

Многоядерные структуры и поиск

Первунецких Еремей

18 ноября 2025 г.

Целью данного мероприятия является возможность заинтересовать людей в изучении многоядерных структур данных. Я постарался собрать всё, что мне было бы нужно услышать в первую очередь, прежде чем писать свои первые проекты, а также добавил немного того, что выходит за рамки обычного курса многопоточного программирования и затрагивает недавние идеи, созданные в этой области.

Итоговая задача

В конечном итоге мы хотели бы написать WAIT-FREE сбалансированное дерево, которое будет способно быстро обрабатывать запросы, не ломаться в случаях аварийных завершений и разумно работать с оперативной памятью.

Лекция первая

1 Многопоточное исполнение

Процессом исполнения называется последовательный запуск инструкций, который в любой момент может быть прерван планировщиком системы и возобновлён через некоторое время. За данный промежуток состояние системы может кардинально измениться в пределах используемых функций. Единственным способом сделать какое-либо действие *атомарно* - использовать специальные инструкции процессора, которые в большинстве языков программирования сведены в отдельный тип и называются *atomic*.

Так или иначе ядро ОС предоставляет системные вызовы, которые предоставляют *блокирующий* механизм синхронизации - *mutex*. Он универсален и достаточно быстр и оптимален, если речь идёт об использовании других системных вызовов в этом же блоке кода. Но если заглянуть глубже в те механизмы, которые мы используем для обработки запросов, то оказывается, что его скорости мягко говоря недостаточно. В зависимости от того, какие механизмы синхронизации мы используем, появляется 4 основных вида гарантий работы приложения:

- Блокирующие

- LOCKED - мы верим, что программа завершится когда-нибудь, но мы не можем гарантировать, что система будет выполнять какие-либо действия, если каким-либо потокам будет дано управление

```
1  int memory = 0;
2  std::mutex lock_mutex;
3  int fetch_add() {
4      std::lock_guard<std::mutex> lock(lock_mutex); // mutex.lock();
5      int cur_memory = memory++;
6      // ~lock_guard<std::mutex>(lock)              // mutex.unlock();
7      return cur_memory;
8  }
```

- Неблокирующие

- OBSTRUCTION-FREE - мы гарантируем, что система будет продвигаться, если на пути одного потока не будет встречено никаких других. Иначе гарантии нет

```

1  int memory = 0;
2  std::atomic<bool> spin_lock{false};
3  int fetch_add() {
4      bool expected = false;
5      while (spin_lock.compare_exchange_weak(expected, true))
6          std::this_thread::yield();
7      int cur_memory = memory++;
8      spin_lock.store(false);
9      return cur_memory;
10 }

```

Данный пример НЕ является OBSTRUCTION-FREE, потому что система не будет продвигаться в случае выключения потоков в процессе работы. OBSTRUCTION-FREE являются методы, которые, например, сначала используют несколько CAS, и в случае отказа хотя бы одного выполняют операцию снова. Такая гарантия нужна, чтобы показать что процесс LOCK-FREE только в специфичных случаях.

- LOCK-FREE - мы гарантируем, что в целом система будет продвигаться в каждый момент времени, но нет гарантии, что та или иная операция будет завершена за конечное число шагов

```

1  std::atomic<int> memory{0};
2  int fetch_add() {
3      int cur_memory = memory.load();
4      while (!memory.compare_exchange_weak(cur_memory, cur_memory + 1)) {
5          cur_memory = memory.load();
6      }
7      return cur_memory;
8  }

```

- WAIT-FREE - самая сильная гарантия, мы уверены в том, что каждая операция будет завершена за конечное число шагов

```

1  std::atomic<int> memory{0};
2  int fetch_add() {
3      return memory.fetch_add(1);
4  }

```

В дальнейшем мы будем прибегать в общим приемам, которые эти гарантии предоставляют.

