Применительо к Java

- Все операции над volatile полями в Java, согласно JMM, являются операциями синхронизации, которые всегда линейно–упорядочены в любом исполнении и соглосованы 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 синхронизированна, 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, $\to_G$, inv, res)
  - H — это множество операций ($\forall e \in H : e \subset G$)
  - G — это множество событий
  - $\to_G$ — отношение «произошло до» на событиях из G.
  - inv, res — фукции из H в G, такие что:

$$\forall e \in H : inv(e) \to_G res(e)$$

$$\forall e \in H, g \in e, g \neq inv(e), g \neq res(e) : inv(e) \to_G g \to_G res(e)$$

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 C и атомарных регистров можно реализовать консенсусный протокол без ожидания с помощью детерминированного алгоритма для N потоков (и не больше), то говорят, что у класса C 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 проткол 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

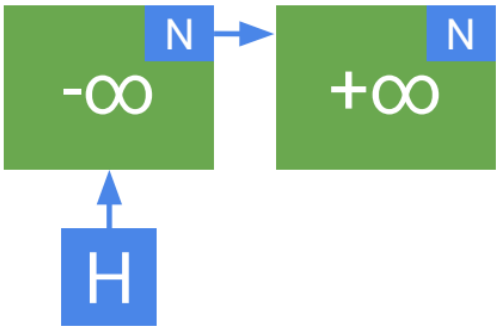


Рис. 22: Пустой список

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 взникнет NullPointerException или список просто разорвется

7.2 Грубая синхронизация

- Coarse-grained locking
- Используем общую блокировку для всех операций
- $\Rightarrow$ обеспечиваем последовательное исполнение
- В Java для этого можно использовать synchronized и java.utils.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 $\Rightarrow$ атомарно
- $\forall k$: операции с ключем k лианеризуемы $\Rightarrow$ всё исполнение лианеризуемо
- Операции с ключем 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. Проверит инвариант $cur.N = next$
4. Проверить, что cur не удалён
5. Выполнить операцию
6. При любой ошибке начать занаво

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 над 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 блокиовку 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)

