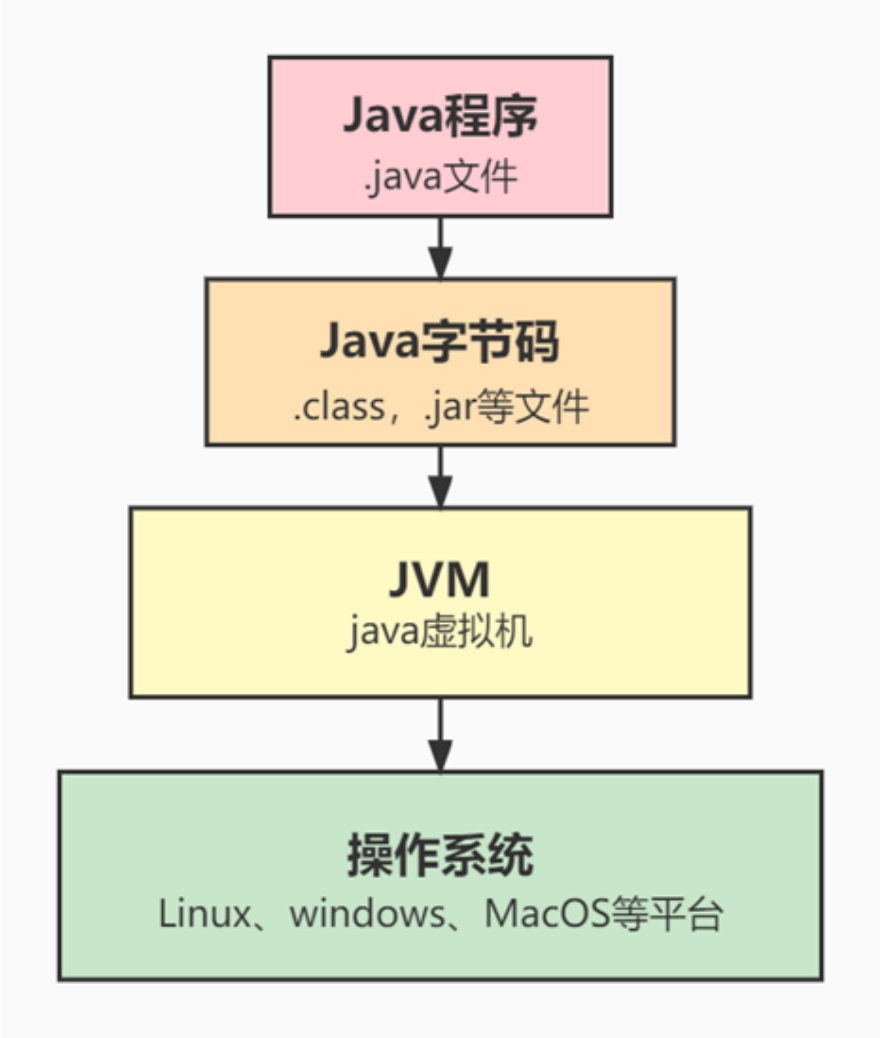
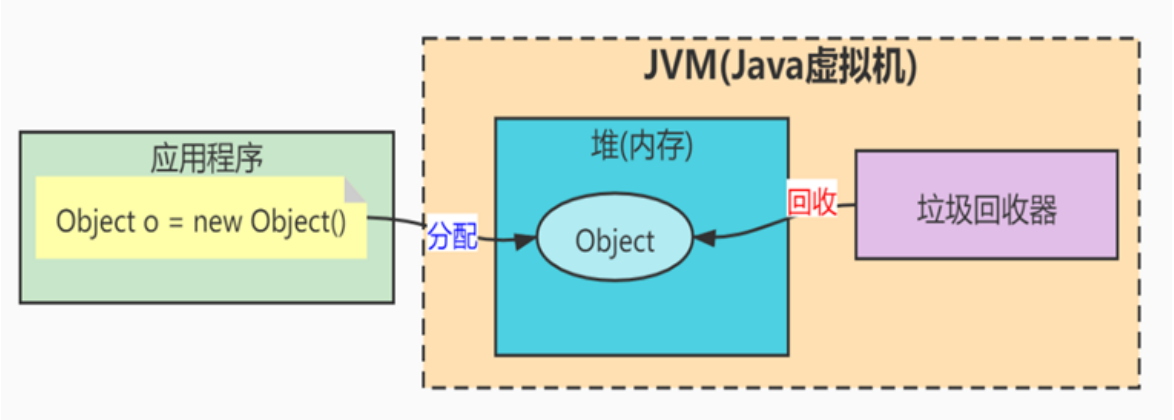
引言