2 Особенности работы с памятью

У каждого потока есть своя локальная память, которую он может менять без опасений изменения другими потоками. Также у него есть доступ к общей памяти. Чтобы понять какие проблемы могут возникнуть при её изменении давайте представим следующие программы:

```

1  Object *ref;
2  void first() {
3      ref = new Object(A);
4      // the thread has stopped
5      if (ref != nullptr) {
6          // do smth with A
7      }
8  }

1  void second() {
2      if (ref != nullptr) delete ref;
3      ref = new Object(B);
4  }

```

Решением подобного рода проблем, связанных с удалением данных, является применение SMR(safe memory reclamation) алгоритмов (либо сборщика мусора для некоторых языков). Суть их очень проста - они сначала ждут завершения всех потоков, имеющих ссылку на удаляемый объект, и лишь затем осуществляют освобождение. Мы рассмотрим два из них, для начала поговорим о счётчике ссылок.

3 Счётчик ссылок

Первое решение, приходящее в голову - аккуратно подсчитывать количество ссылающихся на объект потоков, чтобы при достижении нуля начать освобождение. Давайте реализуем MUTEX-BASED подход

```
1 using ull = unsigned long long;
2 class ReferenceCounter {
3     ull counter = 1;
4     std::mutex lock_mutex;
5 public:
6     bool increment() {
7         std::lock_guard<std::mutex> lock(lock_mutex);
8         if (counter != 0) {
9             ++counter;
10            return true;
11        }
12        return false;
13    }
14    bool decrement() {
15        std::lock_guard<std::mutex> lock(lock_mutex);
16        if (counter == 0) return false;
17        if (--counter == 0) {
18            return true;
19        }
20        return false;
21    }
22    ull get_counter() {
23        std::lock_guard<std::mutex> lock(lock_mutex);
24        return counter;
25    }
26 };
```

Давайте его немного ускорим и превратим в LOCK-FREE

```
1 using ull = unsigned long long;
2 class ReferenceCounter {
3     std::atomic<ull> counter = 1;
4 public:
5     bool increment() {
6         ull cur_counter = counter.load();
7         while (cur_counter != 0 &&
8             !counter.compare_exchange_weak(cur_counter, cur_counter + 1)) {
9             cur_counter = counter.load();
10        }
11        return cur_counter != 0;
12    }
13    bool decrement() {
14        return counter.fetch_sub(1) == 1;
15    }
16    ull get_counter() {
17        return counter.load();
18    }
19 };
```

Заметим, что наше состояние всегда определено и на написание каждой операции мы не меняем функции. Но что здесь

```

1  using ull = unsigned long long;
2  class ReferenceCounter {
3      std::atomic<ull> counter = 1;
4      const ull zero_flag = (1ll << 63);
5  public:
6      bool increment() {
7          return ((counter.fetch_add(1) & zero_flag) == 0);
8      }
9      bool decrement() {
10         if (counter.fetch_sub(1) == 1) {
11             ull expected = 0;
12             if (counter.compare_exchange_strong(expected, zero_flag)) {
13                 return true;
14             }
15         }
16         return false;
17     }
18     ull get_counter() {
19         ull cur_counter = counter.load();
20         if (cur_counter & zero_flag) return 0;
21         if (cur_counter == 0) return 1;
22         return cur_counter;
23         // we will change this function to explain help approach
24     }
25 };

```

Мы можем представить, что операция *increment* будет вызвана после *fetch_sub(1)*, но до *compare_exchange*. Тогда состояние счетчика будет 0 и операция прибавления 1, будучи реально вызванной после *decrement*, изменит состояние до нуля, то есть по сути будет исполнена раньше. Нам необходимо будет определить что вообще значит порядок операций в терминах параллельного программирования, но для начала поговорим о простейшем применении данного счётчика.

