



JVM: управление памятью. GC.



Для чего?

В Java у разработчика есть доступ только к созданию объекта, мы не можем явно его удалить. Для этого в JVM есть такой механизм как GC, который и подчищает нашу память от неиспользуемых объектов.

Что такое выделение и очистка памяти?

Ключевые слова

- Stack и Heap
- Аллокация
- Утечки памяти (memory leaks)
- Время жизни объекта
- Корневая ссылка (root)
- Достижимый объект

Что такое Heap и Stack память в Java?

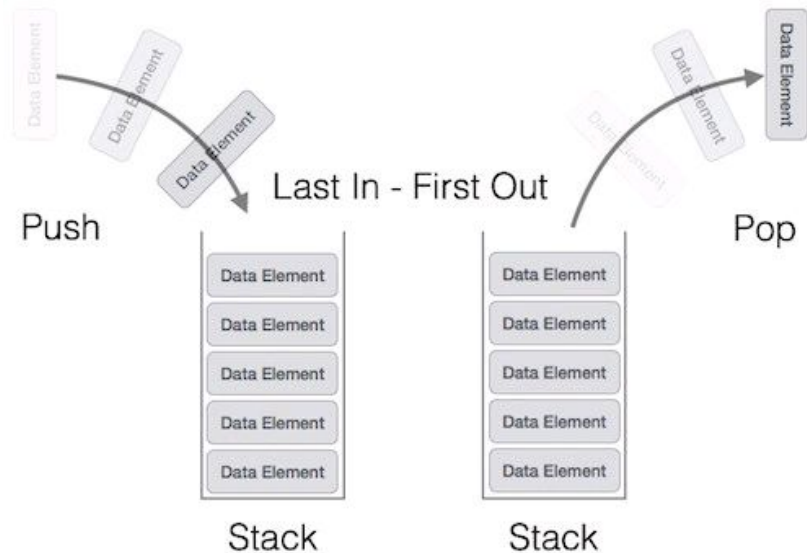
Stack память в Java

Стековая память в Java работает по схеме LIFO (Последний-зашел-Первый-вышел). Всякий раз, когда вызывается метод, в памяти стека создается новый блок, который содержит примитивы и ссылки на другие объекты в методе. Как только метод заканчивает работу, блок также перестает использоваться, тем самым предоставляя доступ для следующего метода.

Что такое Heap и Stack память в Java?

Основные особенности стека

- Он заполняется и освобождается по мере вызова и завершения новых методов
- Переменные в стеке существуют до тех пор, пока выполняется метод в котором они были созданы
- Если память стека будет заполнена, Java бросит исключение `java.lang.StackOverflowError`
- Доступ к этой области памяти осуществляется быстрее, чем к куче
- Является потокобезопасным, поскольку для каждого потока создается свой отдельный стек



Что такое Heap и Stack память в Java?

Heap память в Java

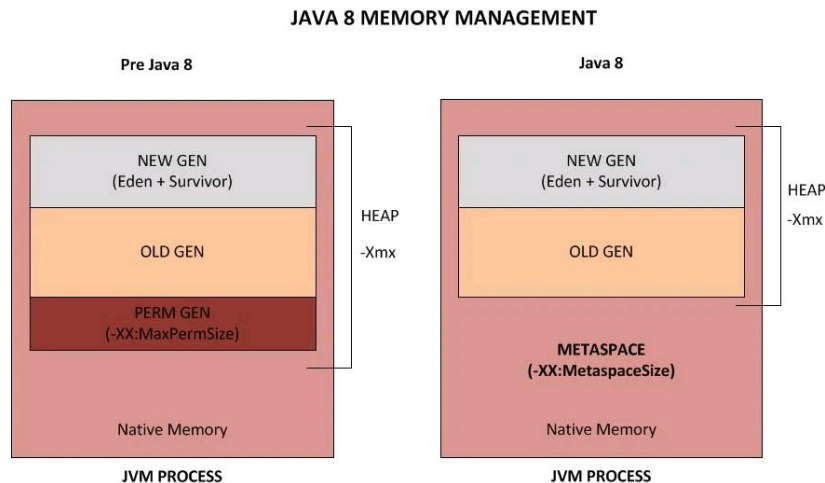
Эта область памяти используется для объектов и классов. Новые объекты всегда создаются в куче, а ссылки на них хранятся в стеке.

Эти объекты имеют глобальный доступ и могут быть получены из любого места программы

Что такое Heap и Stack память в Java?

Эта область памяти разбита на несколько более мелких частей, называемых поколениями:

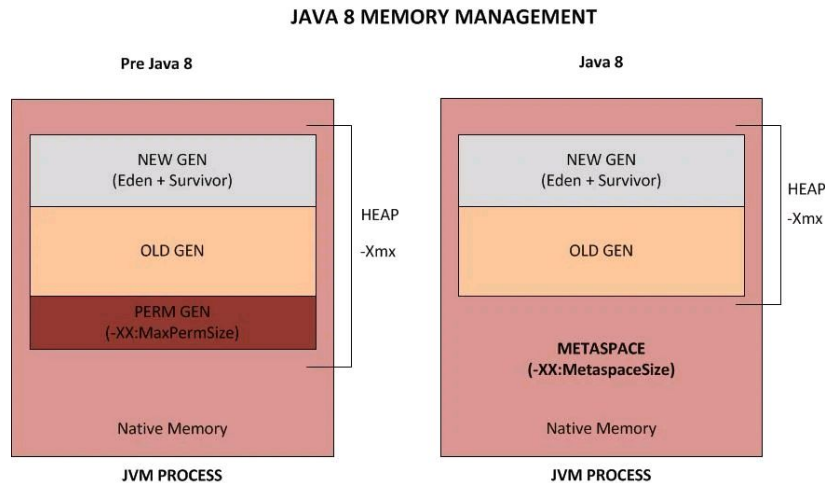
1. **Young Generation** — область где размещаются недавно созданные объекты. Когда она заполняется, происходит быстрая сборка мусора
2. **Old (Tenured) Generation** — здесь хранятся долгоживущие объекты.
3. **Permanent Generation** — эта область содержит метаинформацию о классах и методах приложения, но начиная с Java 8 данная область памяти была упразднена.



Что такое Heap и Stack память в Java?

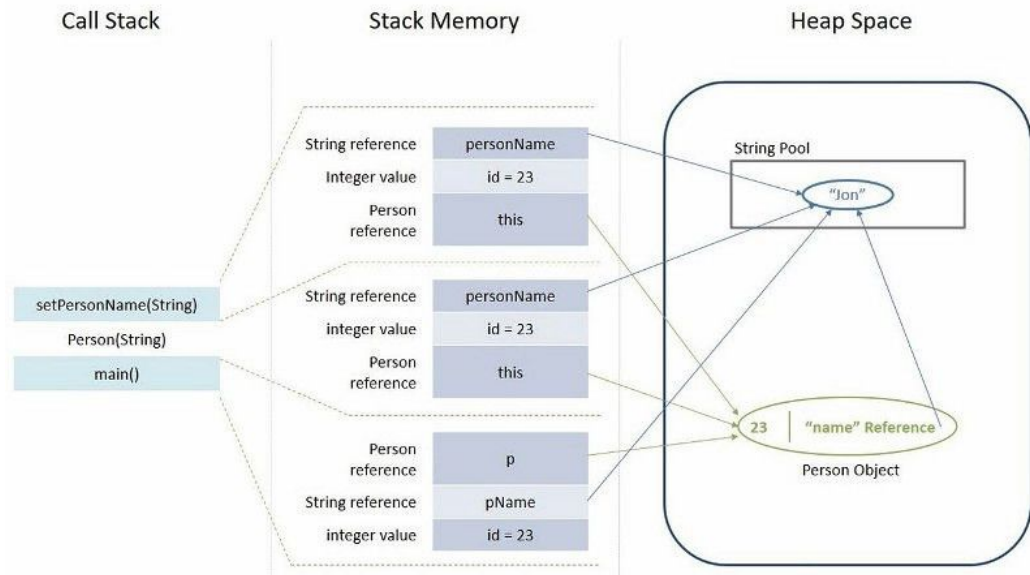
Основные особенности кучи

- Когда эта область памяти полностью заполняется, Java бросает `java.lang.OutOfMemoryError`
- Доступ к ней медленнее, чем к стеку
- Эта память, в отличие от стека, автоматически не освобождается. Для сбора неиспользуемых объектов используется сборщик мусора
- В отличие от стека, куча не является потокобезопасной и ее необходимо контролировать, правильно синхронизируя код



Что такое Heap и Stack память в Java?

```
class Person {  
    int pid;  
    String name;  
  
    // constructors, getters/setters  
}  
  
public class Driver {  
    public static void main(String[] args) {  
        int id = 23;  
        String pName = "Jon";  
        Person p = null;  
        p = new Person(id, pName);  
    }  
}
```

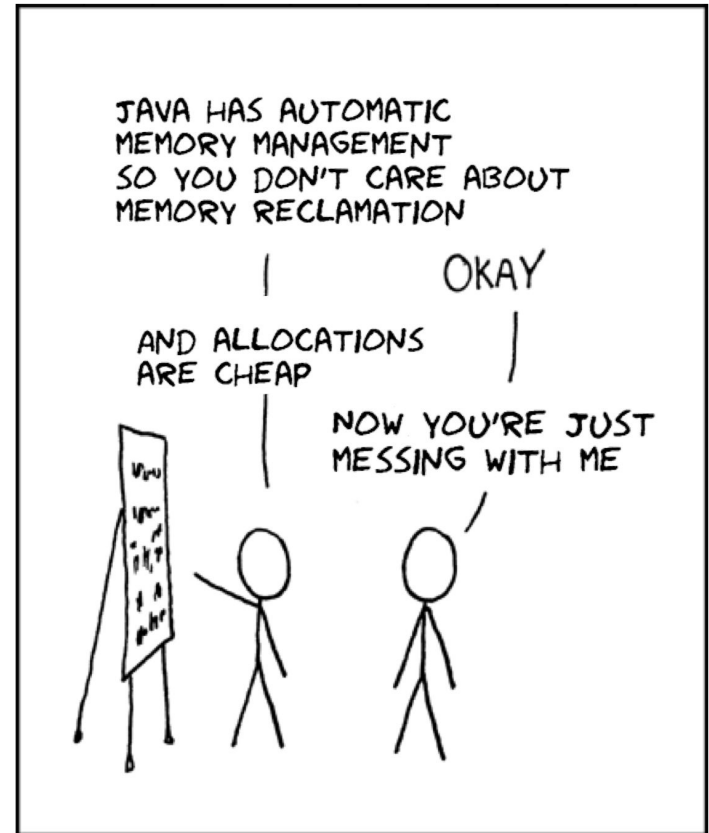


Разница между Stack и Heap

Свойства	Стек	Куча
Использование приложением	Для каждого потока используется свой стек	Пространство кучи является общим для всего приложения
Размер	Предел размера стека определен операционной системой	Размер кучи не ограничен
Хранение	Хранит примитивы и ссылки на объекты	Все созданные объекты хранятся в куче
Порядок	Работает по схеме последним вошел, первым вышел (LIFO)	Доступ к этой памяти осуществляется с помощью сложных методов управления памятью, включая Young Generation, Old и Permanent Generation
Существование	Память стека существует пока выполняется текущий метод	Пространство кучи существует пока работает приложение
Скорость	Обращение к памяти стека происходит значительно быстрее, чем к памяти кучи	Медленнее, чем стек
Выделение и освобождение памяти	Эта память автоматически выделяется и освобождается, когда метод вызывается и завершается соответственно	Память в куче выделяется, когда создается новый объект и освобождается сборщиком мусора, когда в приложении не остается ни одной ссылки на его

Аллокация

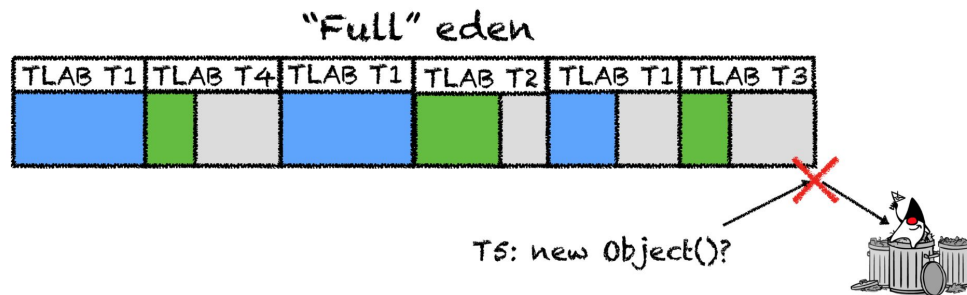
Аллокация- это выделение памяти для нового объекта.



Аллокация: Как это происходит

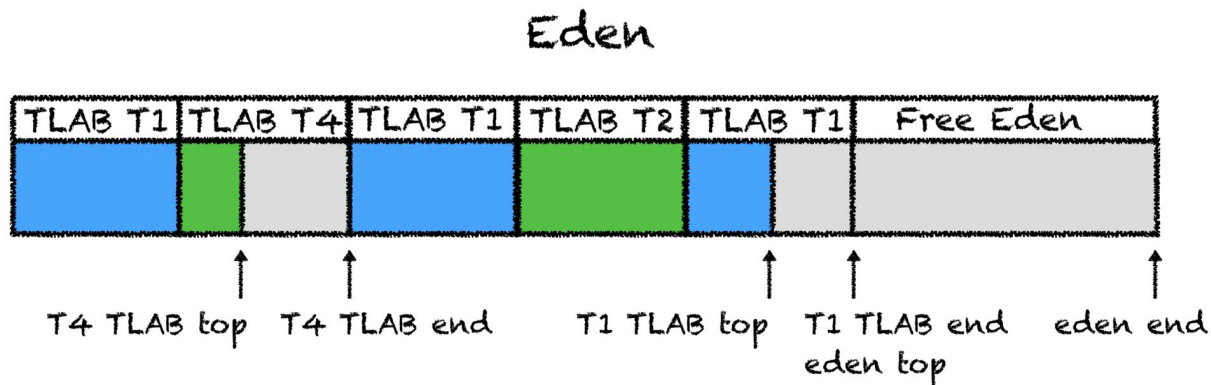
Так как память в JVM освобождает GC, то аллокатору нужно лишь знать, где эту свободную память искать, фактически управлять доступом к одному указателю на эту самую свободную память.

bump-the-pointer: каждому потоку выделяется большой кусок памяти, который принадлежит только ему.



Аллокация: Как это происходит

Аллокации внутри такого буфера происходят всё тем же инкрементом указателя (но уже локальным, без синхронизации) пока это возможно, а новая область запрашивается каждый раз, когда текущая заканчивается. Такая область и называется **thread-local allocation buffer(TLAB)**.



Утечка памяти: Что это такое

● Утечка памяти — это ситуация, когда в куче есть объекты, которые больше не используются, но сборщик мусора не может удалить их, что приводит к нерациональному расходованию памяти.

Проблема:

Утечка блокирует ресурсы памяти, что со временем приводит к ухудшению производительности системы. И если ее не устранить, приложение исчерпает свои ресурсы и завершится с ошибкой

`java.lang.OutOfMemoryError`



"Hey! Your application has a memory leak."