有道云链接：http://note.youdao.com/noteshare?id=632060d3e32e11ecc5f6d42aedb887a2&sub=4CC69E8259264D11855FD57CB47D9D81

对于Java 程序员来说，JVM 帮助我们做了很多事情。
JVM是虚拟机，能够识别字节码，就是class文件或者你打包的jar文件，运行在操作系统上。
JVM帮我们实现了跨平台，你只需要编译一次，就可以在不同的操作系统上运行，并且效果是一致的。



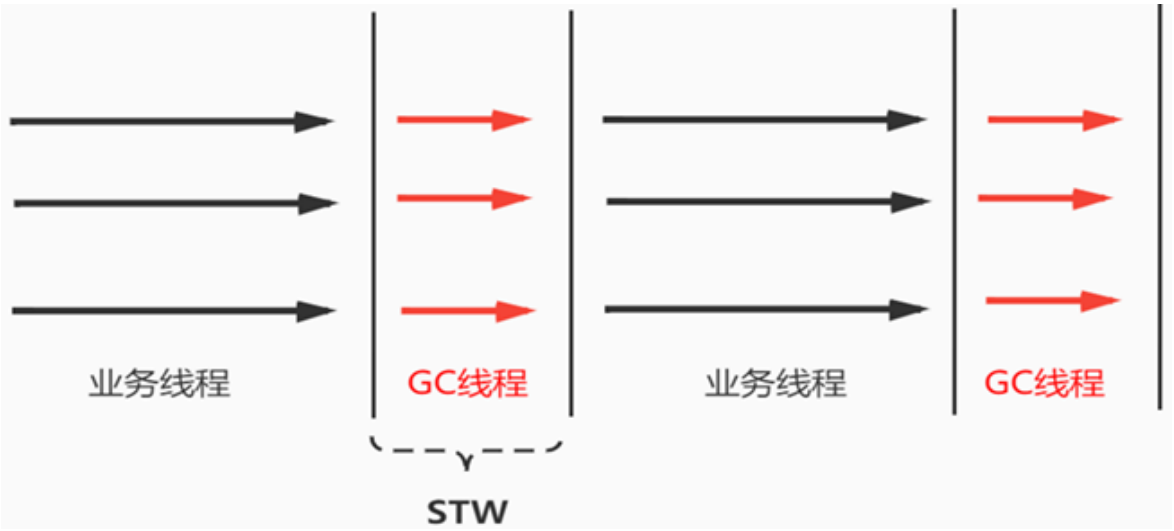
在Java中你使用对象，使用内存，不用担心回收，只管new对象就行了，不用管垃圾的回收。
因为Java当中是自动化的垃圾回收机制。JVM有专门的垃圾回收器，把垃圾回收这件事给干了。



ZGC出现背景

但是对于Java的项目来说，JVM进行垃圾回收会有一个很大的问题，就是STW。

什么是STW，STW的全称是StopTheWorld。



Java项目中，如果JVM要进行垃圾回收，会暂停所有的业务线程，也就是项目中的线程，这样会导致业务系统暂停。

STW带来的问题

手机系统(Android) 显示卡顿

Google 主导的 Android 系统需要解决的一大问题就是显示卡顿问题，通过对 GC 算法的不断演进，停顿时间控制在几个ms 级别。

所以这也是Android与苹果IOS系统竞争的一大利器。

证券交易系统实时性要求

证券交易系统主要就是买入、卖出，现在都是使用系统完成自动下单，如果用Java系统来做，遇到了STW，假如STW的时间是3秒。

刚收到市场行情是比较低的买入的，但是因为STW卡顿了3秒，3秒后的市场行情可能完全不同。

所以如果使用Java来做证券系统，一定是要求STW时间越短越好！

大数据平台(Hadoop集群性能)