3.1 Механизм COW для строк

Допустим мы хотим научиться сжимать создаваемую при копировании строк информацию, чего с помощью COW делать не стоит (более того его из-за некоторых причин удалили для строк в 11-ом стандарте C++). Тогда вместо обычного *basic_string* вида

```
1 class basic_string {
2     size_t size;
3     char *c_str;
4 public:
5     basic_string(const basic_string &other) {
6         size = other.size;
7         c_str = new char[ size ];
8         memcpy(c_str, other.c_str, size);
9     }
10 };
```

Будем при копировании лишь ссылаться на тот же *c_str*, не переписывая заново его содержимое. Если при изменении мы являемся исключительным владельцем данной строки, то тогда мы действительно поменяем данные. Иначе мы скопируем строку, как мы и хотели до этого.

```
1 class basic_string {
2     size_t size;
3     char *c_str;
4     ReferenceCounter *counter;
5 public:
6     basic_string(const basic_string &other) {
7         if (!other.counter->increment())
8             throw std::invalid_argument("");
9         size = other.size;
10        c_str = other.c_str;
11        counter = other.counter;
12    }
13    char& operator[](size_t index) {
14        if (counter->get_counter() > 1) {
15            char *new_c_str = new char[ size ];
16            memcpy(new_c_str, c_str, size);
17            if (counter->decrement()) {
18                delete c_str;
19            }
20            c_str = new_c_str;
21            counter = new ReferenceCounter();
22        }
23        return c_str[index];
24    }
25    ~basic_string() {
26        if (counter->decrement()) {
27            delete c_str;
28            delete counter;
29        }
30    }
31 };
```

3.2 Help подход и взаимопомощь

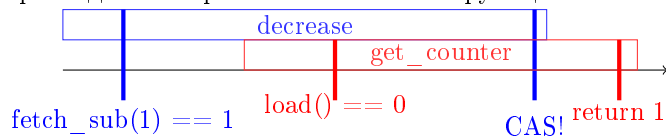
Чтобы добавить метод *get_counter* в *ReferenceCounter* давайте разберёмся с механизмом помощи. Пусть тот поток, который получил значение счётчика 1 при вызове *get_counter* поможет установить его в *zero_flag* и даст понять это потоку с вызванным *decrement*. В исходном материале, откуда было это всё взято есть дополнительная проверка на то, что только один поток из *decrement* смог бы поменять счётчик из состояния когда уже помогли и он ровно *zero_flag*. Эта проверка - *counter.exchange(zero_flag) & help_flag*. Она не необходима, но её труднее убрать чем добавить.

```
1 using ull = unsigned long long;
2 class ReferenceCounter {
3     std::atomic<ull> counter = 1;
4     const ull zero_flag = (1ll << 63);
5     const ull help_flag = (1ll << 62);
6 public:
7     bool increment() {
8         return ((counter.fetch_add(1) & zero_flag) == 0);
9     }
10    bool decrement() {
11        if (counter.fetch_sub(1) == 1) {
12            ull expected = 0;
13            if (counter.compare_exchange_strong(expected, zero_flag)) {
14                return true;
15            } else if ((expected & help_flag) &&
16                (counter.exchange(zero_flag) & help_flag)) {
17                return true;
18            }
19        }
20        return false;
21    }
22    ull get_counter() {
23        ull cur_counter = counter.load();
24        if (cur_counter == 0 &&
25            counter.compare_exchange_strong(cur_counter, zero_flag | help_flag)) {
26            return 0;
27        }
28        if (cur_counter & zero_flag) {
29            return 0;
30        }
31        return cur_counter;
32    }
33 };
```

Заметьте как получается использовать время другого потока, потраченное на помощь, чтобы развернуть бесконечный цикл в конечное исполнение на всей системе. Мы будем рассматривать это дальше в LOCK-FREE очереди Майкла и Скотта, которая использует эту технику для поддержания одного полезного свойства системы.

4 Линеаризуемость

Вернёмся к проблеме, возникшей при написании WAIT-FREE счётчика, связанной с `get_counter`. Давайте рассмотрим один из вариантов исполнения функции.