Утечка памяти: СИМПТОМЫ

- Серьезное ухудшение производительности, когда оно работает продолжительное время
- Возникновение в приложении ошибки `java.lang.OutOfMemoryError`
- Спонтанные и странные сбои в приложении

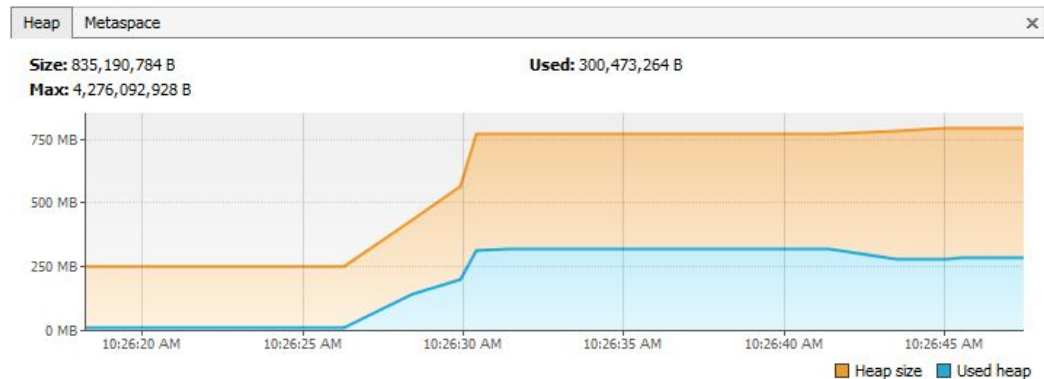
Утечка памяти: из-за статических полей

В Java время жизни статических полей обычно совпадает со временем работы приложения

```
public class StaticTest {
    public static List<Double> list = new ArrayList<>();

    public void populateList() {
        for (int i = 0; i < 10000000; i++) {
            list.add(Math.random());
        }
        Log.info("Debug Point 2");
    }

    public static void main(String[] args) {
        Log.info("Debug Point 1");
        new StaticTest().populateList();
        Log.info("Debug Point 3");
    }
}
```



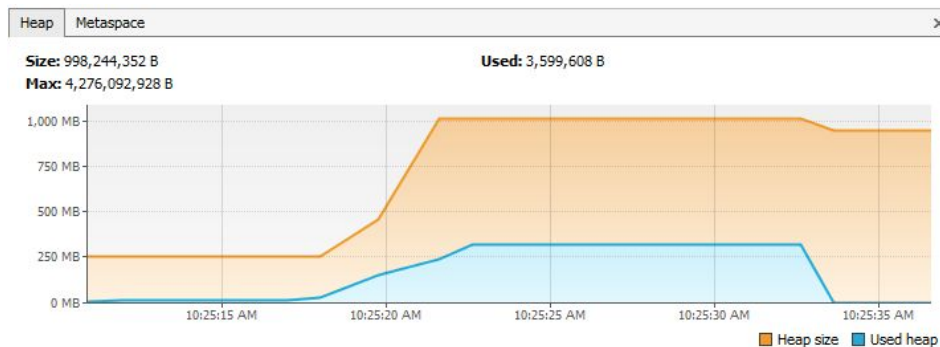
Утечка памяти: из-за статических полей

Однако, если мы отбросим слово *static* в строке номер 2, то это приведет к резкому изменению использования памяти:

```
public class StaticTest {
    public static List<Double> list = new ArrayList<>();

    public void populateList() {
        for (int i = 0; i < 10000000; i++) {
            list.add(Math.random());
        }
        Log.info("Debug Point 2");
    }

    public static void main(String[] args) {
        Log.info("Debug Point 1");
        new StaticTest().populateList();
        Log.info("Debug Point 3");
    }
}
```



Утечка памяти: из-за статических полей

Как это предотвратить?

- Минимизировать использование статических переменных в приложении
- При использовании синглтонов использовать реализацию с ленивой загрузкой объекта, вместо немедленной

Утечка памяти: через незакрытые ресурсы

- Всякий раз, когда мы создаем новое соединение или открываем поток, JVM выделяет память для этих ресурсов. Это могут быть соединения с базой данных, входящие потоки или сессионные объекты.
- Забывая закрыть эти ресурсы, вы можете заблокировать память, тем самым делая их недоступными для сборщика мусора. Это может произойти даже в случае возникновения исключения, которое не позволит программе выполнить код, отвечающий за закрытие ресурсов

Утечка памяти: через незакрытые ресурсы

Как это предотвратить?

- Всегда используйте *finally* блок для закрытия ресурсов
- Код (даже в блоке *finally*), который закрывает ресурсы, не должен иметь никаких необработанных исключений

Утечка памяти: неверные реализации `equals()` и `hashCode()`

- При написании новых классов очень распространенной ошибкой является некорректное написание переопределяемых методов *`equals()`* и *`hashCode()`*
- `HashSet` и `HashMap` используют эти методы во многих операциях и если они не переопределены правильно, то эти методы могут стать источником потенциальных проблем, связанных с утечкой памяти

Утечка памяти: неверные реализации equals() и hashCode()

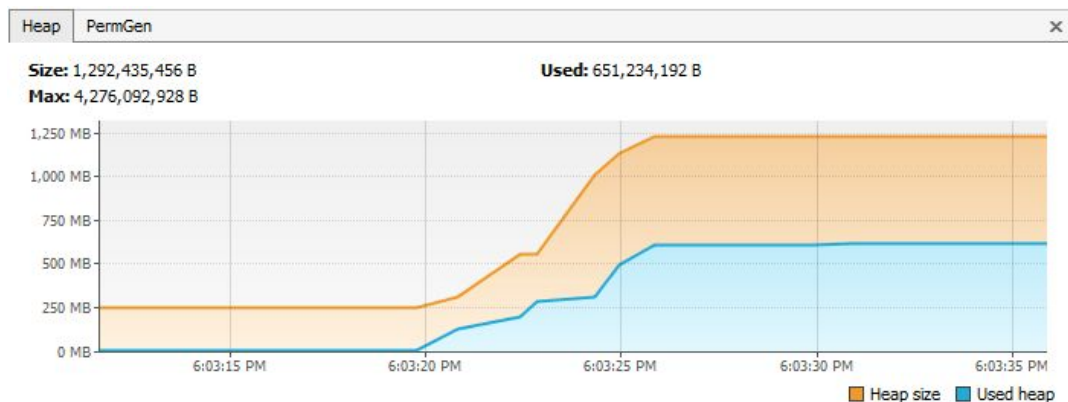
```
public class Person {  
    public String name;  
  
    public Person(String name) {  
        this.name = name;  
    }  
}
```

```
@Test  
public void givenMap_whenEqualsAndHashCodeNotOverridden_thenMemoryLeak() {  
    Map<Person, Integer> map = new HashMap<>();  
    for(int i = 0; i < 100; i++) {  
        map.put(new Person("jon"), 1);  
    }  
    Assert.assertFalse(map.size() == 1);  
}
```

Поскольку *Map* не позволяет использовать дубликаты ключей, многочисленные объекты *Person*, которые мы добавили, не должны увеличить занимаемую ими пространство в памяти.

Утечка памяти: неверные реализации equals() и hashCode()

Поскольку мы не определили правильные метод *equals()*, дублирующие объекты накопились и заняли память. В этом случае потребление памяти кучи выглядит следующим образом:



Утечка памяти: неверные реализации equals() и hashCode()

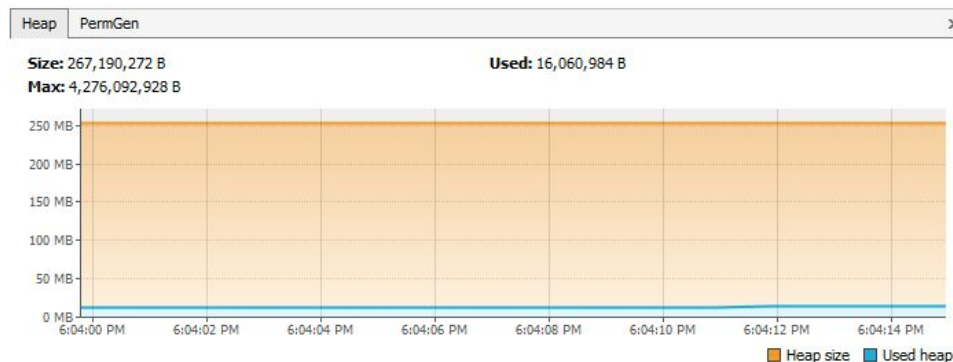
```
public class Person {
    public String name;

    public Person(String name) {
        this.name = name;
    }

    @Override
    public boolean equals(Object o) {
        if (o == this) return true;
        if (!(o instanceof Person)) {
            return false;
        }
        Person person = (Person) o;
        return person.name.equals(name);
    }

    @Override
    public int hashCode() {
        int result = 17;
        result = 31 * result + name.hashCode();
        return result;
    }
}
```

```
@Test
public void givenMap_whenEqualsAndHashCodeNotOverridden_thenMemoryLeak() {
    Map<Person, Integer> map = new HashMap<>();
    for(int i = 0; i < 2; i++) {
        map.put(new Person("jon"), 1);
    }
    Assert.assertTrue(map.size() == 1);
}
```

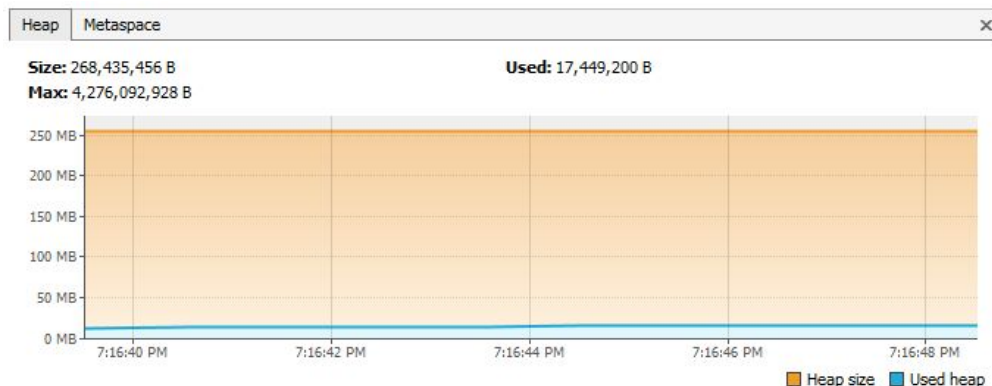
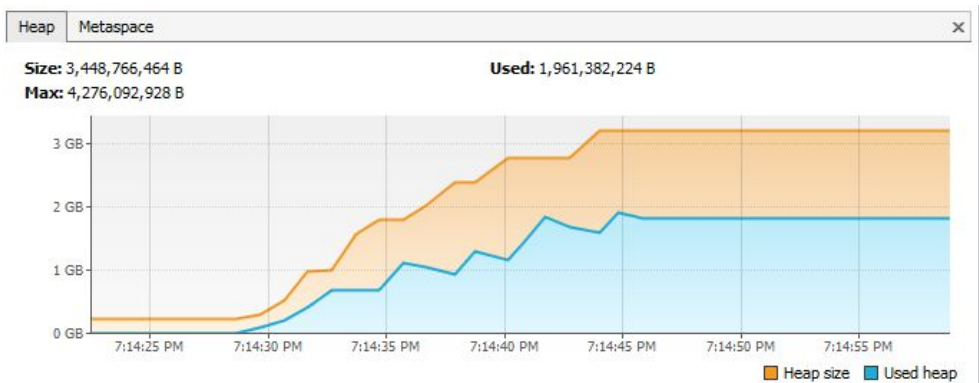


Утечка памяти: неверные реализации equals() и hashCode()

Как это предотвратить?

- Взять за правило, при создании новых сущностей (Entity), всегда переопределять методы equals() и hashCode()
- Не достаточно просто переопределить эти методы. Они должны быть переопределены оптимальным образом

Утечка памяти: внутренние классы, ссылаются на внешние классы



Однако, если мы просто объявим внутренний класс как статический, то та же модель памяти будет выглядеть так:

Утечка памяти: внутренние классы, ссылаются на внешние классы

Как это предотвратить?

- Если внутреннему классу не нужен доступ к членам внешнего класса, подумайте о превращении его в статический класс

Утечка памяти: использование ThreadLocals

- ThreadLocal — это механизм, который позволяет изолировать состояние (значения переменных) в определенном потоке, что делает его безопасным.

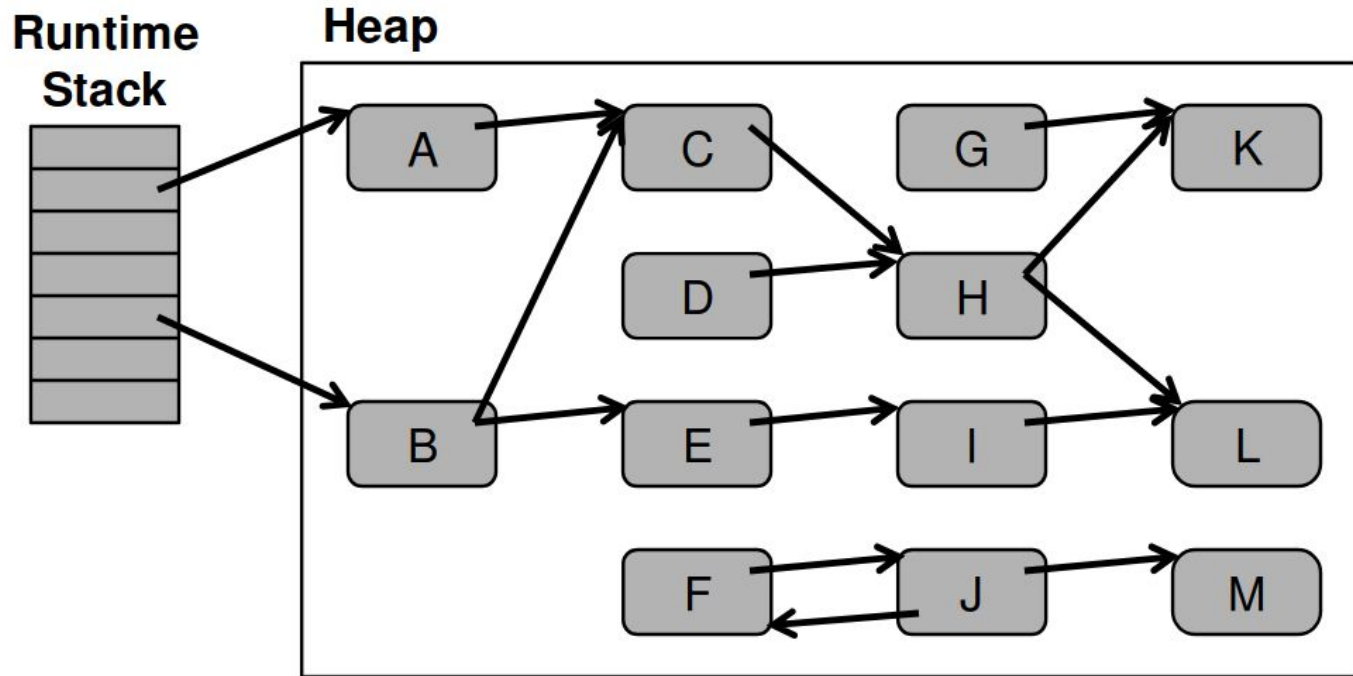
- Несмотря на свои преимущества, использование переменных *ThreadLocal* противоречиво, поскольку они могут являться причиной утечек памяти, если они не используются должным образом.

Утечка памяти: использование ThreadLocals

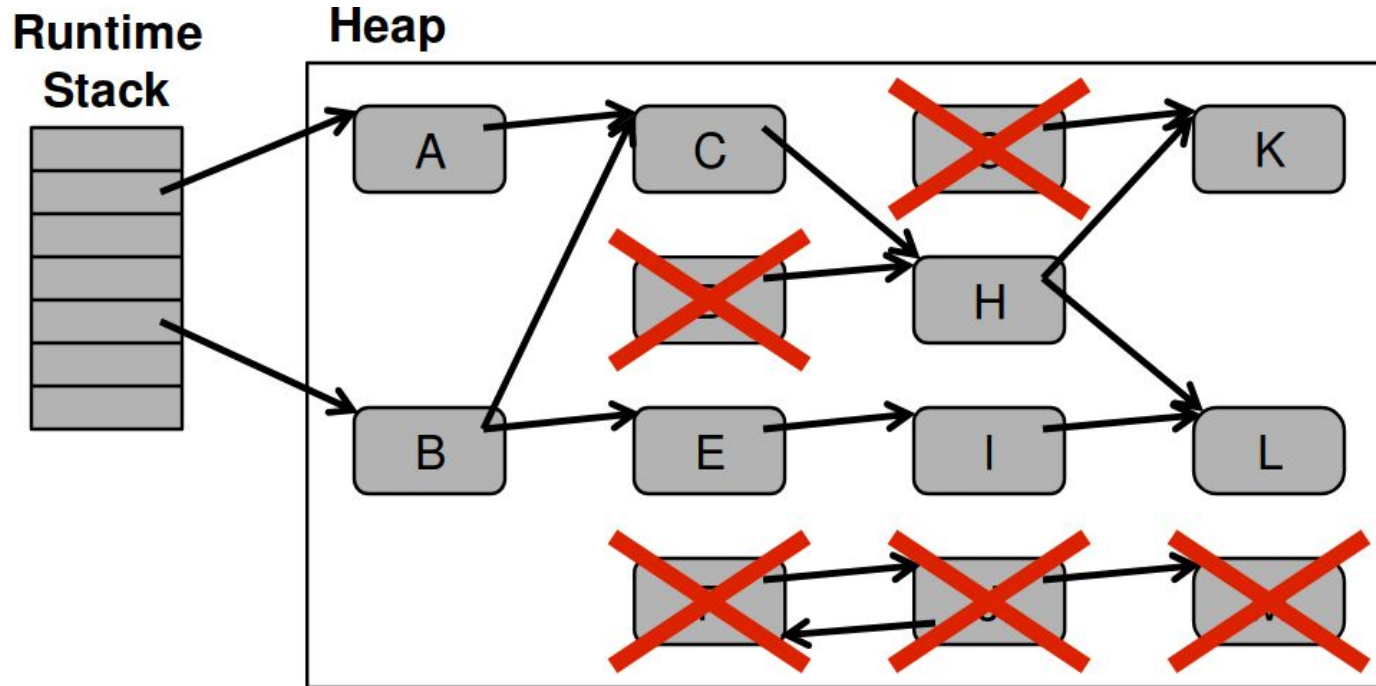
Как это предотвратить?

