

Министерство образования и науки Российской Федерации  
Федеральное государственное автономное образовательное учреждение высшего образования

«Уральский федеральный университет  
имени первого Президента России Б.Н. Ельцина»

Институт естественных наук и математики  
Кафедра алгебры и дискретной математики

# Исследование потокобезопасных неблокирующих структур данных

Допустить к защите:

Зав. кафедрой

доктор физико-математических  
наук,

профессор Волков М. В.

Выпускная квалификационная работа

студента 4 курса

Сваловой А. А.

Научный руководитель:

Плинер Ю. А.

Екатеринбург

2017 год

# Содержание

1	Введение	3
2	Глава 1. Основные определения	7
2.1	Атомарная операция (Обсудить, нужны ли картинки и сколько) . . . . .	7
2.2	Atomic markable reference(придумать русское название) . . . . .	8
2.3	SpinWait . . . . .	9
3	Глава 2. Реализации алгоритмов	10
3.1	Односвязный список . . . . .	10
3.2	Улучшенный односвязный список . . . . .	12
3.3	Список с пропусками . . . . .	13
3.4	Хэш-таблица . . . . .	14
4	Глава 3. Тестирование	15
5	Заключение	16
6	Список литературы	17
7	Приложения	18

# 1 Введение

С ростом прогресса многие электронные устройства становятся многоядерными, появляются многопроцессорные устройства. Поэтому задача программиста, как человека, который пытается максимально хорошо использовать предоставленные ресурсы, - писать программы, способные масштабироваться и параллеливаться. Поэтому сейчас все чаще и чаще пишут многопоточные программы и используют многопоточные структуры данных. Такие программы могут выполнять сразу несколько инструкций на каждом процессоре или ядре, однако такой код обладает рядом проблем, связанных с доступом к общим ресурсам разными потоками или процессами.

Если два или более потока захотят изменить один и тот же участок памяти, то они попытаются сделать это одновременно. После выполнения операции неизвестно, как будет выглядеть этот участок памяти, так как порядок выполнения инструкций разных потоков неопределен. Возникает вопрос: как в таком случае контролировать доступ к этому ресурсу? Хочется чтобы в каждый момент времени, способом, очевидным для разработчика, ресурсом владел только один поток, а все остальные каким-то образом ждали своей очереди. Такое поведение можно осуществить несколькими способами.

Самый простой из них - блокировка. Каждый раз, когда поток хочет сделать что-то с ресурсом, он проверяет, нет ли блокировки на этот ресурс. Если есть, поток ждет, пока блокировка не освободится, если нет, то он пытается первым захватить блокировку. В случае успешного захвата он осуществляет все операции с ресурсом и освобождает блокировку. В это время все остальные потоки ждут этот и ничего не делают.

Такой механизм синхронизации очень прост в понимании и реализации,

учитывая существование встроенных блокировок в большинство современных ОС. Также этот способ, очевидно, позволяет только одному потоку одновременно получить доступ к ресурсу. Однако, в данном способе существует и масса проблем, которые сводят на нет все преимущества. Во-первых, при большом количестве потоков, желающих получить доступ к ресурсу, возникает «узкое горлышко», т. е. место в программе, которое тормозит выполнение программы в целом. Во-вторых, при существовании больших участков программы с блокировкой теряется весь смысл многопоточности. В эти участки все равно может заходить только один поток, как и в однопоточном программировании. В-третьих, существуют некоторые особенности операционной системы: переключение потоков - дорогая операция. При долгом ожидании освобождения ресурса происходит очень большое количество переключений, следовательно, большое количество времени тратится на бесполезные операции. В-четвертых, возможны ситуации, когда один поток захватил первый ресурс и ждет освобождение второго ресурса, в то время как второй поток захватил второй ресурс и ждет освобождения первого. Такая ситуация называется взаимная блокировка (deadlock). Программа в таком случае останавливает свое выполнение совсем и не может без каких-либо вмешательств извне разрешить эту ситуацию.