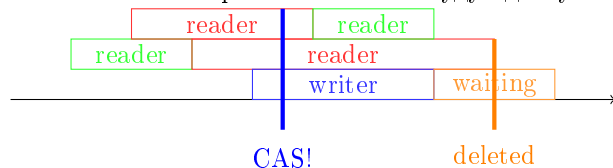


Объект называется *линеаризуемым*, если любая операция над ним выполняется *атомарно* в какой-то момент времени. И более того, любое чтение возвращает результат всех выполненных на момент его прихода записей. То есть нашу операцию можно воспринимать как *атомарную*, а всю систему - как набор последовательных инструкций, и именно это и позволяет нам писать идущие друг за другом операции в *линеаризуемой* системе, использующей эти *линеаризуемые* объекты. Все примеры счетчиков являются линеаризуемыми, поскольку мы можем *оправдать* их поведение соответствующим атомарным, так чтобы результат остался корректным. Является ли предыдущая реализация COW строк линеаризуемой? Почему?

Если бы наша согласованность операций была бы *последовательная*, чему есть термин *Sequential consistency*, то судя по ней "результат любого выполнения такой же, как в случае если бы **операции всех процессоров были выполнены в некотором последовательном порядке**, и операции каждого отдельного процессора появлялись в этой последовательности в порядке определённом его программой" (то есть в том самом порядке, какой дан из определения процесса). Является ли реализация COW строк последовательно согласованной? Почему?

5 RCU как несимметричный механизм SMR

Чтобы научиться выполнять операцию записи в многопоточную структуру данных необходимо учесть то, что в текущий момент есть потоки, которые выполняют оттуда чтение. Одним из решений, в основном применяемых в *kernel-space* (но также существующих в *user-space*) является RCU. Мы будем менять данные атомарно, затем дожидаться завершения всех читающих потоков, и только после этого изменять их. То есть при работе с ссылками каждый читающий поток входит в критическую секцию и запрещает прерывать себя. А пишущий поток пытается исполнить себя на каждом ядре, таким образом у него это выйдет только после того, как данные безопасно обработаются и не будут доступны.



Заметим также, что просто входить в критическую секцию для обеспечения WAIT-FREE подхода возможно только если система работает на одном ядре, в нашем же случае мы лишь используем этот механизм для бесплатного отслеживания состояния потоков. Также запись будет не то чтобы LOCK-FREE, скорее всего проще будет реализовать LOCKED алгоритм, зато чтение будет WAIT-FREE и практически не потребовать ничего для его реализации.

6 Lock-free очередь майкла-скотта

Представим себе задачу - нам необходимо написать LOCK-FREE очередь, так что у нас есть *head* и *tail* - ссылки на голову и хвост, соответственно. Изначально в ней лежит одна пустая вершина, при взятии которой с головы мы будем делать стоящую после неё вершину такой же пустой. Надо придумать инвариант, который потоки будут сохранять при работе с этой очередью, который сильно поможет в результате.

Пусть конец очереди никогда не будет отставать от настоящего конца более чем на 1 элемент. Если мы можем помочь сдвинуть *tail* на следующий за ним, то мы *сделаем* это. То есть мы для *enqueue* в бесконечном цикле сначала будем менять конец на следующий после него элемент, и если такого нет, то поменяем его на наш, добавляемый. Аналогично для *dequeue*, поскольку очередь может находиться в состоянии *head == tail* и мы не сможем забрать элемент. Затем мы просто меняем голову очереди и используем наш вынутый элемент. Чтобы его удалить нам понадобится какой-либо механизм SMR, но суть от этого не меняется.

Лекция вторая

7 Односвязный список как последовательная структура данных

Для того, чтобы решить итоговую задачу нужно сначала научиться поддерживать структуру данных, в которой может происходить 3 операции: поиск элемента, вставка элемента в определенное место, удаление элемента. Давайте хранить односвязный список, состоящий из вершин с полями *T data* и *Node *next*. Поиск будет происходить итерационно, вставка и удаление будут содержать в себе предварительный поиск, и в случае успеха, требуемую операцию.