- Хорошей практикой является очищение *ThreadLocal* переменных, когда они больше не используются. `ThreadLocal` предоставляет метод *remove()*, который удаляет значение переменной для текущего потока
- Не используйте `ThreadLocal.set(null)` для очистки значения — на самом деле оно не очищает значение, а вместо этого ищет мапу, связанную с текущим потоком, и устанавливает пару ключ-значение — текущий поток и `null` соответственно
- Еще лучше рассмотреть `ThreadLocal` как ресурс, который необходимо закрыть в блоке `finally`, чтобы убедиться, что он всегда будет закрыт, даже в случае исключения:

Сборка мусора: до



Сборка мусора: после



Производительность GC

3 характеристики

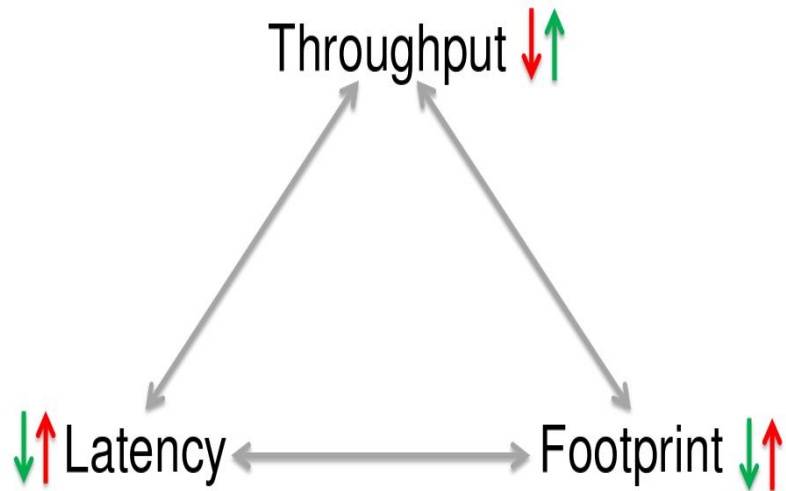
- ❖ Пропускная способность (**Throughput**)
 - Объем вычислительных ресурсов, затрачиваемых на GC
- ❖ Максимальная задержка (**Latency**)
 - Максимальное время, на которое сборщик приостанавливает выполнение программы для выполнения одной сборки. Такие остановки называются stop-the-world.
- ❖ Потребляемые ресурсы (**Footprint**)
 - Объем ресурсов процессора и памяти, потребляемых сборщиком.

Треугольник оптимизации GC

- ❖ Максимальная оптимизация производится по 2 вершинам в ущерб третьей 3-й.

Например :

- Уменьшая потребляемые ресурсы и увеличивая пропускную способность нам необходимо жертвовать временем максимальной задержки, которая в нашем случае вырастет



Достижимость объектов

Чтобы найти мусор, нужно узнать, есть ли ссылки на объект

Три подхода:

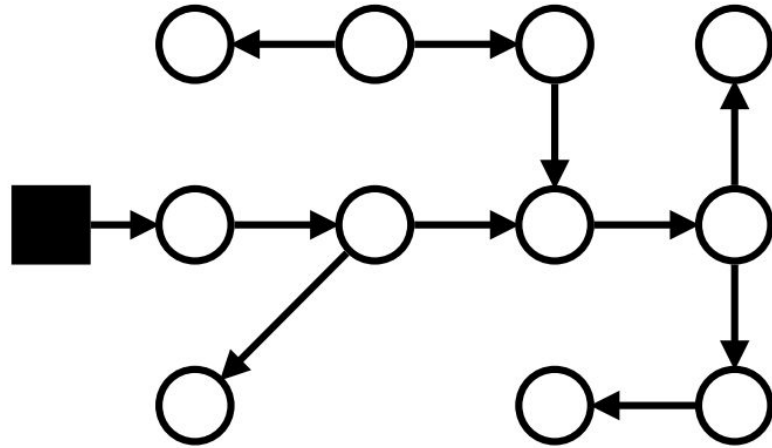
- **No-op**: забить и считать всё достижимым
- **Mark-***: Пробежаться по графу объектов, найти достижимое и посчитать всё остальное мусором
- **Reference counting**: на каждом чтении/записи считать количество ссылок на объект, при refcount=0 считать объект мусором

Пример маркировки объектов

- Граф объектов можно обойти, назначая объектам цвета:
- Белый: ещё не посещён
- Серый: посещён, но ссылки не просканированы
- Чёрный: посещён и ссылки просканированы

Вся жизнь алгоритма маркировки – это покраска белого в серое, а серого в чёрное.

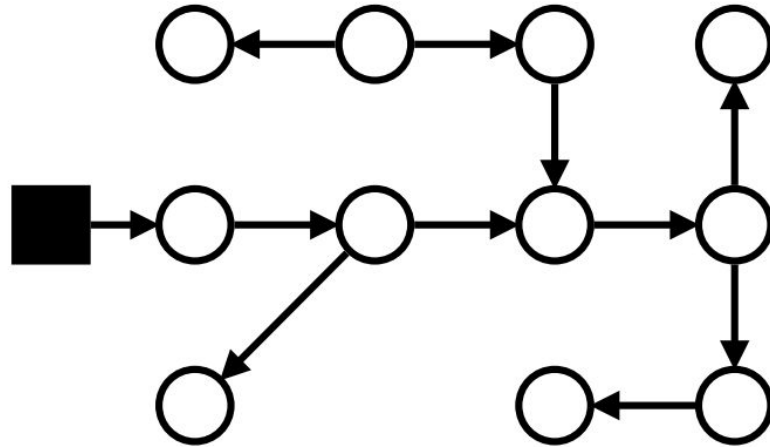
Маркировка: stop-the-world



Когда приложение остановлено, всё тривиально!

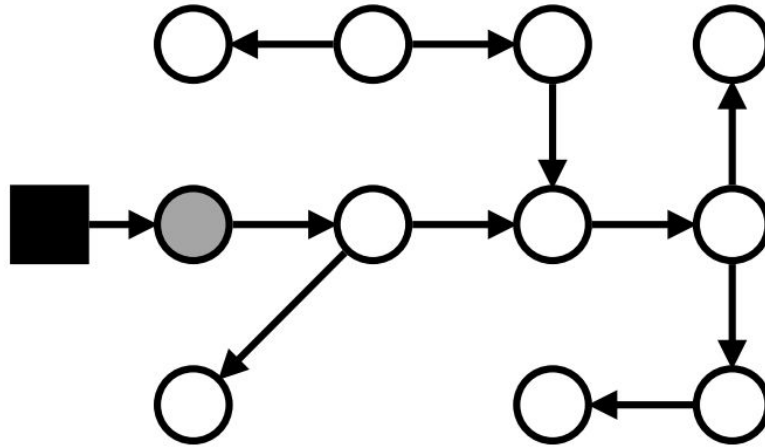
Никто не мешается под ногами.

Маркировка: stop-the-world



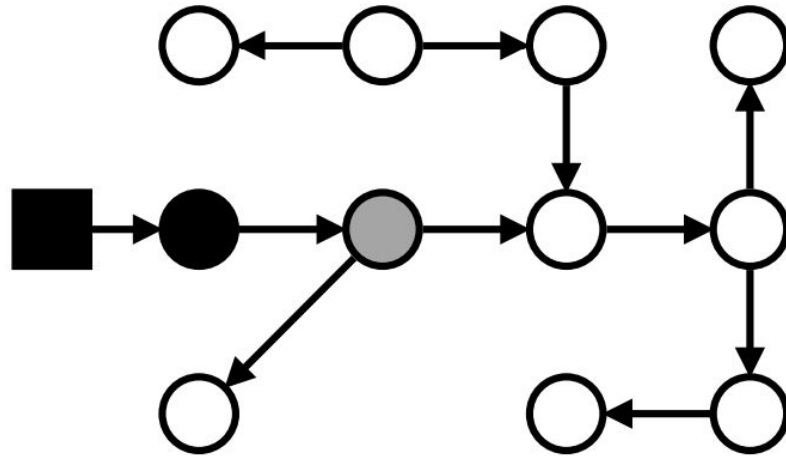
Нашли все корни, покрасили их в чёрный,
т.к. они по определению достижимы

Маркировка: stop-the-world



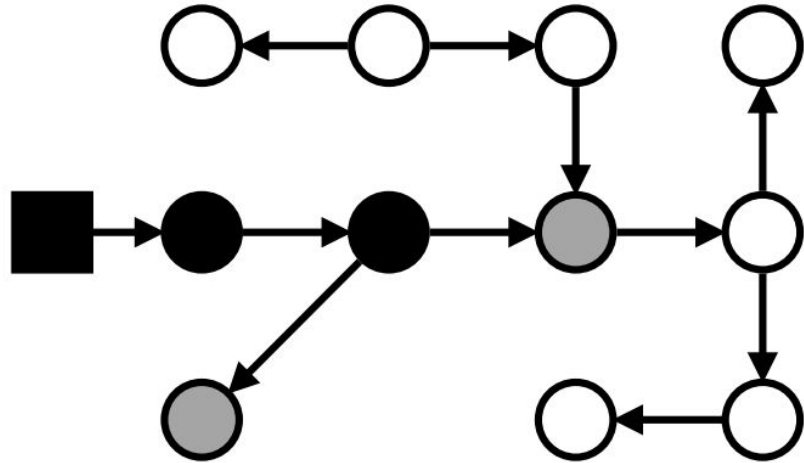
Ссылки из чёрных теперь серые, сканируем ссылки из серых

Маркировка: stop-the-world



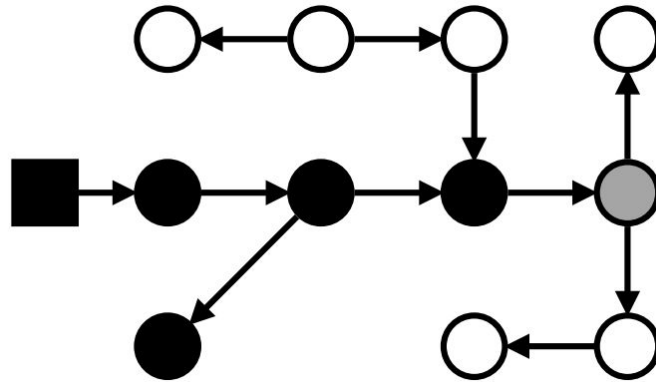
Сканирование из серых завершено, красим их в чёрные;
новые ссылки – серые

Маркировка: stop-the-world



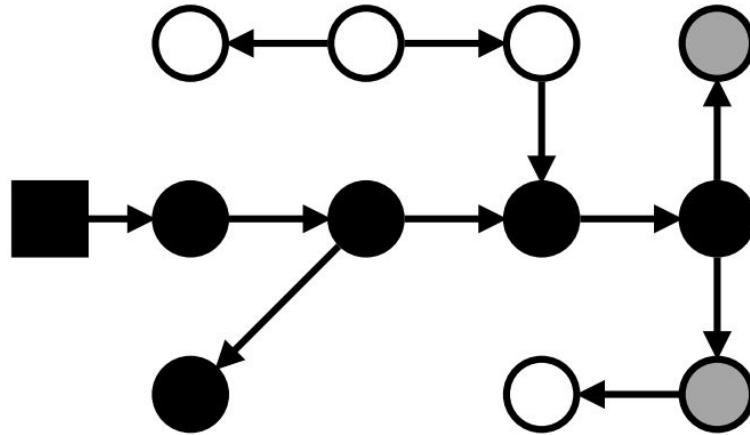
Серые → чёрные;
достижимые из серых → серые

Маркировка: stop-the-world



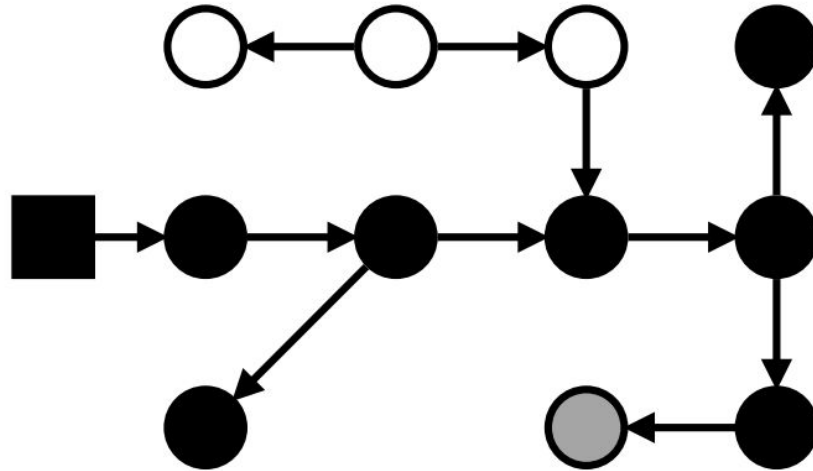
Серые \rightarrow чёрные;
достижимые из серых \rightarrow серые

Маркировка: stop-the-world



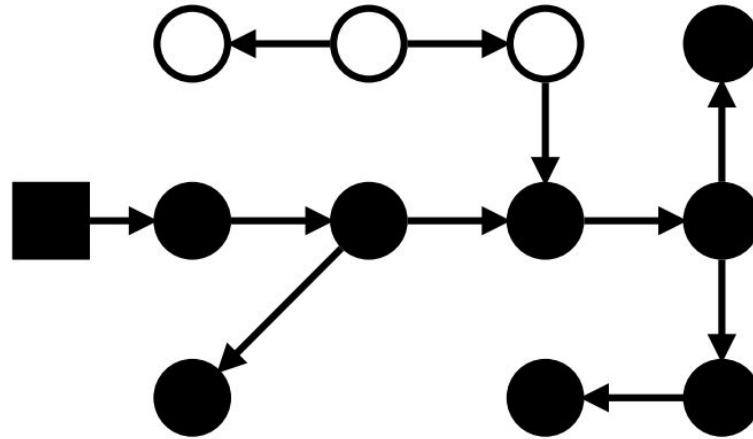
Серые \rightarrow чёрные;
достижимые из серых \rightarrow серые

Маркировка: stop-the-world



Серые \rightarrow чёрные;
достижимые из серых \rightarrow серые

Маркировка: stop-the-world

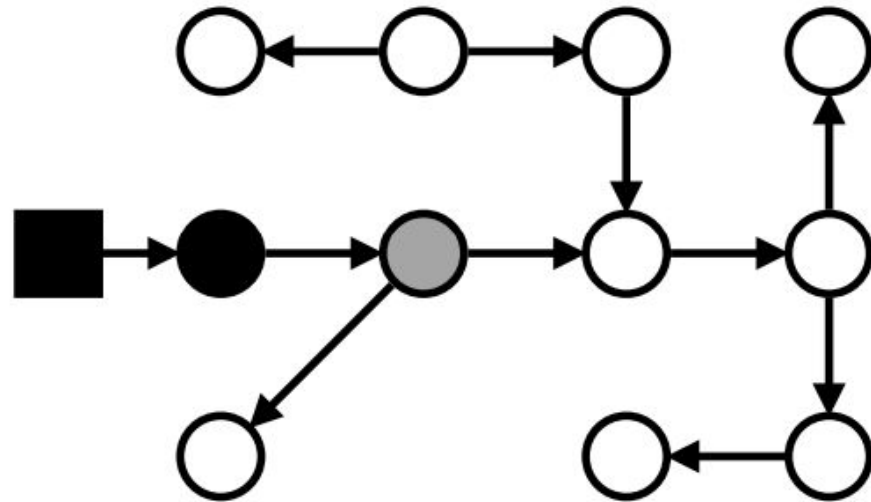


Конец: всё достижимое – чёрное;
весь мусор – белый

Маркировка: проблемы с мутатором

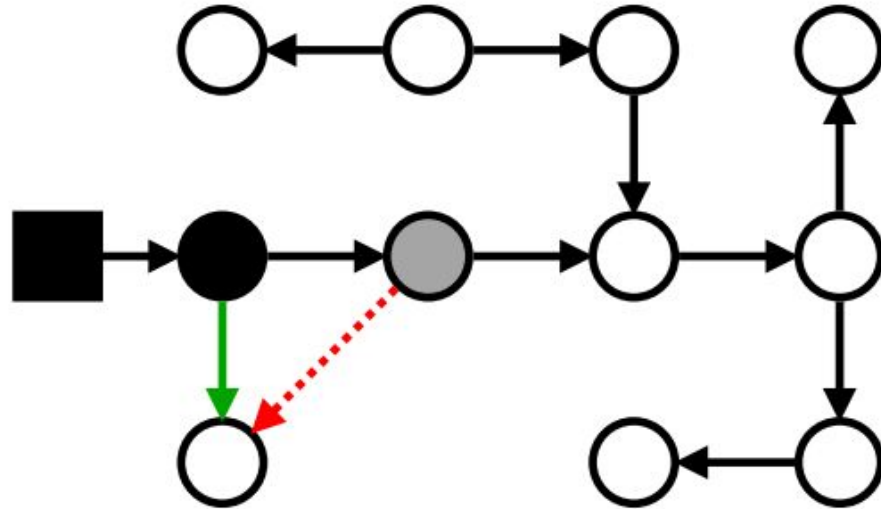
- В **concurrent mark** всё сложнее: там есть приложение, которое меняет граф объектов. За это его презрительно называют мутатором.