Эти проблемы привели исследователей к созданию других способов синхронизации. Один из них - неблокирующая синхронизация. Это способ, при котором каждый поток пытается применить низкоуровневые атомарные аппаратные примитивы, а не использовать блокировки. Таким образом в каждый момент времени выполняется только одна операция, только одного потока. Все остальные операции в других потоках либо завершаются ошибкой, либо

выполняются сразу следом за предыдущей. Такие алгоритмы обеспечивают общее продвижение программы в целом: даже если какой-то поток не смог выполнить операцию или завершился с ошибкой - значит, что какой-то другой поток успешно выполнил свою операцию. Не существует случаев, когда все потоки одновременно простаивают, и как частный случай этого, невозможно существование взаимных блокировок.

Однако, несмотря на все преимущества, данная область является до сих пор развивающейся. Нельзя просто взять и написать неблокирующую реализацию алгоритма, основанного на блокировках. В некоторых случаях это оказывается легко, в некоторых до сих пор не придумано неблокирующих аналогов. Причина: каждый раз нужно творчество, чтобы свести все операции над разделяемым ресурсом к последовательности независимых атомарных операций, т. е. не существует универсального способа написания неблокирующей реализации. Однако сложность реализации и изобретения алгоритма часто стоит усилий. Пусть этот класс алгоритмов совсем не о скорости работы, а о гарантии продвижения системы в целом, но в итоге большинство неблокирующих алгоритмов имеют в среднем ожидаемую сложность меньше, чем блокирующие аналоги. Но это только в теории. На практике скорость работы зависит от конкретной реализации, области применения, часто встречающихся запросов и т. д.

Цель данной работы: реализовать основные структуры данных, реализующие интерфейс `ISet` и на практике выявить являются ли неблокирующие алгоритмы эффективней блокирующих, какие алгоритмы вообще реально применимы, и выяснить, как адаптировать алгоритмы, разработанные под языки программирования с неуправляемой памятью (понять, как по-русски

managed), к языкам с управляемой памятью.

В работе представлены структуры данных, реализующие интерфейс ISet. Данный интерфейс включает в себя добавление элемента в множество, удаление элемента, а также поиск и перечисление всех элементов в множестве. Этих сценариев достаточно, чтоб понять, как ведут себя различные реализации на практике. Для сравнения были выбраны следующие реализации: сортирующийся лист, хэш-таблица, скип-лист и дерево поиска. Также взяты готовые реализации всех этих структур из библиотеки языка C#, чтобы сравнить неблокирующие реализации с блокирующими. В приложении приведены различные результаты сравнений всех этих структур и вариации использования их в реальной жизни. Все алгоритмы адаптированы под язык C# и собраны в один общий модуль с внешним интерфейсом ISet.

## 2 Глава 1. Основные определения

### 2.1 Атомарная операция (Обсудить, нужны ли картинки и сколько)

Все неблокирующие алгоритмы можно разделить на три типа: Waitfree, Lockfree, Obstruction-free.

В первом типе каждый поток совершает каждую операцию за конечное число шагов, независимо от влияния других потоков. Это самое сильное требование из-за чего редко реализуемое. Такие алгоритмы обычно реализуют атомарный инкремент или атомарную замену ссылок.

Во втором типе система в целом движется вперед, даже если какой-то поток стоит на месте. Если какой-то поток не смог выполнить операцию, значит, что какой-то другой поток смог выполнить свою операцию, следовательно, в целом система продвинулась. Эти алгоритмы обычно реализуют атомарное сравнение и замену.

В третьем типе каждый может выполнить каждую операцию за конечное количество шагов, если ничего ему не мешает. В данном случае может случиться ситуация, когда ни один из потоков не движется вперед, однако ни один заблокированный поток не может мешать работе всех остальных потоков, следовательно, это все равно более сильная гарантия, чем блокирующие алгоритмы.

Каждая из этих реализаций использует абстракцию «атомарная операция» - это операция, которая либо не выполняется совсем, либо выполняется как единое целое. В данной работе используется атомарная операция Compare And Swap (CAS). Эта операция сравнивает две ссылки и, если они равны, меняет первую на данную третью. Эта операция предоставляется боль-

шинством операционных систем и уже встроена в язык C#.