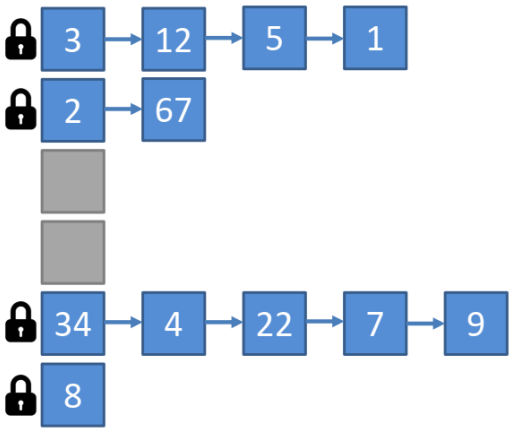


Рис. 23: Simple ConcureentHashMap

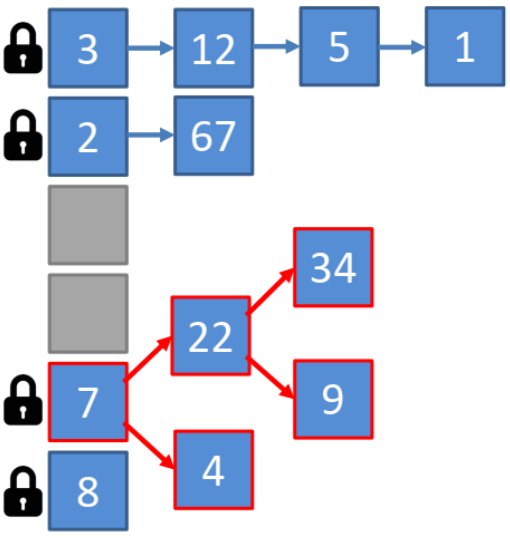


Рис. 24: ConcurrentHashMap with tree

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

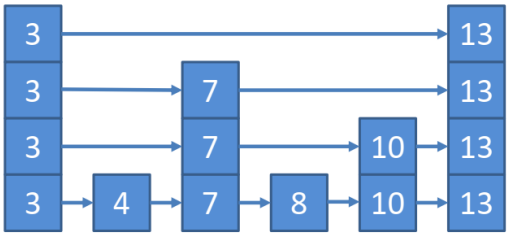


Рис. 25: Skip List

8.3 Потенциальные проблемы

- ConcurrentHashMap
  - Использует внутри блокировки $\Rightarrow$ не lock-free[5]
  - 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-е
  - 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 }
```

[5]Это важно для высоконагруженных систем

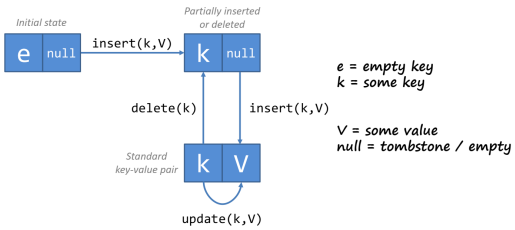


Рис. 26: Простая жизнь ячейки

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:

1. Создаем новую таблицу
2. Копируем элементы
3. Меняем ссылку на таблицу

8.6 MRMW хеш таблица

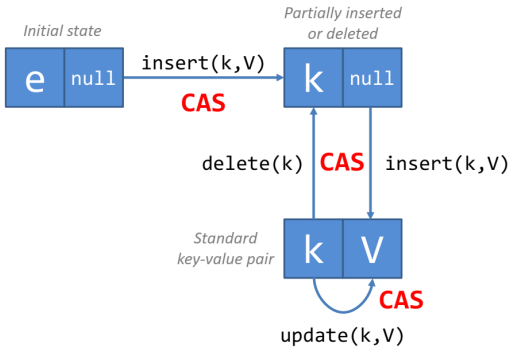


Рис. 27: Жизнь ячейки без переноса

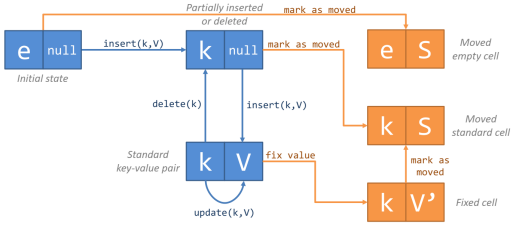


Рис. 28: Жизнь ячейки с переносом

8.6.1 Кооперация при переносе

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

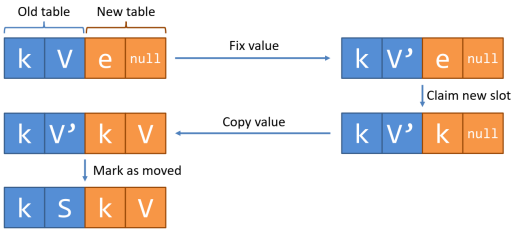


Рис. 29: Другой взгляд на перенос

9 CASN

9.1 Списки против массивов

- Список
  - $3 * N$ слов памяти (минимум)
  - при многопотном использовании хватает одного CAS для добавления элемента
- Массив
  - $5 + N$ слов памяти (до $5 + 2 * N$ при x2 резерве)
  - 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

9.2 CASn

```
1 class Ref<T>(intial: T) {
2     var _v
3     \\...
```

9.2.1 DCSS

```
1 fun <A,B> dcss(
2       a: Ref
```

9.3 Наблюдения и замечания

9.4 Подход к реализации

10 Мониторы и ожидание

10.1 Объекты как функции

- Операция над объектом как функция
- Ранее опеарции были всюду определены на паре (S, P)

10.2 Очередь ограниченного размера с ожиданием

10.3 Лианеризуемость операций с ожиданием

- Расширим понятие исполнения
  - Есть событие вызова inv(A)
  - Но не обязателен ответ resp(A)
    - **Определение.** *A это* ***незавершенная*** *операция, если нет resp(A)*

10.4 Реализация через монитор

Monitor = mutex + conditional variables

-

10.5 Монитор в Java

В Java каждый объект имеет монитор с одной условной переменной

В некотрых сстемах wait() реализован как хэш-таблица, при чем при коллизии кого-нибудь разбудим.

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.

10.6 ReentrantLock

10.7 Подробней про interrupt

10.8 Ожидание без блокировки

11 Железо и спин-локи

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

11.1 Backoff

delay() - рандомизированный, т.к. если если несколько потоков ломанулись в блокировку и одному повезло, то он иожет очень быстро выполнить операцию и без делэя все остальные потоки снова ломанутся, это будет плохо, а если будет рандомищированный 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, дригие не должны видеть несогласованный результат Consistency - струдники не исчезают