Маркировка: проблемы с мутатором



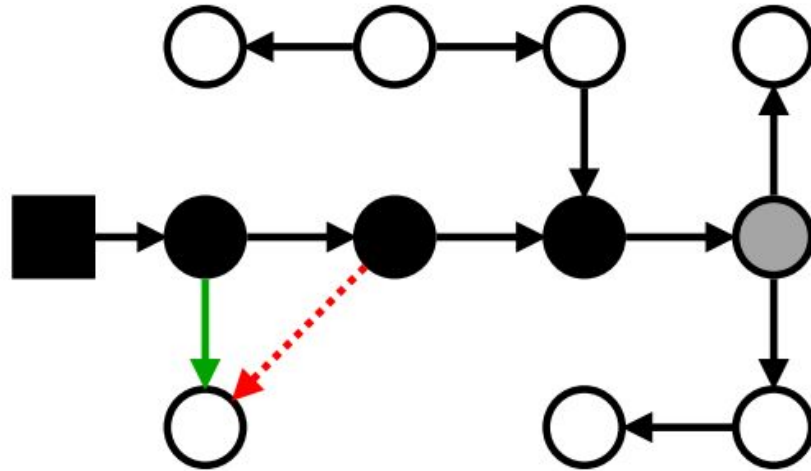
Добрался указатель сюда,
и только он начал сканировать ссылки...

Маркировка: проблемы с мутатором



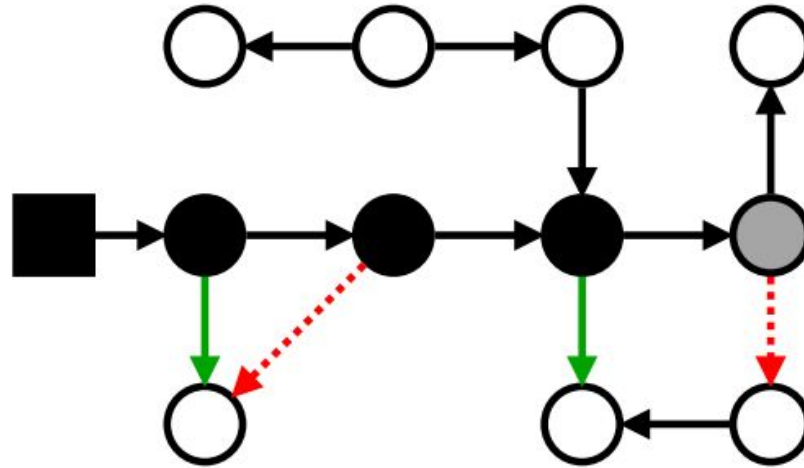
Мутатор снёс ссылку из серого ...
и вставил её в чёрный!

Маркировка: проблемы с мутатором



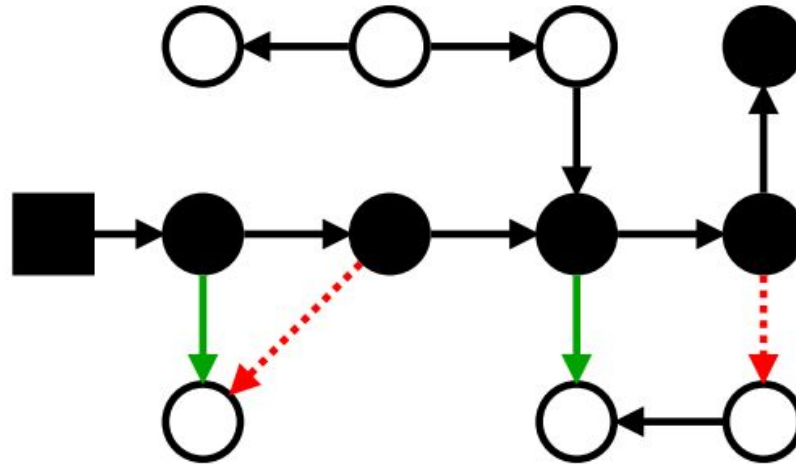
Или даже когда-нибудь потом вставил ссылку на транзитивно достижимый белый объект

Маркировка: проблемы с мутатором



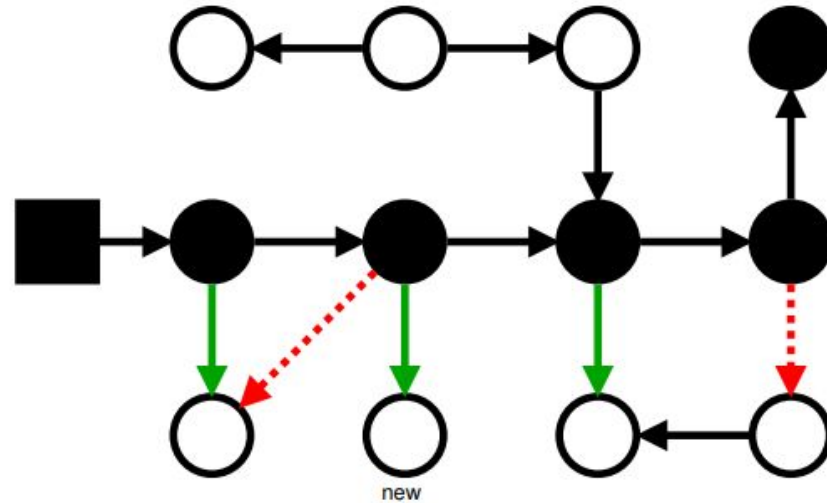
Или даже когда-нибудь потом вставил ссылку на транзитивно достижимый белый объект

Маркировка: проблемы с мутатором



Марк завершился, и опаньки: есть **достижимые** белые объекты, которые мы сейчас снесём!

Маркировка: проблемы с мутатором



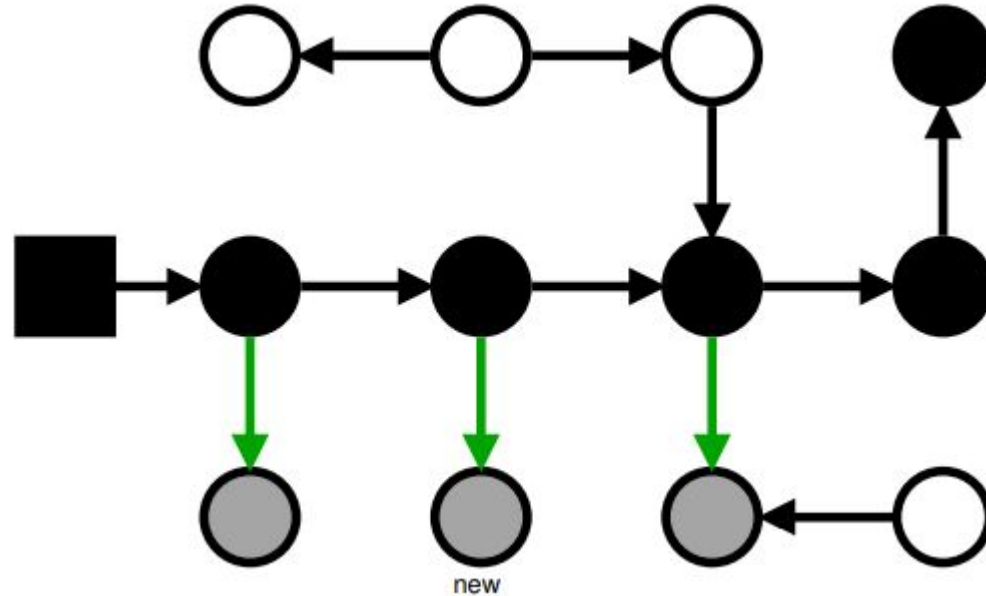
Ещё хуже: появился новый объект и
ссылку на него записали под конец марка

Маркировка: проблемы с мутатором

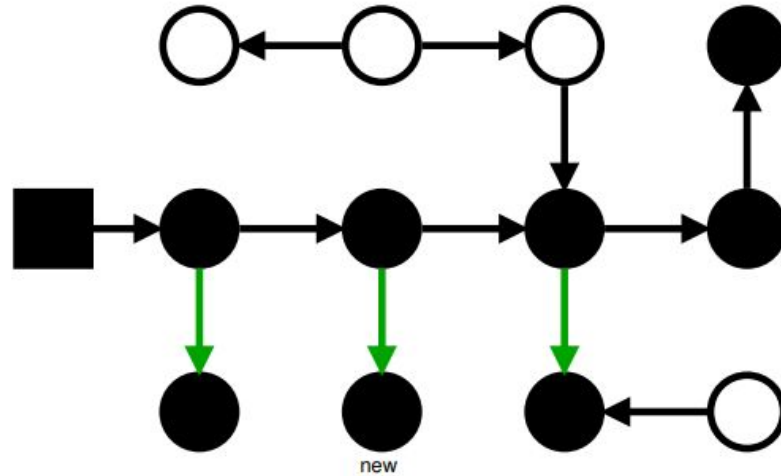
Есть два способа решить эту проблему:

- 1. Incremental Update:** перехватить записи и обработать вставки, обойдя новые ссылки – принимая новое на лету
- 2. Snapshot-at-the-Beginning:** перехватить записи и обработать удаления, запомнив старые ссылки – уворачиваясь от деструктивных изменений

Маркировка: Incremental Update

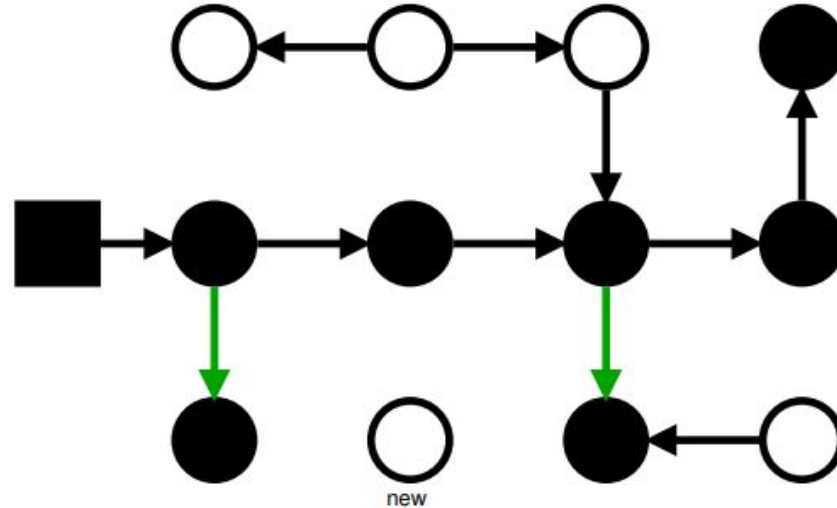


Маркировка: Incremental Update



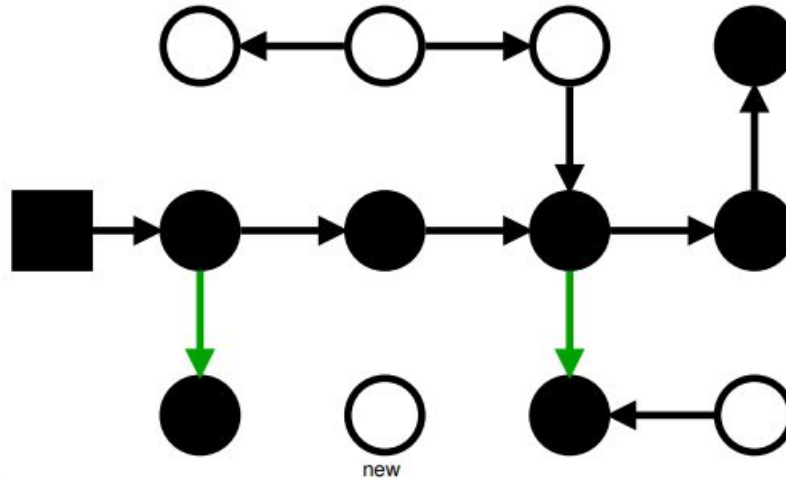
Конец!

Маркировка: Incremental Update



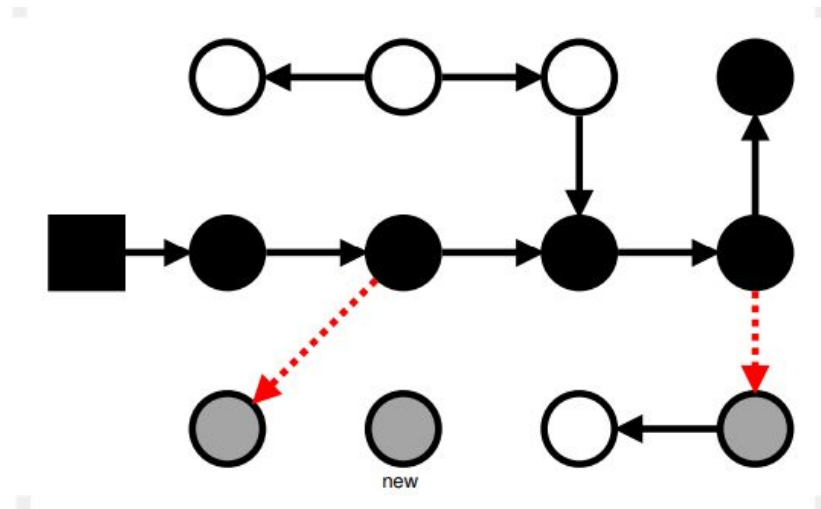
Бонус: если объект создали, но не записали, его не маркаем

Маркировка: Incremental Update



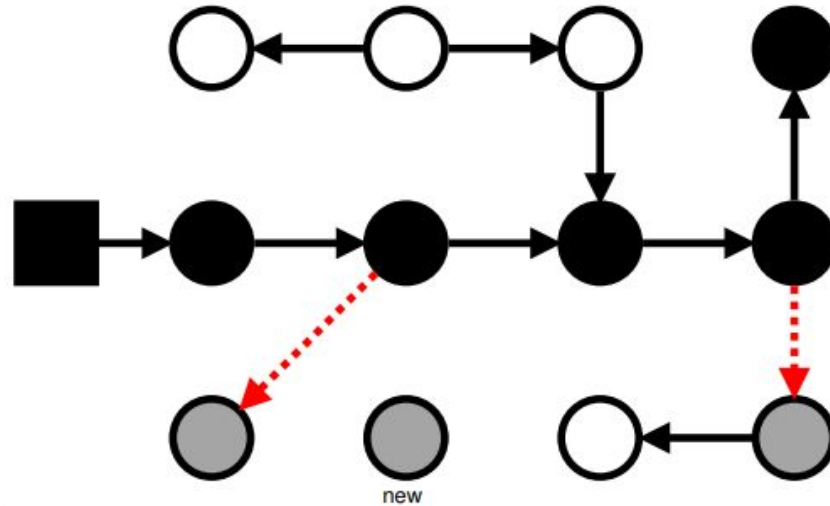
Бонус: если ссылка на объект пропала, ну и ладно!