## 2.2 Atomic markable reference(придумать русское название)

Алгоритмы с неблокирующей синхронизацией оказываются в разы сложнее обычных алгоритмов. Зачастую, они зависят от конкретной реализации или конкретного языка программирования. Иногда они полагаются на сборщика мусора (абстракцию в языках программирования с управляемой памятью) или, наоборот, его отсутствие. Кроме того, доказать корректность таких алгоритмов бывает очень сложно. Поэтому со временем стали придумывать не только алгоритмы с неблокирующей синхронизацией, но и комбинации, где особо часто используемые операции производятся без блокировок, а некоторые операции производятся с блокировками, но на маленькие участки памяти. Такие алгоритмы оказываются проще в понимании и доказательстве, но не проигрывают в эффективности и применимости.

Один из способов такой локальной блокировки - это добавление особого маркера в ссылку на объект. Так, если один поток смог атомарно изменить ссылку на некий объект, пометив ее этим маркером, все остальные потоки понимают, что данный объект используется в какой-то операции и его нельзя изменять.

В языках с неуправляемой памятью такой способ легко осуществим благодаря выравниванию указателей на объект. При выделении памяти компилятор, обычно, выравнивает длину указателя максимально, чтоб влез любой тип данных (не могу сформулировать человеческим языком). Поэтому в указателе остаются реально неиспользуемые биты, которые можно как раз и использовать в качестве маркера.



В языках с управляемой памятью разработчик не имеет доступа к ссылке, поэтому стоит придумывать способы симитировать эту ссылку с помощью объектов. В данной работе реализован примитив маркируемой ссылки (Atomic Markable Reference), который состоит из ссылки на объект и состояния этой ссылки. Изменяя этот примитив, можно симитировать изменение указателя, что позволяет также использовать алгоритмы с локальными блокировками.

## 2.3 SpinWait

(обсудить, действительно ли нужно писать об этом. я разобралась в нем)

### 3 Глава 2. Реализации алгоритмов

В данной главе будут приведены краткие описания неблокирующих алгоритмов, проблемы, которые они решают и сложности реализации. Полное описание алгоритмов можно найти в списке литературы. Стандартные реализации однопоточных алгоритмов общедоступны, поэтому не будут описаны в данной работе. Познакомиться с ними можно по ссылке (будет ссылка на какой-нибудь хабр).

#### 3.1 Односвязный список

Пусть односвязный список состоит из элементов, в каждом из которых есть значение этого элемента и ссылка на следующий элемент. Поиск элемента не будет рассмотрен, так как он совпадает с поиском в обычном сортирующемся списке.

Если реализовать добавление как в однопоточном варианте, то возможна проблема при одновременном добавлении двух последовательных элементов. Пусть, есть список с элементами 1-2-5. Поток А хочет вставить элемент 3, поток Б - элемент 4. Поток А понимает, что ему нужно вставить элемент между 2 и 5. Он запоминает ссылку на предыдущий и следующий элементы и в этот момент операционная система передает управление потоку Б. Поток Б также находит место для вставки и тоже запоминает 2, как предыдущий элемент, 5, как следующий. После этого он переписывает ссылку «Следующий» у элемента 2 на новосозданный элемент 4, а у элемента 4 на 5. Управление возвращается к потоку А. Он перезаписывает ссылку «Следующий» предыдущего элемента (2) на новосозданный элемент 3, а ссылку элемента 3 на следующий элемент (5). В результате элемент 4 «потеряется», т. е. не будет

ни одной ссылки, указывающей на него.

Реализация неблокирующего доступа использует типичный прием для неблокирующих алгоритмов - вечный цикл с операцией CAS. На каждом шаге цикла алгоритм пытается найти два элемента а и б, между которыми должен быть вставлен новый, и атомарно перезаписать ссылку «Следующий» с предыдущего элемента (а) на новый, при этом сравнивая, является ли эта ссылка до сих пор ссылкой на следующий (б). Алгоритм выходит из цикла, когда попытка замены ссылки происходит успешно. Такая реализация полностью решает вышеописанную проблему. При попытке перезаписать ссылку элемента 2 с 5 на 3, CAS не проходит, потому что ссылка уже не на 5, а на 4. Алгоритм заново находит соседние элементы, и следующий уже не 5, а 4. На этом шаге цикла CAS уже выполняется успешно. Оба элемента вставлены правильно.