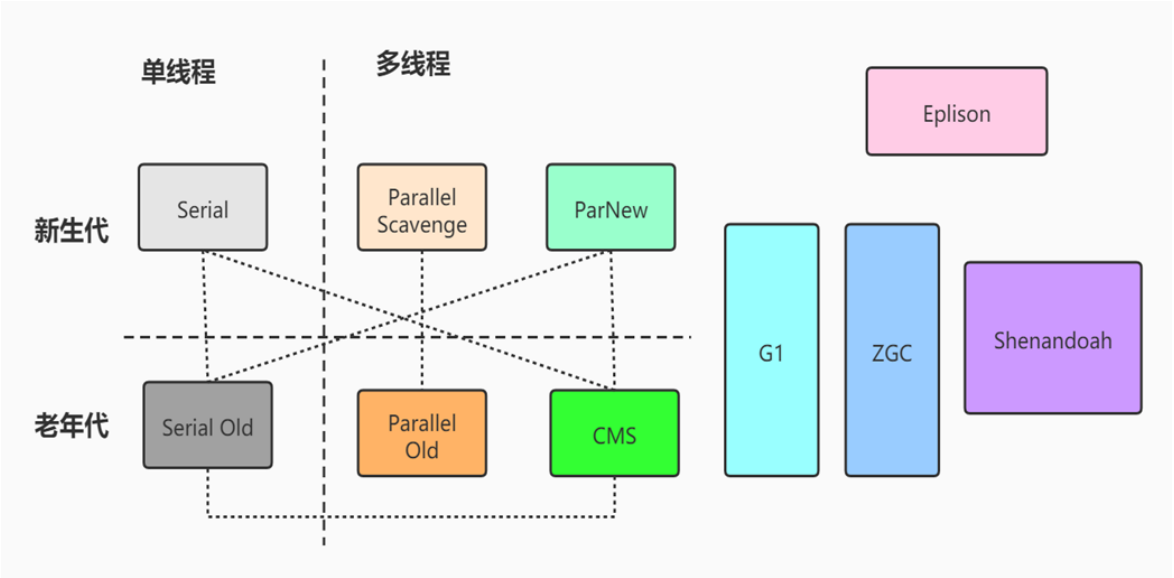
同样，像King老师的前东家，58同城的大数据系统，单集群5000+的Hadoop集群，日万亿级实时数据分发。如果遇到STW也是不行的。

垃圾回收器的发展

为了满足不同的业务需求，Java 的 GC 算法也在不停迭代，对于特定的应用，选择其最适合的 GC 算法，才能更高效的帮助业务实现其业务目标。对于这些延迟敏感的应用来说，GC 停顿已经成为阻碍 Java 广泛应用的一大顽疾，需要更适合的 GC 算法以满足这些业务的需求。

近些年来，服务器的性能越来越强劲，各种应用可使用的堆内存也越来越大，常见的堆大小从 10G 到百 G 级别，部分机型甚至可以到达 TB 级别，在这类大堆应用上，传统的 GC，如 CMS、G1 的停顿时间也跟随着堆大小的增长而同步增加，即堆大小指数级增长时，停顿时间也会指数级增长。特别是当触发 Full GC 时，停顿可达分钟级别(百GB级别的堆)。当业务应用需要提供高服务级别协议（Service Level Agreement，SLA），例如 99.99% 的响应时间不能超过 100ms，此时 CMS、G1 等就无法满足业务的需求。

为满足当前应用对于超低停顿、并应对大堆和超大堆带来的挑战，伴随着 2018 年发布的 JDK 11，A Scalable Low-Latency Garbage Collector - ZGC 应运而生。