Маркировка: SATB



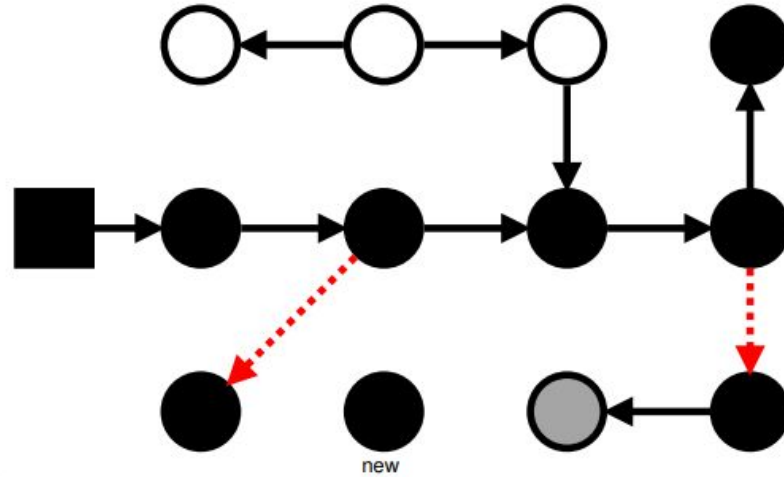
Красим все старые ссылки в серый

Маркировка: SATB



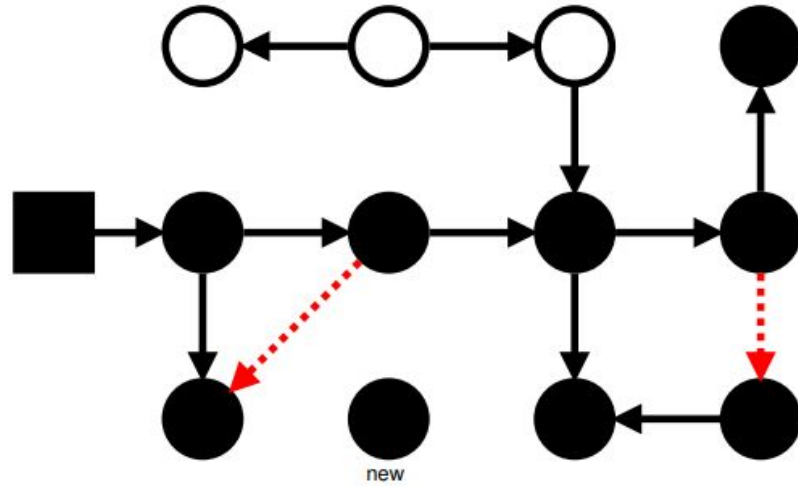
Красим новые объекты в серый

Маркировка: SATB



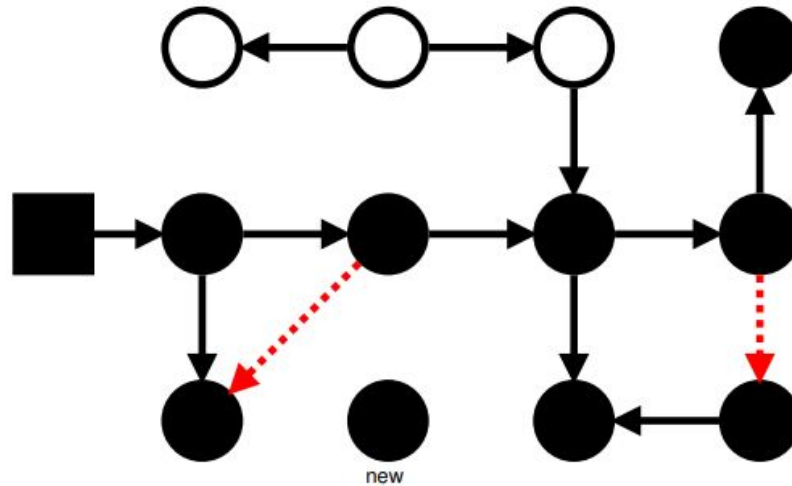
Доделываем...

Маркировка: SATB



Конец!

СМаркировка: SATB



«Snapshot At The Beginning»:

пометили все достижимые на начало сборки

Маркировка: две паузы в Concurrent

Init Mark:

1. Остановить мутатор, чтобы избежать гонок
2. Покрасить весь rootset в чёрный
3. Взвести SATB/IU-барьеры в готовность

Final Mark:

1. Остановить мутатор, чтобы избежать гонок
2. Слить остатки из SATB/IU-очереди
3. Доделать из остатков и изменений в rootset

Маркировка: наблюдения

- Хорошо сделанный STW GC побьет хорошо сделанный concurrent GC по чистой пропускной способности
- Разные GC по-разному будут влиять на приложение, даже если самих сборок не происходит.

Алгоритмы «сборки мусора»

Mark-Sweep

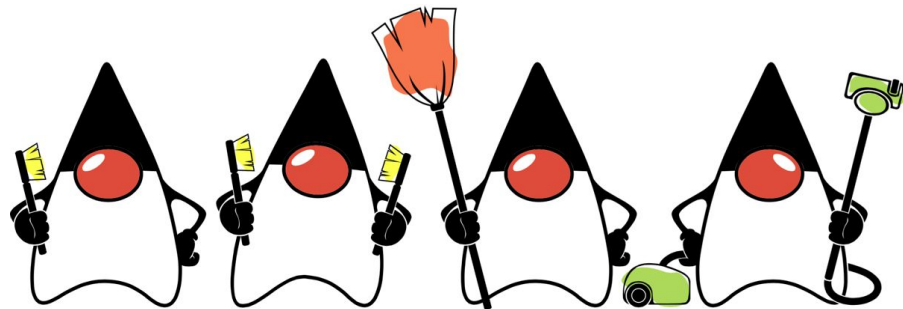
- Фаза 1 – маркировка достижимых объектов
- Фаза 2 – «вычистка» мусора

Copy collector (сборка копированием)

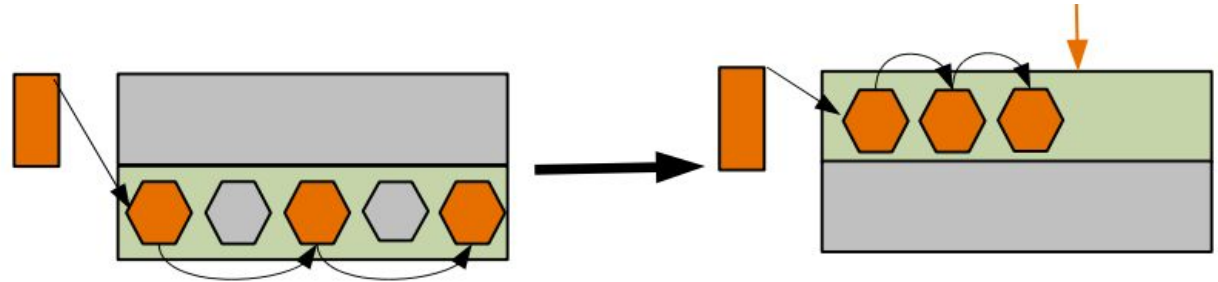
- Использует две области памяти, но выполняется в один проход

Mark-Sweep-Compact

- Mark-Sweep +перемещение живых объектов

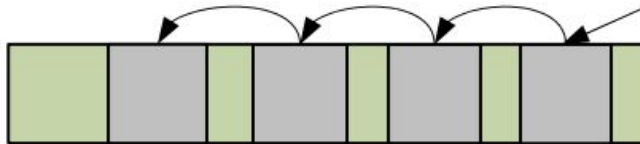
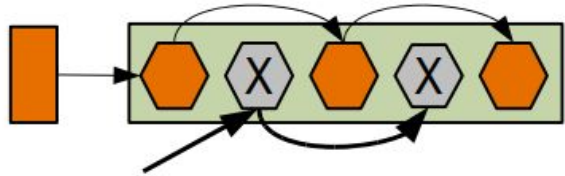
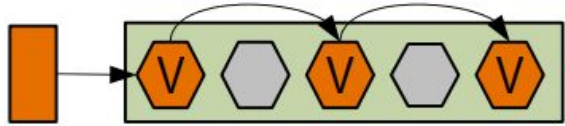
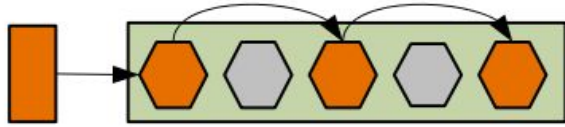


Stop & Copy



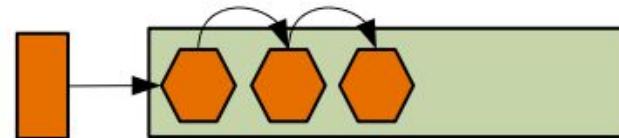
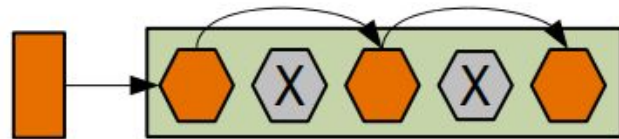
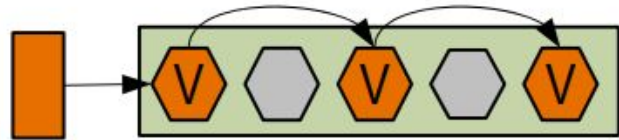
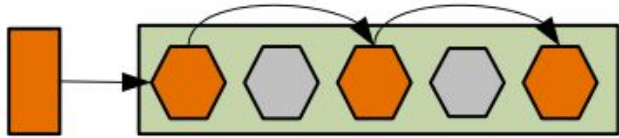
- **Copy**
 - Живые объекты копируются в неактивную область памяти
 - Неактивная область становится активной (и наоборот)
- Требуется дополнительная память
- Время зависит от живых объектов
- Быстрая аллокация
 - “Сдвиг указателя”

Mark & Sweep



- **Mark**
 - ✓ Помечаются все живые объекты
- **Sweep**
 - ✓ Помечается неиспользуемое место
- Возможен в фоновом режиме
 - ✓ Очень низкая скорость сборки
- Фрагментация памяти
- Медленная аллокация
 - ✓ Списки свободной памяти

Mark Sweep Compact

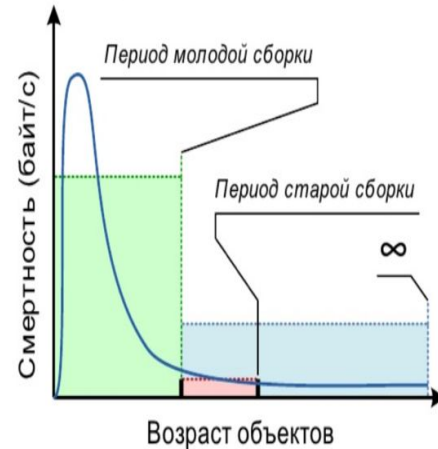


- **Mark**
 - ✓ Помечаются живые объекты
- **Sweep**
 - ✓ Помечаются мертвые объекты
- **Compact**
 - ✓ Живые объекты переносятся в свободную область
- Быстрая аллокация памяти
 - ✓ “Сдвиг указателя”
- Низкая скорость сборки

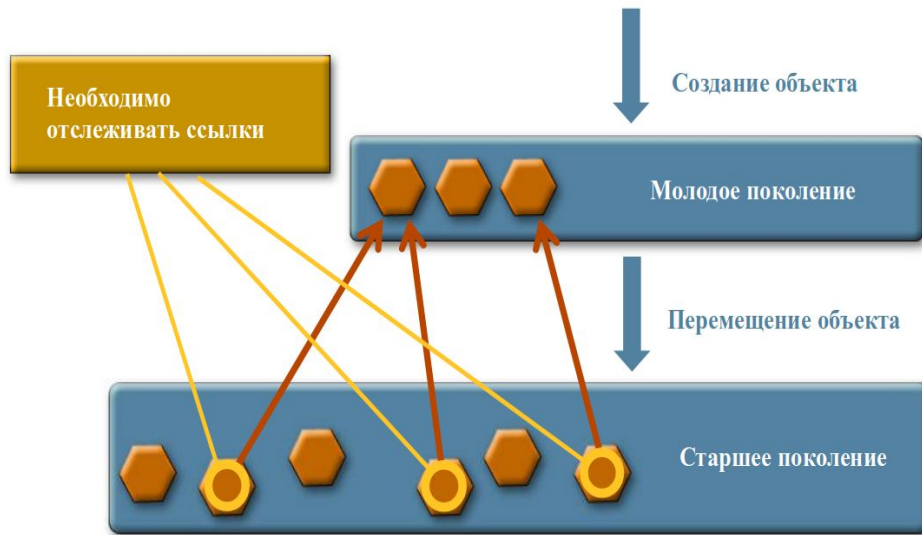
Сборка мусора с поколениями

Слабая гипотеза о поколениях

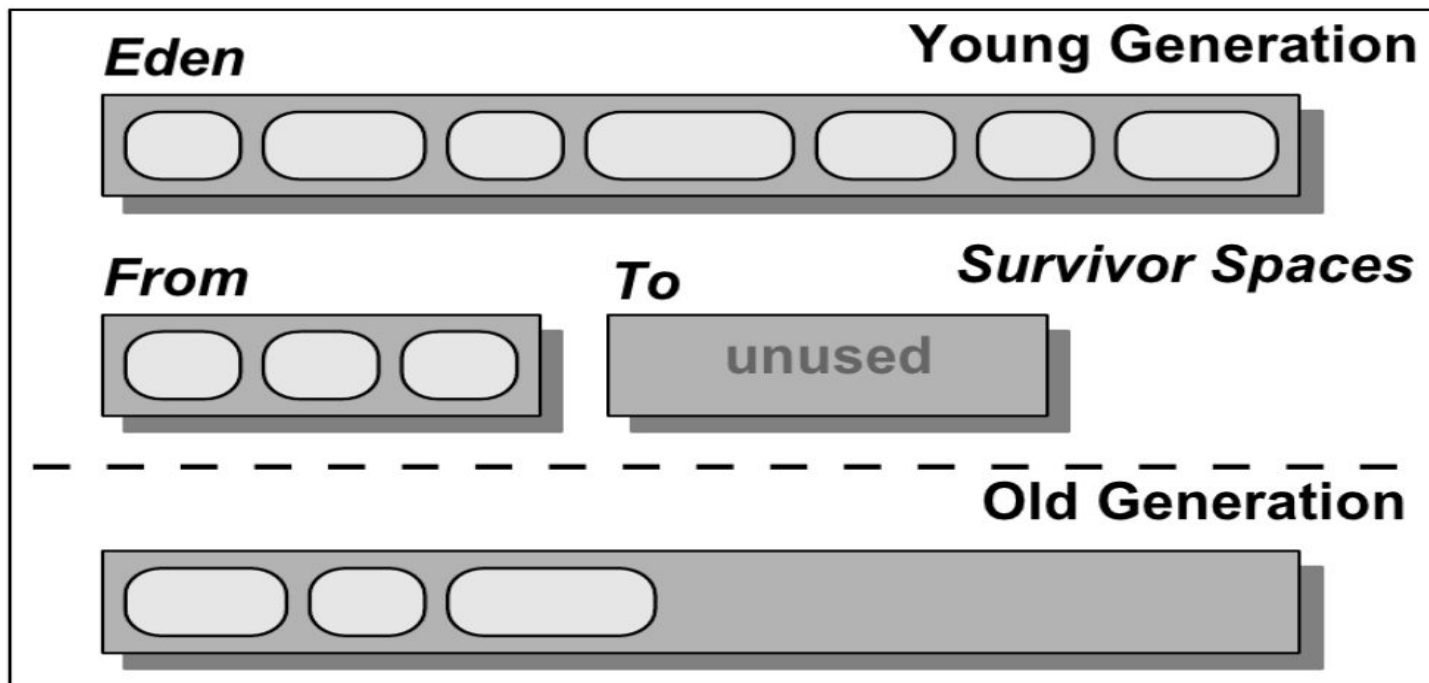
- ❖ Основана на 2 наблюдениях
 - Большинство объектов умирают молодыми
 - Мало ссылок из старых объектов на молодые
- ❖ Вся память разбита на поколения
 - Обычно 2 поколения – молодое и старшее
 - Молодое поколение собирается отдельно
 - Пережившие несколько сборок объекты переходят из молодого поколения в старшее
 - Используется всеми сборщиками в HotSpot VM