Еще одна проблема может возникнуть при одновременным удалении и вставке двух последовательных элементов. Пусть есть список 1-2-4. Поток А хочет добавить элемент 3, поток Б удалить элемент 2. Поток Б находит соседние элементы - 1 и 4. Управление передается потоку Б. Поток Б запоминает, что предыдущий элемент 1, следующий 4. Управление передается потоку А. Поток А вставляет элемент 3, как это было описано ранее. Управление возвращается к потоку Б. Он атомарно заменяет ссылку «Следующий» у элемента 1 на элемент 4. В итоге элемент 3 «потерялся».

Для устранения этой проблемы можно ввести дополнительный флаг в ссылку на объект. Теперь объект удаляется в два шага:

- пометить как удаленный, но не удалить
- физически удалить.

Теперь при вставке тройки из предыдущего примера ссылка «Следующий» у 2 уже будет помеченной. Это будет сообщать о том, что элемент в данный момент удаляется, а значит, манипулировать этой ссылкой пока что нельзя, надо заново перейти на новый виток в цикле и заново определить соседей. В итоге проблемы, описанной ранее при одновременной вставке и удалении не случится.

### 3.2 Улучшенный односвязный список

Вышеописанная реализация односвязного списка является неблокирующей, что, возможно, может ускорить работу программы, однако у нее до сих пор существует недостаток: если операции удаления происходят достаточно часто, то операции вставки будут также часто заканчиваться не успехом, из-за чего они каждый раз начинать сначала. В результате в худшем случае может получиться, что программа каждый раз заново пробегает весь список.

Чтобы устранить эту проблему можно ввести еще две дополнительных абстракции. В ссылку «Следующий» добавить еще один флаг, который будет свидетельствовать, что следующий элемент в данный момент на стадии удаления. В сам элемент нужно добавить поле «Backlink», который будет указывать на предыдущий элемент, который еще не участвует в удалении. Теперь операция удаления будет проходить не в два, а в три этапа. Между двумя этапами из предыдущего алгоритма появится новый этап. Теперь после помечивания удаляемой вершины на удаление алгоритм добавляет в ссылку «Следующий» у предыдущей вершины новый флаг, а у удаляемой вершины устанавливает ссылку «Backlink» на ближайшую предыдущую вершину, которая еще не помечена новым флагом. Теперь каждый раз, когда вставка

не может завершиться успехом, поток будет по ссылкам «Backlink» возвращаться не в самое начало, а в первую вершину, следующая за которой еще не удаляется. Это позволяет еще немного ускорить работу программы, так как при каждой неудачной вставке, возможно, больше не нужно проходить лист полностью заново.

### 3.3 Список с пропусками

Список с пропусками в своей структуре содержит несколько самосортирующихся односвязных списков. Поэтому алгоритм неблокирующего списка с пропусками будет использовать все те же идеи, что и неблокирующий односвязный список. Остается разобраться, как применить все те же идеи, но вставляя и удаляя не 1 элемент, а сразу столбец.

Вставка, как и в однопоточном варианте осуществляется снизу-вверх. Однако, в данном случае на каждом уровне приходится искать заново, иначе можно запомнить элемент, который какой-то другой поток уже удалил.

Удаление тоже происходит, начиная с удаления вершины на самом нижнем уровне. Этого действия достаточно, чтобы весь столбец считался удаленным. При каждом следующем поиске по списку нужно проверять не удалена ли текущая вершина, а удалена ли ее вершина с первого уровня (вершины реально не удаляются из памяти, но на них больше никто не ссылается, поэтому можно считать, что они больше не принадлежат к списку, так как они недостижимы). Если вершина с первого уровня удалена, то нужно удалить и текущую вершину, а также больше не ссылаться на нее и не строить из нее ссылки на новые вершины.

Списки внутри списка с пропусками можно также улучшить с помощью

второго алгоритма.

### 3.4 Хэш-таблица

## 4 Глава 3. Тестирование

## 5 Заключение



## 6 Список литературы

## 7 Приложения