1. Coarse-grained - обычным образом написанная структура, мы будем блокировать весь список, производить нашу операцию и затем разблокировать всё. В реализации можно заметить тип *recursive_mutex*, который, как и обычный *mutex*, работает за счёт средств ядра ОС, вызывая системный вызов на блокировку. Примечателен он тем, что при повторном запросе от того же потока блокировку он не вызывает.
2. Fine-grained - давайте идти по вершинам, блокируя их только при входе и разблокируя при выходе. Так мы можем позволить немного разделить обход, но такое поведение не сильно улучшает ситуацию, поскольку мы всё ещё используем системные вызовы. Также заметим что у нас не может произойти никакого плохого случая, даже при том, что мы всё-таки используем параллельную обработку списка в нескольких местах одновременно.
3. Optimistic synchronization - позволим себе сначала пройти до вершины, и только затем заблокировать её. Если мы не смогли её снова найти, то есть её кто-то удалил, то повторим весь проход. И это релевантно только для удаления, поскольку вставка осуществляется сразу после элемента.
4. Lazy synchronization - не будем заново всё обходить, попробуем просто хранить флаг логической удаленности вершины. Мы будем его игнорировать при проходе, поскольку с ним ничего уже не сделать. При вставке после блокировки уже никто не сможет изменить его, поэтому его состояние актуально. При удалении аналогичная ситуация, только в случае удаленности предыдущей вершины необходимо заново её найти.
5. Non-blocking synchronization - попробуем использовать тот факт, что количество действий реальной обработки при удалении/добавлении мало. Будем использовать CAS, который работает только с 64-битными ссылками: заменим первый бит указателя на следующий элемент на логическую удаленность текущего. Мы сначала терпим небольшую неудачу при применении физического удаления после логического. Но, если сделать поиск больше не WAIT-FREE, а LOCK-FREE, добавив в него удаление логически вычеркнутых вершин, то алгоритм получается реализовать. Также можно заметить, что нельзя игнорировать удаленные вершины в этом случае, поскольку иначе они могут быть никогда не удалены.

И мы в итоге получаем наш LOCK-FREE односвязный список. Причем наша структура всегда линейаризуема, поскольку каждая операция выполняется за ровно одну инструкцию. Заметим также, что с помощью такого подхода можно реализовать и skip-list, позволяющий хранить данные точно также, но реализующий возможность быстрого поиска с асимптотикой $O(\log(N))$.

В такой структуре данных к каждому элементу добавляется сверху случайное (и грамотно подобранное) количество ссылок быстрого доступа, которые должны быть связаны между своим уровнем также, как и нижние. То есть ссылки от всех уровней первого элемента (который имеет наибольшую высоту) должны вести последовательно по списку в том же порядке до всех элементов того же уровня, причем если уровень выше, то и количество связей там меньше. Тогда для добавления элемента мы будем поочередно снизу вверх добавлять ссылки. Нижний слой skip-list'a закрепляет элементы и дает гарантию на их существование и порядок, все верхние слои служат лишь для ускоренного поиска. Удаление работает аналогичным образом - мы пытаемся сначала пометить все элементы сверху вниз, и только потом приступаем к физическому удалению в том же направлении.

7.1 Coarse-grained

```
1  template <typename T>
2  class List;
3
4  template <typename T>
5  class Node {
6      T      data;
7      Node<T> *next;
8
9      friend class List<t>;
10 public:
11     Node(T val) : data(val), next(nullptr) {}
12     T get_data() { return data; }
13 };
14
15 template <typename T>
16 class List {
17     Node<T> *head; // = dummy node
18     std::recursive_mutex lock_mutex;
19 public:
20     Node<T>* search_anc(T elem) {
21         std::lock_guard<std::recursive_mutex> lock(lock_mutex);
22         Node<T> *cur = head;
23         while (cur->next != nullptr) {
24             if (cur->next->T == elem) {
25                 return cur;
26             }
27             cur = cur->next;
28         }
29         return nullptr;
30     }
31     bool insert(T after, T elem) {
32         Node<T> *node = new Node<T>{elem};
33         std::lock_guard<std::recursive_mutex> lock(lock_mutex);
34         Node<T> *found_anc = this->search_anc(after);
35         if (found_anc != nullptr) {
36             Node<T> *curr = found_anc->next;
37             node->next = curr->next; curr->next = node;
38             return true;
39         }
40         return false;
41     }
42     bool delete(T elem) {
43         std::lock_guard<std::recursive_mutex> lock(lock_mutex);
44         Node<T> *found_anc = this->search_anc(elem);
45         if (found_anc != nullptr) {
46             found_anc->next = found_anc->next->next;
47             return true;
48         }
49         return false;
50     }
51 };
```