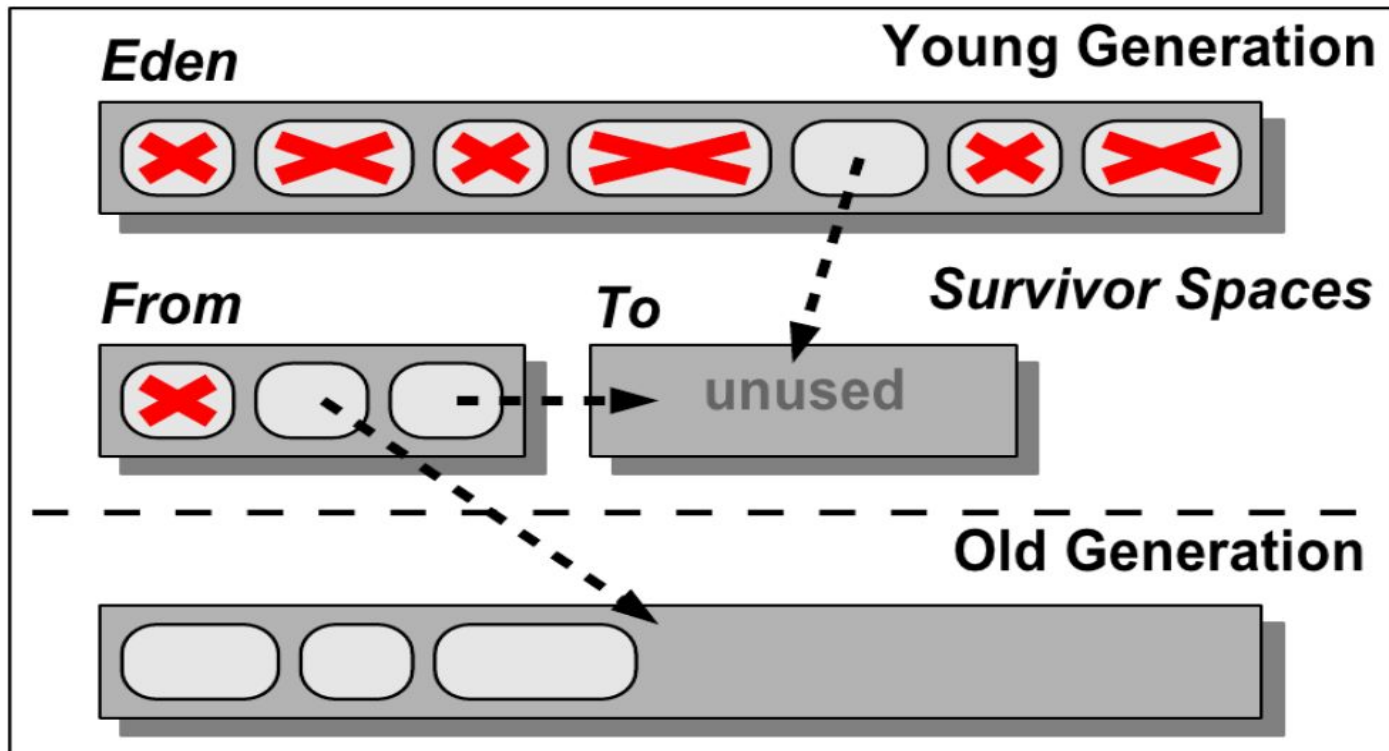
Сборка мусора с поколениями



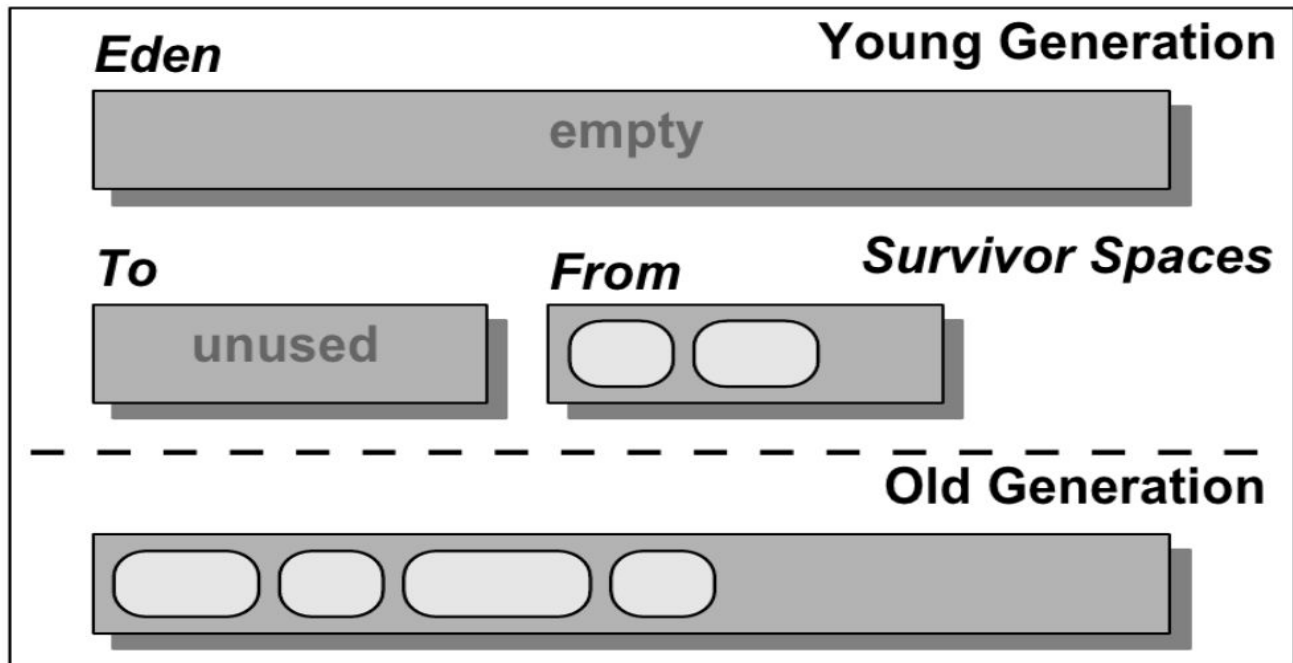
Структура молодого поколения



Структура молодого поколения



Структура молодого поколения



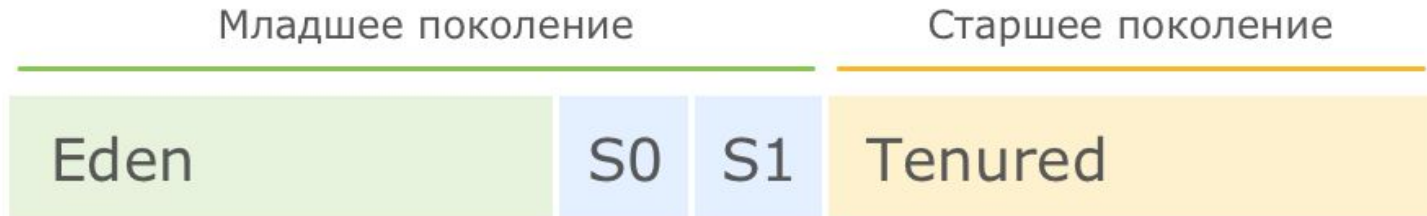
Виды сборок

- ❖ Serial GC/Последовательная сборка
 - В одном потоке , в режиме паузы
- ❖ Parallel GC/Параллельная сборка
 - В нескольких потоках одновременно, в режиме паузы
- ❖ Concurrent GC/Фоновая сборка
 - Одновременно с приложением в другом потоке
- ❖ Incremental GC/Инкрементальная сборка
 - Чередуются с приложением, не требуя длительных пауз

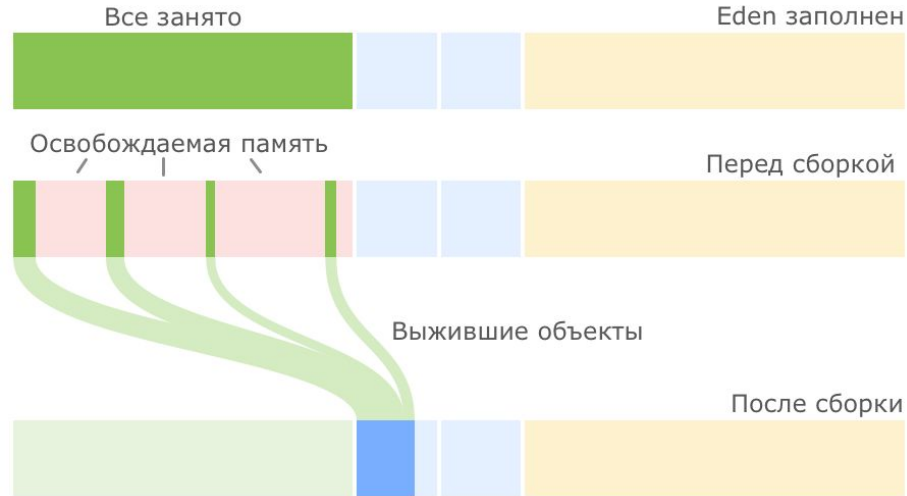
Serial GC: Принцип работы

Heap

- ❖ Младшее поколение:
 - Eden, Survivor 0 и Survivor 1
- ❖ Старшее поколение:
 - Tenured
- ❖ Среднестатистический объект начинает свою жизнь в регионе Eden



Serial GC: Принцип работы



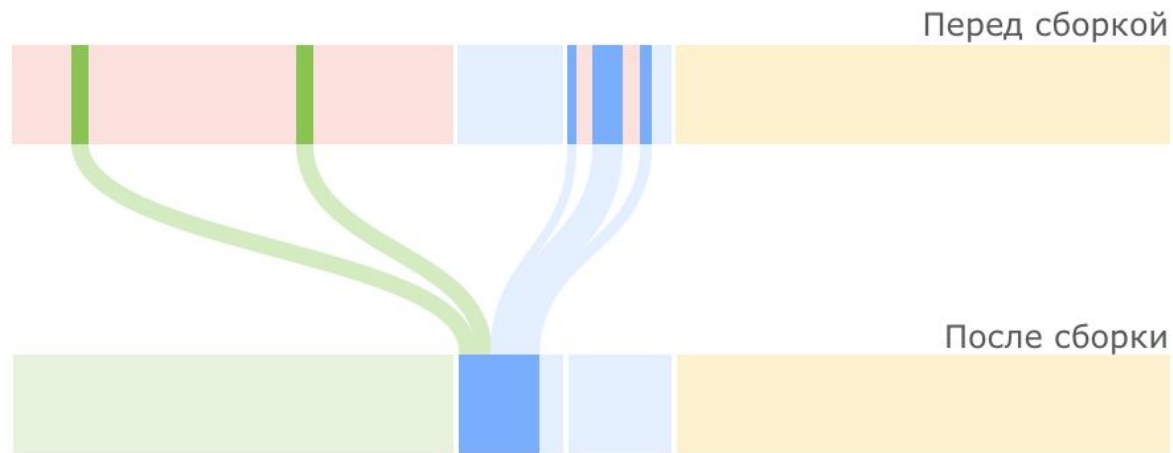
Как только места для вновь создаваемого объекта в Eden нет, запускается малая сборка мусора.

Serial GC: Принцип работы



Как только места для вновь создаваемого объекта в Eden нет, JVM снова попытается провести малую сборку.

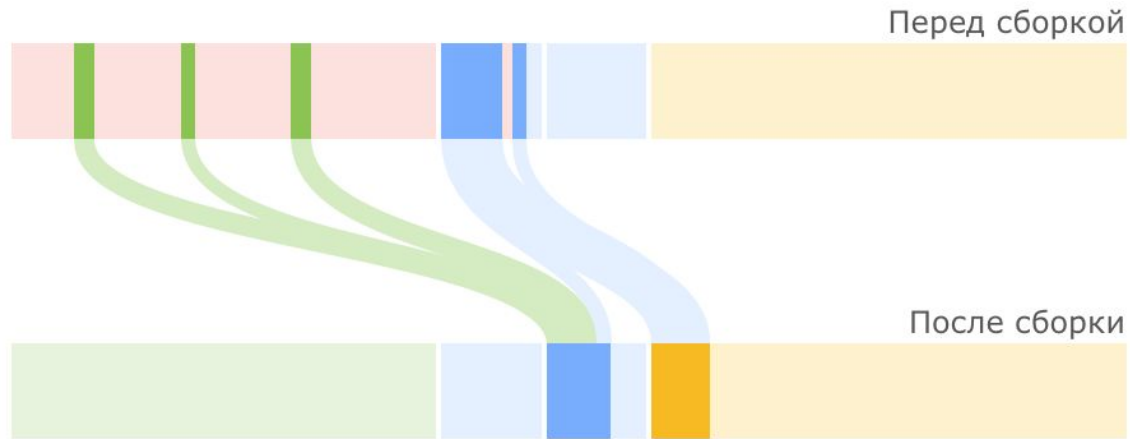
Serial GC: Принцип работы



Пока места в регионах Survivor достаточно, все идет хорошо.

Serial GC: Принцип работы

- ❖ JVM постоянно следит за тем, как долго объекты перемещаются между Survivor 0 и Survivor 1.



*Если регион Survivor оказывается заполненным,
то объекты из него отправляются в Tenured.*

Serial GC: Принцип работы



В случае, когда места для новых объектов не хватает уже в Tenured, в дело вступает полная сборка мусора, работающая с объектами из обоих поколений.

Serial GC: Принцип работы

- ❖ В разделе Eden создается *среднестатистический* объект, а не любой

Объекты-акселераты

- ❖ *Бывают еще объекты-акселераты, размер которых настолько велик, что создавать их в Eden, а потом таскать за собой по Survivor'ам слишком накладно. В этом случае они размещаются сразу в Tenured.*



Serial GC: Принцип работы

- ❖ По умолчанию младшее поколение занимает одну треть всей кучи, а старшее, соответственно, две трети.
- ❖ При этом каждый регион Survivor занимает одну десятую младшего поколения, то есть Eden занимает восемь десятых.



В итоге пропорции регионов по умолчанию выглядят так.

Serial GC: Принцип работы

А что же происходит, если даже после выделения максимального объема памяти и ее полной очистки, места для новых объектов так и не находится?

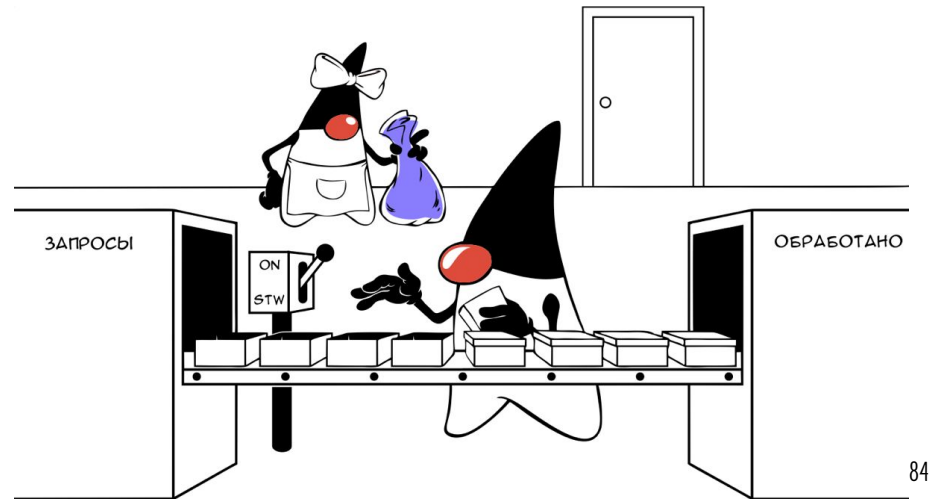
Serial GC: Принцип работы

- ❖ В этом случае мы ожидаемо получаем *java.lang.OutOfMemoryError: Java heap space* и приложение прекращает работу, оставляя нам на память свою кучу в виде файла для анализа.
- ❖ Технически, это происходит в случае, если работа сборщика начинает занимать не менее 98% времени и при этом сборки мусора освобождают не более 2% памяти.



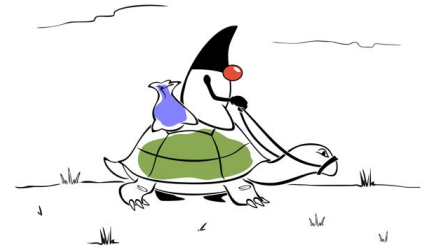
Serial GC: ситуации с STW

- ❖ С этим сборщиком все достаточно просто, так как вся его работа — это один сплошной STW.
- ❖ В начале каждой сборки мусора работа основных потоков приложения останавливается и возобновляется только после окончания сборки.



