

Многоядерные структуры и поиск

Первунецких Еремей

16 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         // why not just:
20         ull cur_counter = counter.load();
21         if (cur_counter & zero_flag) return 0;
22         if (cur_counter == 0) return 1;
23         return cur_counter;
24         // give an example of situation when it doesn't work
25     }
26 };

```

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 неё, 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

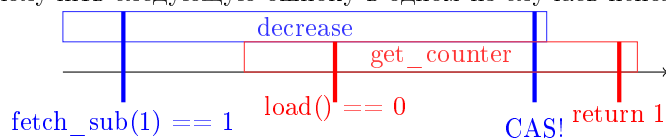
Чтобы добавить метод *get_counter* в *ReferenceCounter* давайте разберёмся с механизмом помощи. Пусть тот поток, который получил значение счётчика 1 при вызове *get_counter* поможет установить его в *zero_flag* и даст понять это потоку с вызванным *decrement*. В исходном материале, откуда было это всё 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. Нам можно было бы просто вернуть 1. И получить следующую ошибку в одном из случаев исполнения

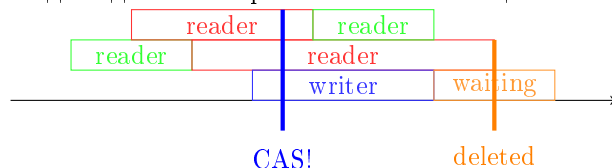


Но в том то и соль, что исполнение у нас было бы верным, если бы было другое требование к порядку применения операций. Если бы наша согласованность операций была бы *последовательная*, чему есть термин *Sequential consistency*, то судя по ней "результат любого выполнения такой же, как в случае если бы **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). Нам такой критерий не подходит, он рушится на `if (get_count() > 0) decrement();` будет выдавать неверный результат на данном примере

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. Является ли предыдущая реализация COW строк *линеаризуемой*? 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 удалять их



Тогда запись будет не то чтобы LOCK-FREE, скорее всего проще будет реализовать LOCKED алгоритм, зато чтение будет WAIT-FREE и не потребовать ничего для его реализации. Данный подход очень прост для применения, не требует практически ничего для внедрения, не усложняет документацию и является таким же быстрым как hazard pointers, что можно считать практически эталоном скорости (из-за того что тот в свою очередь LOCK-FREE и большую часть времени работает в изоляции без необходимости межпоточного взаимодействия).

6 Lock-free очередь майкла-скотта - решение задачи

Чтобы создать самую полезную структуру данных из всех - очередь, нам необходимо понять одну простую мысль - если мы можем помочь сдвинуть конец очереди на следующий за ним элемент, то мы *сделаем* это. И тогда ссылка на него никогда не будет отставать от настоящего конца более чем на один элемент ни в какой момент времени.

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 либо счётчик ссылок, либо RCU

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
2. Fine-grained - Давайте идти по вершинам, блокируя их только при входе по очереди. Так мы можем позволить немного разделить обход, но такое поведение не сильно улучшает ситуацию.
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 (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. 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 - при попытке использовать небольшое количество действий в свою пользу для написания LOCK-FREE подхода 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 они могут быть никогда не удалены иначе.

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      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            if (!(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; // otherwise haven't even -
16                    continue;           // lock-free; need full traversal
17                }
18            }
19            if (next_cur->T == elem) { // like using alive_mask
20                return {cur, next_cur};
21            }
22            cur = next_cur;
23            next_cur = next_cur->next; // like using alive_mask
24        }
25        return {nullptr, nullptr};
26    }
27    bool insert(T after, T elem) {
28        Node<T> *node = new Node<T>{elem};
29        while (true) {
30            auto [found_anc, curr] = this->search_anc(after);
31            if (found_anc == nullptr) return false;
32            Node<T> *expected = curr->next.load(); //preparing for CAS
33            if (!(expected & alive_flag)) return false;
34            node->next.store(expected);
35            if (!curr->next.compare_exchange_weak(expected, node)) continue;
36            return true;
37        }
38        return false;
39    }
40    bool delete(T elem) {
41        while (true) {
42            auto [found_anc, curr] = this->search_anc(elem);
43            if (found_anc == nullptr) return false;
44            Node<T> *expected = curr->next.load(); //preparing for CAS
45            if (!(expected & alive_flag)) return false;
46            if (!curr->next.compare_exchange_weak
47                (expected, expected & alive_flag)) continue;
48            found_anc->next.compare_exchange_strong(curr, expected);
49            // if last CAS failed then other threads will help!
50            return true;
51        }
52        return false;
53    }
54 };
```

8 LOCK-FREE нагруженное дерево(бор)

9 Универсальные WAIT-FREE конструкции

9.1 Грамотная постановка задачи

9.2 Решение с помощью LOCK-FREE очереди

9.3 Добавление gate

9.4 Доведение до кондиции

10 WAIT-FREE красно-черное дерево

11 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. Применение подходов для организации WAIT-FREE https://link.springer.com/chapter/10.1007/978-3-319-03089-0_4