7.2 Fine-grained

```
1  template <typename T>
2  class Node {
3      T      data;
4      Node<T> *next;
5      std::mutex lock_mutex;
6
7      friend class List<t>;
8  public:
9      Node(T val) : data(val), next(nullptr) {}
10     T get_data() { return data; }
11 };
12
13 template <typename T>
14 class List {
15     Node<T> *head; // = dummy node
16 public:
17     // after search operation need to unlock Node<T> *result and result->next
18     Node<T>* search_anc(T elem) {
19         Node<T> *cur = head;
20         cur->lock_mutex.lock();
21         while (cur->next != nullptr) {
22             cur->next->lock_mutex.lock();
23             if (cur->next->T == elem) {
24                 return cur;
25             }
26             cur->lock_mutex.unlock();
27             cur = cur->next;
28         }
29         cur->lock_mutex.unlock();
30         return nullptr;
31     }
32     bool insert(T after, T elem) {
33         Node<T> *node = new Node<T>{elem};
34         Node<T> *found_anc = this->search_anc(after);
35         if (found_anc != nullptr) {
36             Node<T> *curr = found_anc->next;
37             node->next = curr->next; curr->next = node;
38             found_anc->lock_mutex.unlock(); curr->lock_mutex.unlock();
39             return true;
40         }
41         return false;
42     }
43     bool delete(T elem) {
44         Node<T> *found_anc = this->search_anc(elem);
45         if (found_anc != nullptr) {
46             found_anc->next = found_anc->next->next;
47             found_anc->lock_mutex.unlock(); curr->lock_mutex.unlock();
48             return true;
49         }
50         return false;
51     }
52 };
```

7.3 Optimistic synchronization

```
1  template <typename T>
2  class List {
3      Node<T> *head; // = dummy node
4  public:
5      pair<Node<T>*, Node<T>*> search_anc(T elem) {
6          Node<T> *cur = head;
7          Node<T> *next_cur = cur->next;
8          while (next_cur != nullptr) {
9              if (next_cur->T == elem) {
10                 return {cur, next_cur};
11             }
12             cur = next_cur;
13             next_cur = next_cur->next;
14         }
15         return {nullptr, nullptr};
16     }
17     bool insert(T after, T elem) {
18         Node<T> *node = new Node<T>{elem};
19         while (true) {
20             auto [found_anc, curr] = this->search_anc(after);
21             if (found_anc == nullptr) return false;
22
23             std::lock_guard<std::mutex> lock_next(curr->lock_mutex);
24             if (this->search_anc(after).second != curr) return false;
25
26             node->next = curr->next; curr->next = node;
27             return true;
28         }
29         return false;
30     }
31     bool delete(T elem) {
32         while (true) {
33             auto [found_anc, curr] = this->search_anc(elem);
34             if (found_anc == nullptr) return false;
35
36             std::lock_guard<std::mutex> lock(found_anc->lock_mutex);
37             std::lock_guard<std::mutex> lock_next(curr->lock_mutex);
38             if (found_anc->next != curr) continue;
39             if (this->search_anc(elem).first != found_anc) continue;
40
41             found_anc->next = curr->next;
42             return true;
43         }
44         return false;
45     }
46 };
```