Serial GC: Достоинства и недостатки

- + Неприязнителен по части ресурсов компьютера
- + Так как всю работу он выполняет последовательно в одном потоке, никаких заметных оверхедов и негативных побочных эффектов у него нет.
- Долгие паузы на сборку мусора при заметных объемах данных.
- Все настройки Serial GC крутятся вокруг размеров различных регионов кучи

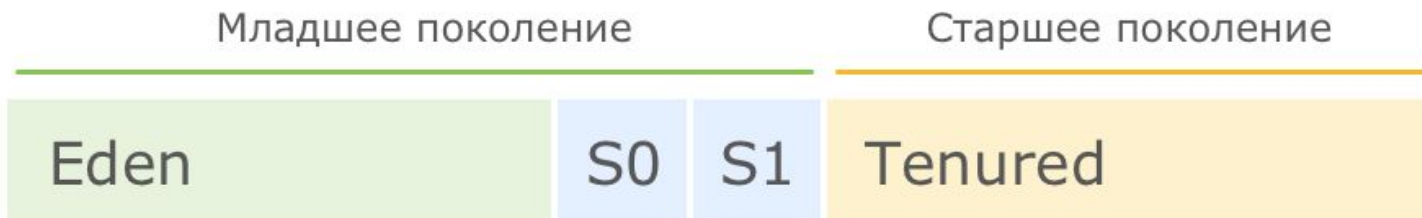


Serial GC: ВЫВОД

Если приложению не требуется большой размер кучи для работы (Oracle указывает условную границу 100 МБ), оно не очень чувствительно к коротким остановкам и ему для работы доступно только одно ядро процессора, то можно приглядеться к этому варианту. В противном случае можно поискать вариант по-лучше.

Parallel GC: Принцип работы

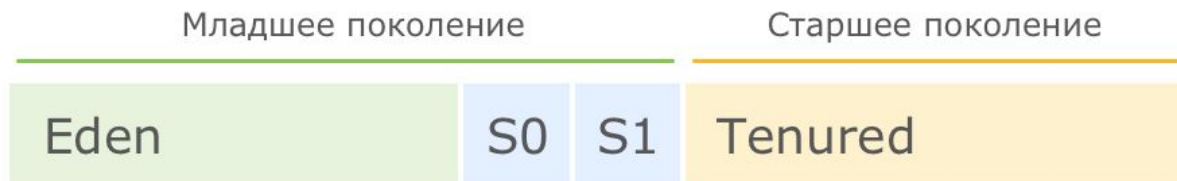
Parallel GC (параллельный сборщик) развивает идеи, заложенные последовательным сборщиком, добавляя в них параллелизм и немного интеллекта.



Parallel GC: Принцип работы

Принципиальные отличия от **Serial GC**

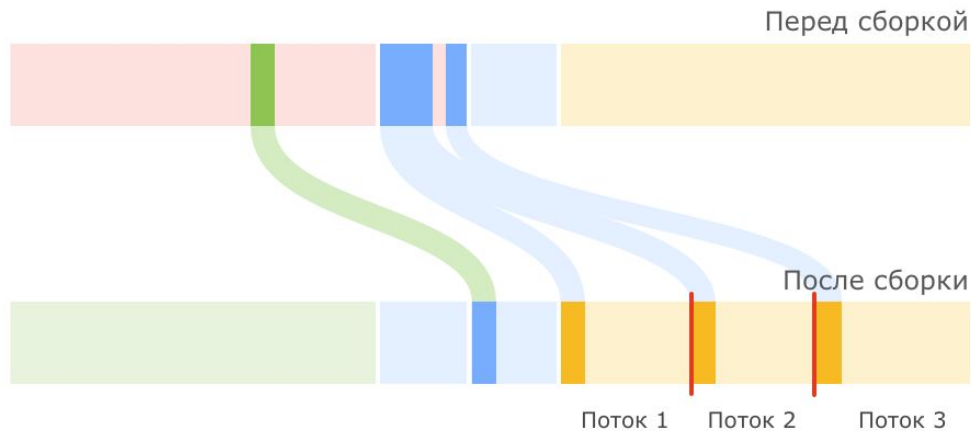
- ❖ Сборкой мусора занимаются несколько потоков параллельно.
- ❖ Данный сборщик может самостоятельно подстраиваться под требуемые параметры производительности.



При подключении параллельного сборщика используются те же самые подходы к организации кучи, что и в случае с Serial GC

Parallel GC: Принцип работы

- ❖ По умолчанию и малая и полная сборка задействуют многопоточность.
- ❖ Малая пользуется ею при переносе объектов в старшее поколение, а полная — при уплотнении данных в старшем поколении



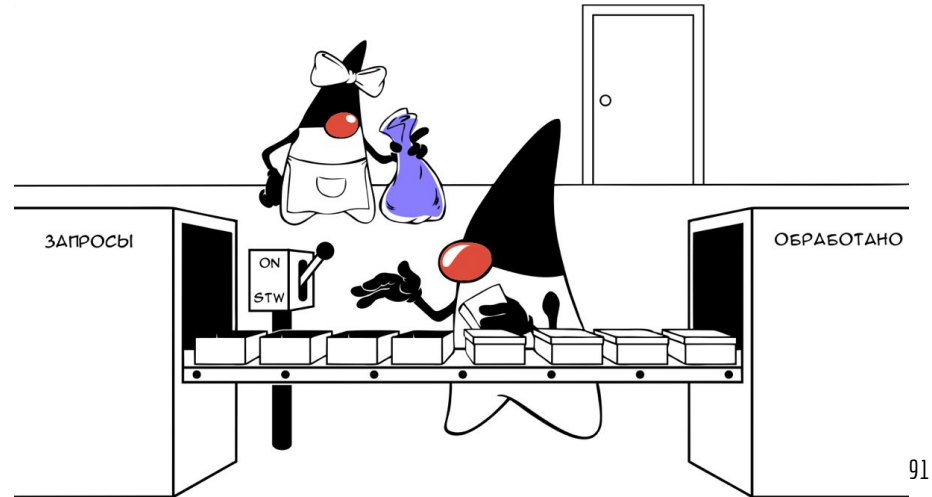
Parallel GC: Принцип работы

В случае, если вы задали слишком жесткие требования, которые сборщик не может выполнить, он будет ориентироваться на следующие приоритеты (в порядке убывания важности):

- Снижение максимальной паузы.
- Повышение пропускной способности.
- Минимизация используемой памяти.

Parallel GC: ситуации с STW

- ❖ Как и в случае с последовательным сборщиком, на время операций по очистке памяти все основные потоки приложения останавливаются.
- ❖ Разница только в том, что пауза, как правило, короче за счет выполнения части работ в параллельном режиме.



Parallel GC: Достоинства и недостатки

- + Возможность автоматической подстройки под требуемые параметры производительности и меньшие паузы на время сборок.
- Определенная фрагментация памяти(в зависимости от кол-ва потоков).
- Все настройки Serial GC крутятся вокруг размеров различных регионов кучи

Parallel GC: ВЫВОД

В целом, Parallel GC — это простой, понятный и эффективный сборщик, подходящий для большинства приложений. У него нет скрытых накладных расходов, мы всегда можем поменять его настройки и ясно увидеть результат этих изменений.

Concurrent Mark Sweep (CMS) GC: Принцип работы

- ❖ *CMS GC использует ту же самую организацию памяти, что и уже рассмотренные Serial / Parallel GC:*
 - *регионы Eden + Survivor 0 + Survivor 1 + Tenured*
 - *и такие же принципы малой сборки мусора.*
- ❖ *Отличия начинаются только тогда, когда дело доходит до полной сборки*



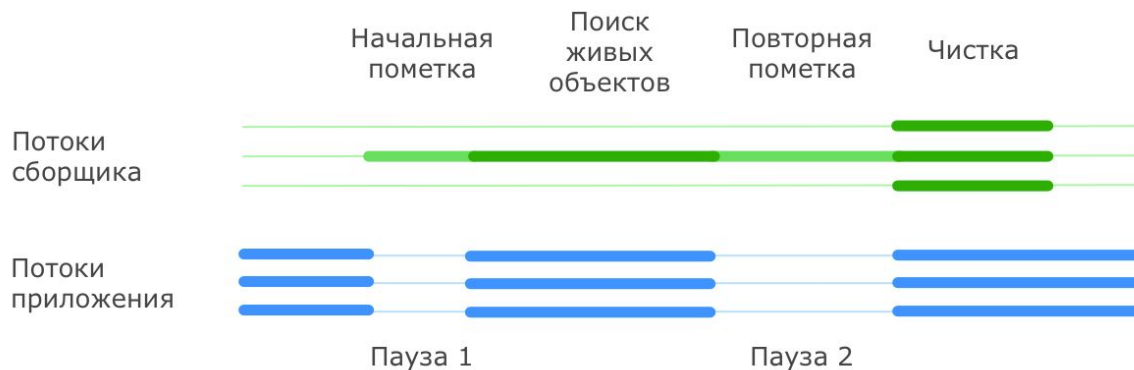
CMS GC: Принцип работы

- ❖ *Важным отличием сборщика CMS от рассмотренных ранее является то, что он не дожидается заполнения Tenured для того, чтобы начать старшую сборку.*



CMS GC: Принцип работы

❖ Старшая (major) сборка



CMS трудится в фоновом режиме постоянно, пытаясь поддерживать Tenured в компактном состоянии.

CMS GC: Принцип работы

*Отдельно следует рассмотреть ситуацию, когда сборщик не успевает очистить `Tenured` до того момента, как память полностью заканчивается. В этом случае работа приложения останавливается, и вся сборка производится в последовательном режиме. Такая ситуация называется **сбоем конкурентного режима***

CMS GC: ситуации с STW

- ❖ Малая сборка мусора. Эта пауза ничем не отличается от аналогичной паузы в Parallel/Serial GC
- ❖ Начальная фаза поиска живых объектов при старшей сборке (так называемая *initial mark pause*). Эта пауза обычно очень короткая.
- ❖ Фаза дополнения набора живых объектов при старшей сборке (известная также как *remark pause*). Она обычно длиннее начальной фазы поиска.
- ❖ В случае же возникновения сбоя конкурентного режима пауза может затянуться на достаточно длительное время.

CMS GC: Достоинства и недостатки

- + Ориентированность на минимизацию времен простоя, что является критическим фактором для многих приложений.
- Но для выполнения этой задачи приходится жертвовать ресурсами процессора и зачастую общей пропускной способностью.
- Сборщик не уплотняет объекты в старшем поколении, что приводит к фрагментации Tenured.

CMS GC: ВЫВОД

В целом, CMS GC может подойти приложениям, использующим большой объем долгоживущих данных. В этом случае некоторые его недостатки нивелируются. Но в любом случае, не стоит принимать решение о его использовании пока вы не познакомились с еще одним сборщиком в обойме Java HotSpot VM.

Garbage First (G1) GC: Принцип работы

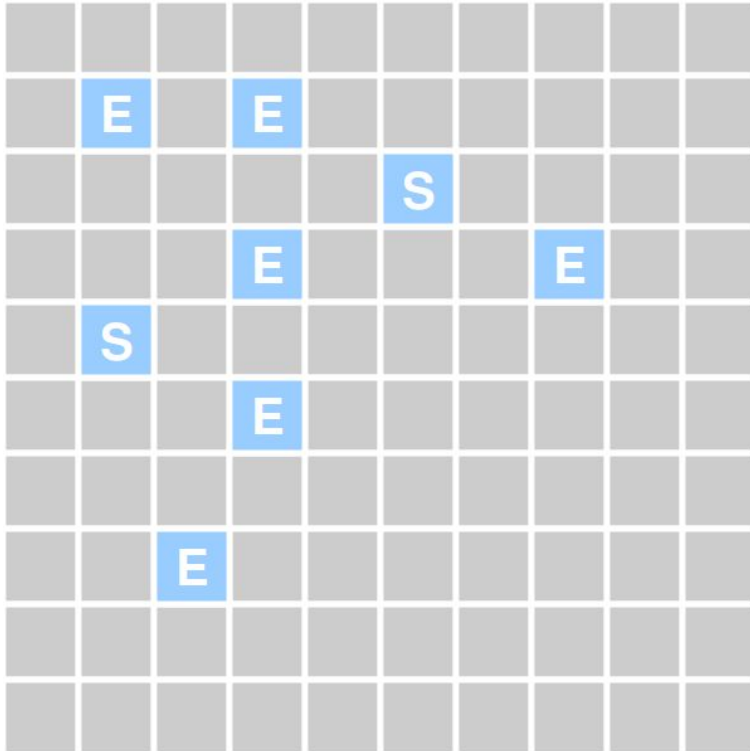
Изменен подход к организации кучи.

- ❖ Память разбивается на множество регионов одинакового размера.
- ❖ Размер этих регионов зависит от общего размера кучи и по умолчанию выбирается так, чтобы их было не больше 2048, обычно получается от 1 до 32 МБ.

Исключение

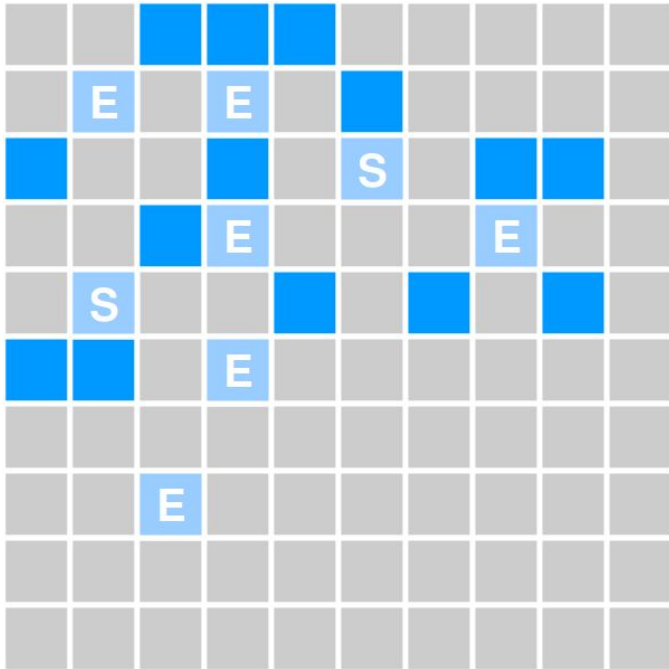
- ❖ *Громадные (humongous) регионы*, которые создаются объединением обычных регионов для размещения очень больших объектов.

G1 GC: Структура кучи



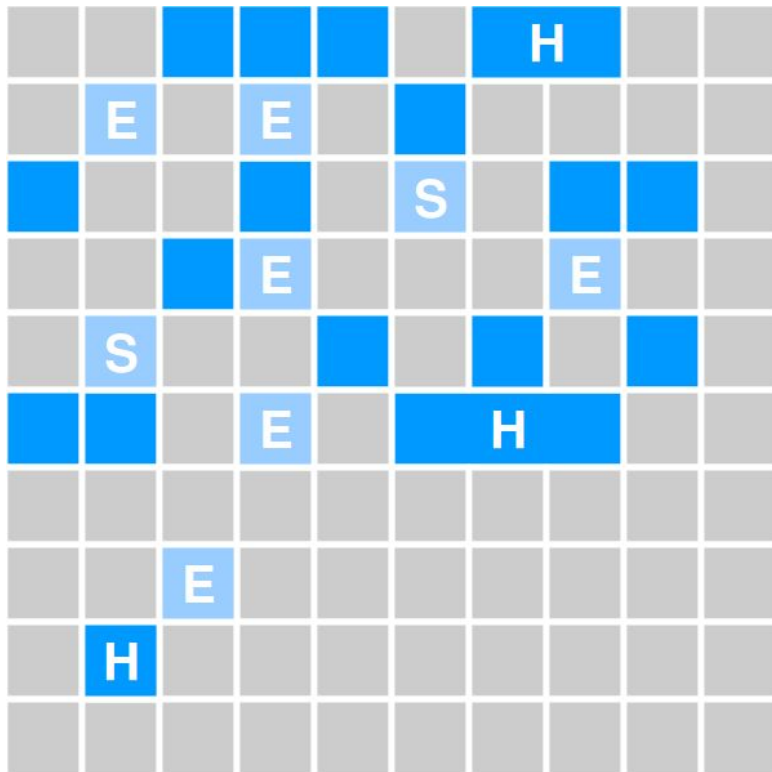
- ◆ **Молодое поколение**
 - Набор регионов
 - Eden
 - Survivor
 - Выбирается динамически

G1 GC: Структура кучи



- ◆ **Старое поколение**
 - Набор регионов
 - Выбирается динамически

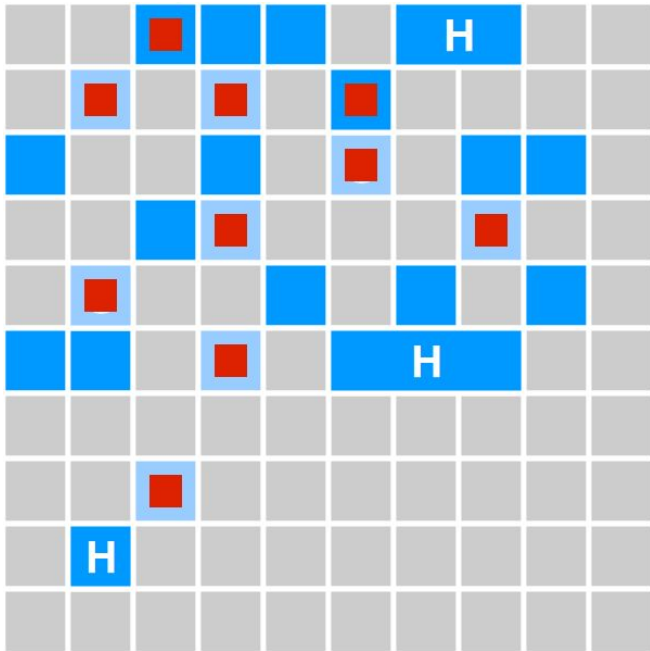
G1 GC: Структура кучи



Большие объекты

- Не помещается в регион
- Называется “humongous”
- Хранится в наборе **смежных** регионов