7.4 Lazy synchronization

```
1  template <typename T>
2  class Node {
3      T      data;
4      Node<T> *next;
5      volatile bool    alive;
6  };
7
8  template <typename T>
9  class List {
10     Node<T> *head; // = dummy node
11 public:
12     pair<Node<T>*, Node<T>*> search_anc(T elem) {
13         Node<T> *cur = head;
14         Node<T> *next_cur = cur->next;
15         while (next_cur != nullptr) {
16             if (next_cur->T == elem) {
17                 return {cur, next_cur};
18             }
19             cur = next_cur;
20             next_cur = next_cur->next;
21         }
22         return {nullptr, nullptr};
23     }
24     bool insert(T after, T elem) {
25         Node<T> *node = new Node<T>{elem};
26         while (true) {
27             auto [found_anc, curr] = this->search_anc(after);
28             if (found_anc == nullptr) return false;
29
30             std::lock_guard<std::mutex> lock_next(curr->lock_mutex);
31             if (!curr->alive) return false;
32
33             node->next = curr->next; curr->next = node;
34             return true;
35         }
36         return false;
37     }
38     bool delete(T elem) {
39         while (true) {
40             auto [found_anc, curr] = this->search_anc(elem);
41             if (found_anc == nullptr) return false;
42
43             std::lock_guard<std::mutex> lock(found_anc->lock_mutex);
44             std::lock_guard<std::mutex> lock_next(curr->lock_mutex);
45             if (!curr->alive) return false;
46             if (found_anc->next != curr) continue;
47             if (!found_anc->alive) continue;
48
49             curr->alive = false; found_anc->next = curr->next;
50             return true;
51         }
52         return false;
53     }
54 };
```

7.5 Non-blocking synchronization

```
1 // Node<T>.next is atomic<Node<T>*>
2 const size_t alive_flag = (1ll << 63); // Node<T>.next has an alive_flag
3 const size_t alive_mask = ~alive_flag; // (ref & alive_mask) to use the pointer
4
5 template <typename T>
6 class List {
7     pair<Node<T>*, Node<T>*> search_anc(T elem) {
8         Node<T> *cur = head;
9         Node<T> *next_cur = cur->next; // like atomic.load()
10        while (next_cur != nullptr) {
11            while (!(next_cur & alive_flag)) { // helping delete
12                Node<T> *expected = next_cur;
13                if (!cur->next.compare_exchange_strong
14                    (expected, next_cur->next)) {
15                    next_cur = head->next;
16                    // otherwise haven't even lock-free
17                    // we need to do full traversal
18                }
19            }
20            if (next_cur->T == elem) { // like using alive_mask
21                return {cur, next_cur};
22            }
23            cur = next_cur;
24            next_cur = next_cur->next; // like using alive_mask
25        }
26        return {nullptr, nullptr};
27    }
28    bool insert(T after, T elem) {
29        Node<T> *node = new Node<T>{elem};
30        while (true) {
31            auto [found_anc, curr] = this->search_anc(after);
32            if (found_anc == nullptr) return false;
33            Node<T> *expected = curr->next.load(); //preparing for CAS
34            if (!(expected & alive_flag)) return false;
35            node->next.store(expected);
36            if (!curr->next.compare_exchange_weak(expected, node)) continue;
37            return true;
38        }
39        return false;
40    }
41    bool delete(T elem) {
42        while (true) {
43            auto [found_anc, curr] = this->search_anc(elem);
44            if (found_anc == nullptr) return false;
45            Node<T> *expected = curr->next.load(); //preparing for CAS
46            if (!(expected & alive_flag)) return false;
47            if (!curr->next.compare_exchange_weak
48                (expected, expected & alive_flag)) continue;
49            found_anc->next.compare_exchange_strong(curr, expected);
50            // if last CAS failed then other threads will help!
51            return true;
52        }
53        return false;
54    }
55 };
```

8 Универсальные WAIT-FREE конструкции

8.1 Грамотная постановка задачи

Гарантии многопоточного программирования нужны не столько по причине скорости их работы (которая является следствием), сколько по их надежности и способности обеспечивать максимальное использование ресурсов вычислительных устройств. Но в некоторых задачах физически невозможно реализовать параллельное исполнение. То есть если в системе P потоков, а время выполнения одной операции T , то как ни крути, суммарное время будет $O(PT)$. Чем же *lock-free* себя выделяет по сравнению с подходом без гарантий? Тем, что на самом деле при остановке исполнения одного из потоков он может обеспечить работу остальных, и хотя бы один выполнит нужную ему операцию. Давайте попытаемся придумать способ, как сделать именно это - обеспечить возможность каждому из потоков выполняться, несмотря на состояние всех остальных

Задача: В системе есть P потоков исполнения. Каждому на выполнение своей операции над структурой данных Rx требуется T времени. Необходимо написать способ распределения задач, чтобы при засыпании/просыпании любого из потоков каждый выполнялся бы за конечное число шагов.

8.2 Тривиальное решение

При грамотной постановке задачи сразу приходит решение, хоть и медленное. Оно было описано ещё очень давно Морисом Херлихи, и заключается в следующем: мы пытаемся выполнить старые операции всех остальных потоков, пока у нас это не получится. Если у нас так и не вышло, то значит, что кто-то другой уже сделал это за нас.

```
1 Operation announce[P];
2 Result do_operation(Operation x) {
3     x.time = operation_counter->increment();
4     announce[this_thread_id] = x;
5     while (true) {
6         if (announce[i].is_done()) {
7             return done;
8         }
9         announce' = announce.copy();
10        Rx' = Rx.copy();
11        newRx' = Rx';
12        for (int i : {0..P-1}) {
13            if (announce[i].time <= x.time) {
14                do operation announce[i] on newRx';
15                announce'[i].done();
16            }
17        }
18        if (!CAS(Rx, Rx', newRx')) continue;
19        for (int i : {0..P-1}) {
20            if (announce'[i].is_done()) {
21                CAS(announce[i], announce'[i].like_not_done, announce'[i]);
22            }
23        }
24    }
25    return done;
26 }
```

Можно заметить что такое решение работает за $O(P^2T)$ сложность, хоть и является WAIT-FREE. Необходимо придумать что-то похожее, но попроще

8.3 Решение с помощью LOCK-FREE очереди

Следующим шагом к созданию алгоритма является применения понятия очереди. Пусть все новые процессы будут заносить анонс своей операции в очередь, и потом любой, кто захочет сможет оттуда взять последнюю. Как только кто-то её выполнит мы удалим этот элемент и будем пытаться выполнить следующую операцию. Так или иначе каждому потоку повезет быть исполненным.

8.4 Добавление gate

8.5 Доведение до кондиции

9 WAIT-FREE красно-черное дерево

10 Литература

Лекция 1

1. The art of Multiprocessor Programming <https://www.cs.sfu.ca/~ashriram/Courses/CS431/assets/distrib/AMP.pdf>
2. Курс по параллельному программированию <https://youtu.be/fhcyQ2wU7Hk?si=QI1Qx9BlBxH4VP18>
3. Подход COW и его описание <https://en.wikipedia.org/wiki/Copy-on-write>
4. Документация по типам *atomic* в C++ <https://en.cppreference.com/w/cpp/atomic/atomic.html>
5. Введение в WAIT-FREE программирование <https://www.youtube.com/watch?v=kPh8pod0-gk>

Лекция 2

1. Статьи Максима Хижинского по LOCK-FREE <https://habr.com/ru/users/khizmax/articles/>
2. Библиотека *libcds* того же автора <https://github.com/khizmax/libcds>
3. Представление необходимых принципов для структур <https://oasis.library.unlv.edu/cgi/viewcontent.cgi?article=3425&context=thesesdissertations>
4. Универсальные конструкции WAIT-FREE <https://scispace.com/pdf/a-universal-construction-for-wait-free-transaction-friendly-38as61nsj3.pdf>
5. WAIT-FREE красно-черное дерево поиска https://link.springer.com/chapter/10.1007/978-3-319-03089-0_4