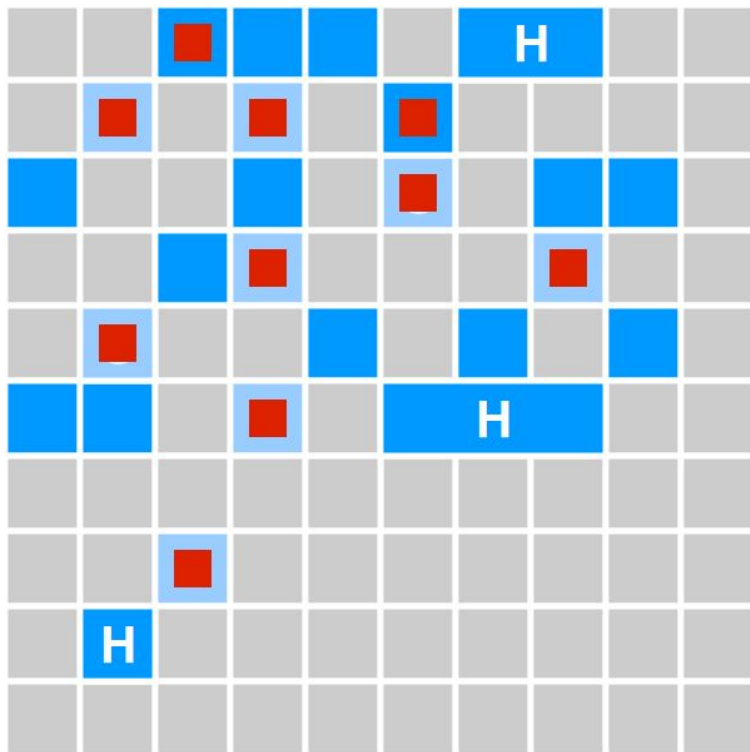
G1 GC: Структура кучи



❖ Collection Set

- Регионы, в которых будет происходить GC
 - Все молодое поколение
 - Некоторые регионы из старшего поколения
 - Фоновая маркировка определяет наиболее подходящие

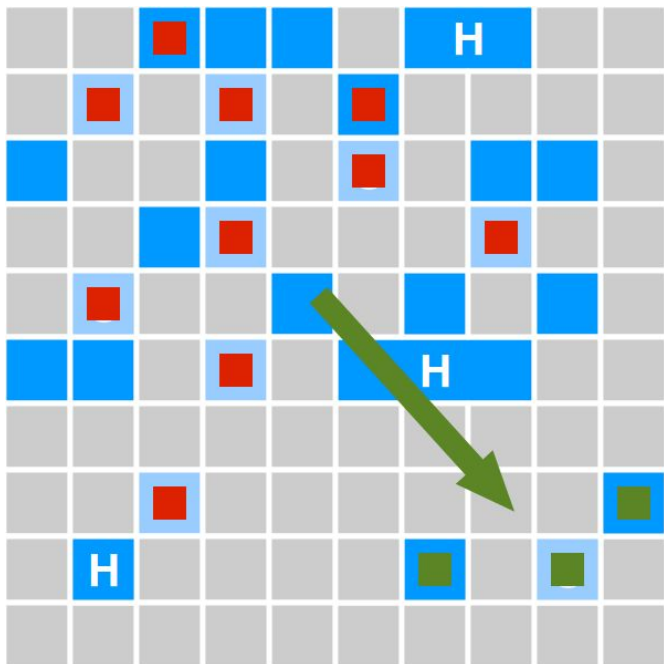
G1 GC: Структура кучи



Типы сборок

- ❖ В молодом поколении
- ❖ Смешанные (mixed)
- ❖ FullGC

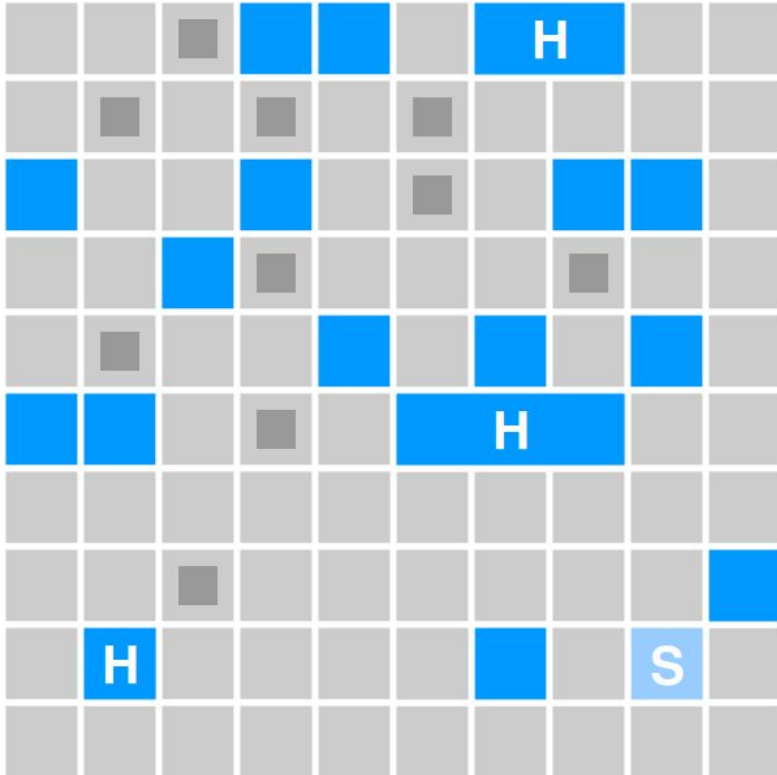
G1 GC: Структура кучи



Сборка

- ❖ Копирование объектов в регионы, помеченные как часть «To»-пространства
 - Survivor - регионы
 - Регионы из старшего поколения

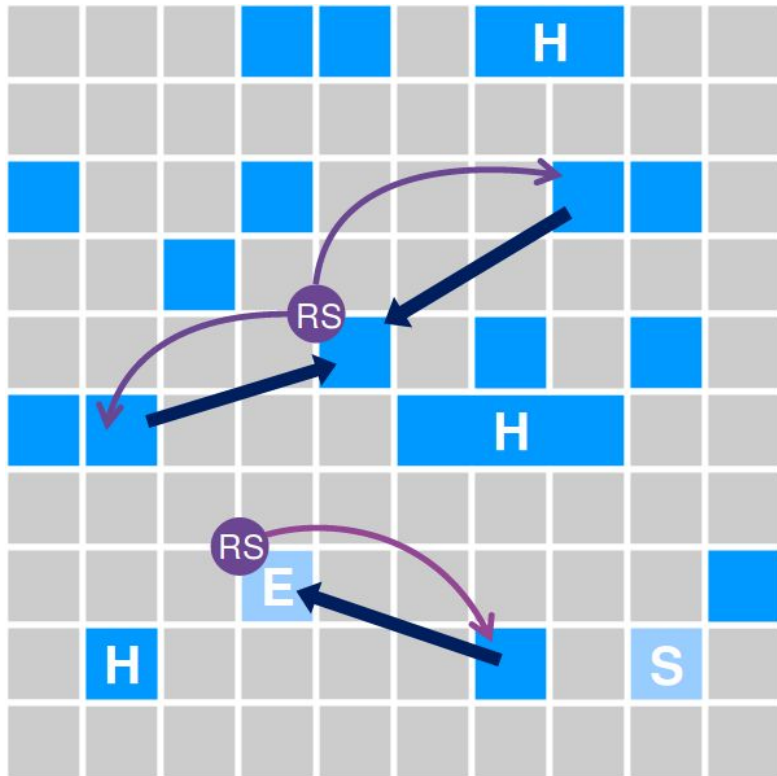
G1 GC: Структура кучи



Освобождение памяти

- ❖ From - space больше чем To-space(не обязательно!)
- ❖ Компактификация за счет копирования

G1 GC: Структура кучи



RSet== Remembered Set

- ❖ Информация о местонахождении ссылок на объекты из региона
- ❖ Позволяет собирать регионы независимо
- ❖ RSet поддерживается
 - Из старого в молодое поколение
 - Между регионами в старом поколении

G1 GC: Принцип работы

Малая сборка

- ❖ MinorGC - убираются регионы Eden/Survived
 - Вместо переноса объектов может быть изменен тип региона, с Survived на Tenured
 - Используется алгоритм предсказания кол-ва мусора в регионе. Убираются имеющие более высокую вероятность - отсюда название алгоритма

G1 GC: Принцип работы

Полная сборка(смешанной (*mixed*))

Процесс *цикла пометки (marking cycle)*, который работает параллельно с основным приложением и составляет список живых объектов.

- ❖ **(Initial mark)**Маркировка корневых объектов полученных из малых циклов, остановка приложения
- ❖ **(Concurrent marking)**Параллельная пометка живых объектов , во время работающего приложения
- ❖ **(Remark)**Остановка приложения и повторный поиск неучтенных объектов
- ❖ **(Cleanup)**Очистка от мусора при остановленном приложении, поиск пустых регионов для новых объектов параллельно с работающим приложением

G1 GC: Принцип работы

Следует иметь в виду, что для получения списка живых объектов G1 использует алгоритм Snapshot-At-The-Beginning (SATB), то есть в список живых попадают все объекты, которые были таковыми на момент начала работы алгоритма, плюс все объекты, созданные за время его выполнения. Это, в частности, означает, что G1 допускает наличие плавающего мусора, с которым мы познакомились при рассмотрении сборщика CMS.

G1 GC: ситуации с STW

- ❖ Процессы переноса объектов между поколениями. Для минимизации таких пауз G1 использует несколько потоков.
- ❖ Короткая фаза начальной пометки корней в рамках цикла пометки.
- ❖ Более длинная пауза в конце фазы remark и в начале фазы cleanup цикла пометки.

G1 GC: Достоинства и недостатки

Достоинства

- Адаптивный, подстраивается под требования к производительности и выделенным ресурсам
- Уменьшена вероятность SWT
- Нет проблем с фрагментацией Tenured
- Новые интересные стратегии тюнинга приложений

G1 GC: Достоинства и недостатки

Недостатки

- Чувствителен к большим объектам
- Не является основным алгоритмом в JVM, разработчикам приложений предлагается взять на себя риски адаптации приложения под G1

G1 GC: ВЫВОД

В целом, G1 GC это достойная замена CMS для серверных приложений, а так же как плацдарм для экспериментов.

Настройка GC в JVM: Serial GC

- Использование Serial GC включается опцией ***-XX:+UseSerialGC***.
- С помощью опций *Xms* и *Xmx* можно настроить начальный и максимально допустимый размер кучи соответственно.
- Существуют опции ***-XX:MinHeapFreeRatio=?*** и ***-XX:MaxHeapFreeRatio=?***, которые задают минимальную и максимальную долю свободного места в каждом поколении, при достижении которой размер поколения будет автоматически увеличен или уменьшен соответственно.
- Установить желаемое отношение размера старшего поколения к суммарному размеру регионов младшего поколения можно с помощью опции ***-XX:NewRatio=?***
- При желании можно ограничить размер младшего поколения абсолютными величинами снизу и сверху с помощью опций ***-XX:NewSize=?*** и ***-XX:MaxNewSize=?***.
- С помощью опции ***-XX:-UseGCOverheadLimit*** можно отключить порог активности сборщика в 98%, при достижении которого возникает `OutOfMemoryError`.

Настройка GC в JVM: Parallel GC

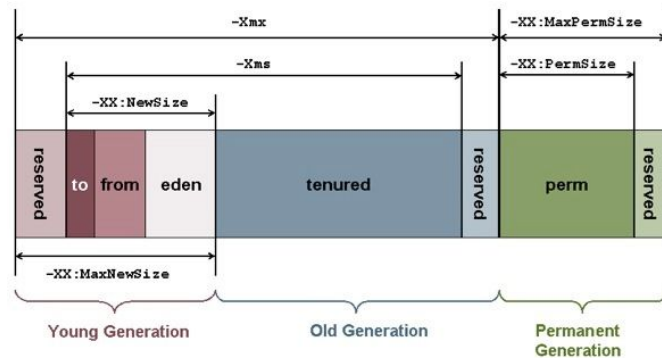
- Параллельный сборщик включается опцией *-XX:+UseParallelGC*.
- Вы можете вручную указать количество потоков, которое хотели бы выделить для сборки мусора. Это делается с помощью опции *-XX:ParallelGCThreads=?*.
- При желании вы можете полностью отключить параллельные работы по уплотнению объектов в старшем поколении опцией *-XX:-UseParallelOldGC*.
- Установка желаемых параметров производительности сборщика выполняется с помощью опций *-XX:MaxGCPauseMillis=?* и *-XX:GCTimeRatio=?*.
- Опции *-XX:YoungGenerationSizeIncrement=?* и *-XX:TenuredGenerationSizeIncrement=?* устанавливают, на сколько процентов следует при необходимости увеличивать младшее и старшее поколение соответственно. По умолчанию оба этих параметра равны **20**.
- А вот скорость уменьшения размеров поколений регулируется не процентами, а специальным фактором через опцию *-XX:AdaptiveSizeDecrementScaleFactor*. Она указывает, во сколько раз уменьшение должно быть меньше увеличения.

Настройка GC в JVM: CMS GC

- Использование CMS GC включается опцией `-XX:+UseConcMarkSweepGC`.

- Так как подходы к организации памяти у CMS аналогичны используемым в Serial / Parallel GC, для него применимы те же опции определения размеров регионов кучи, а также опции автоматической подстройки под требуемые параметры производительности.

- Обычно CMS, основываясь на собираемой статистике о поведении приложения, сам определяет, когда ему выполнять старшую сборку, но у него также есть порог наполненности региона Tenured, при достижении которого должна обязательно быть инициирована старшая сборка. Этот порог можно задать с помощью опции `-XX:CMSInitiatingOccupancyFraction=?`, значение указывается в процентах.



Настройка GC в JVM: G1 GC

- G1 включается опцией Java `-XX:+UseG1GC`

- Так как основной целью сборщика G1 является минимизация пауз в работе основного приложения, то и главной опцией при его настройке можно считать уже встречавшуюся нам `-XX:MaxGCPauseMillis=?`, задающую приемлемое для нас максимальное время разовой сборки мусора.

- Опции `-XX:ParallelGCThreads=?` и `-XX:ConcGCThreads=?` задают количество потоков, которые будут использоваться для сборки мусора и для выполнения цикла пометок соответственно.

- Если вас не устраивает автоматический выбор размера региона, вы можете задать его вручную с помощью опции `-XX:G1HeapRegionSize=?`. Значение должно быть степенью двойки, если мерить в мегабайтах.

- При желании можно изменить порог заполненности кучи, при достижении которого инициируется выполнение цикла пометок и переход в режим смешанных сборок. Это делается опцией `-XX:InitiatingHeapOccupancyPercent=?`, принимающей значение в процентах. По умолчанию, этот порог равен 45%.

- Если же вы решите залезть в дебри настроек G1 по-глубже, то можете включить дополнительные функции опциями `-XX:+UnlockExperimentalVMOptions` и `-XX:+AggressiveOpts` и поиграть с экспериментальными настройками.

Полезные ссылки

1. <https://habrahabr.ru/post/269621/>
2. <https://habrahabr.ru/post/269707/>
3. <https://habrahabr.ru/post/269863/>
4. <http://www.oracle.com/ru/corporate/events/gc-hotspot-jvm-vladimir-ivanov-395504-ru.pdf>
5. <http://javarevisited.blogspot.ru/2011/04/garbage-collection-in-java.html>
6. <http://ggenikus.github.io/blog/2014/05/04/gc/>
7. <http://javapapers.com/java/types-of-java-garbage-collectors/>
8. <https://www.ibm.com/developerworks/ru/library/j-jtp06243/index.html>
9. <https://www.ibm.com/developerworks/ru/library/j-ibmjava2/index.html>
10. <https://topjava.ru/blog/java-memory-leaks>
11. <https://itnan.ru/post.php?c=1&p=332708>