ZGC介绍

ZGC（The Z Garbage Collector）是JDK 11中推出的一款追求极致低延迟的垃圾收集器，它曾经设计目标包括：

- 停顿时间不超过10ms（JDK16已经达到不超过1ms）
- 停顿时间不会随着堆的大小，或者活跃对象的大小而增加；
- 支持8MB~4TB级别的堆，JDK15后已经可以支持16TB。

这么去想，如果使用ZGC来做Java项目，像对STW敏感的证券系统，游戏的系统都可以去用Java来做（以前都是C或者C++的市场），所以ZGC的出现就是为了抢占其他语言的市场（卷！）。

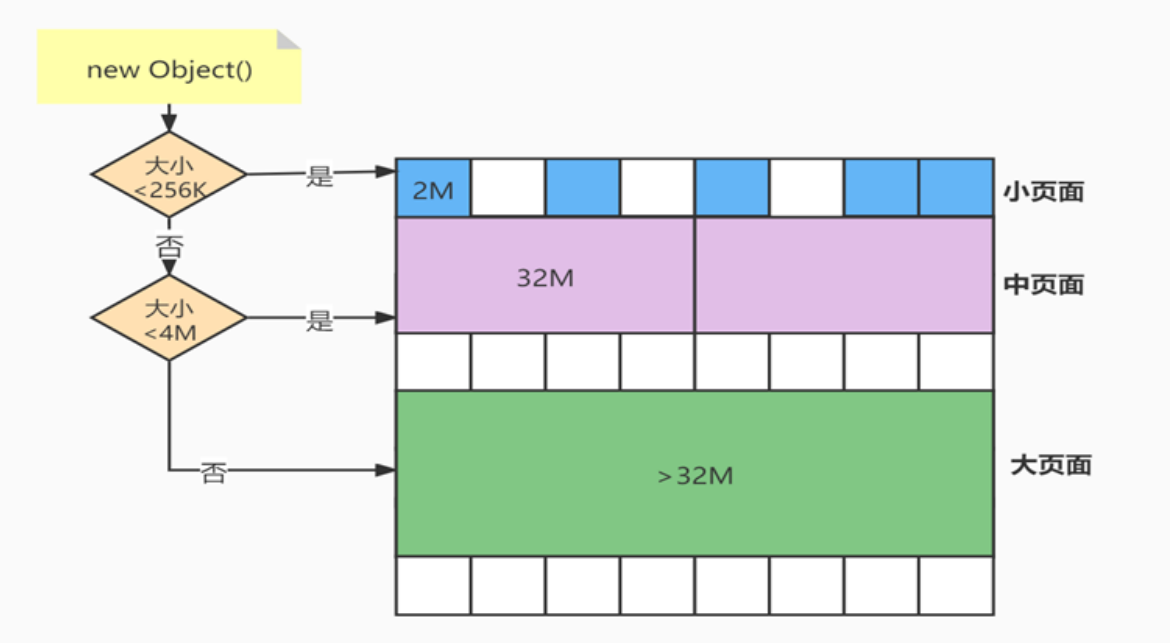
ZGC中的内存布局

为了细粒度地控制内存的分配，和G1一样，ZGC将内存划分成小的分区，在ZGC中称为页面（page）。

ZGC中没有分代的概念（新生代、老年代）

ZGC支持**3种**页面，分别为小页面、中页面和大页面。

其中小页面指的是2MB的页面空间，中页面指32MB的页面空间，大页面指受操作系统控制的大页。



当对象大小小于等于256KB时，对象分配在小页面。

当对象大小在256KB和4M之间，对象分配在中页面。

当对象大于4M，对象分配在大页面。

ZGC对于不同页面回收的策略也不同。**简单地说，小页面优先回收；中页面和大页面则尽量不回收。**

为什么这么设计?

标准大页（huge page）是Linux Kernel 2.6引入的，目的是通过使用大页内存来取代传统的4KB内存页面，以适应越来越大的系统内存，让操作系统可以支持现代硬件架构的大页面容量功能。

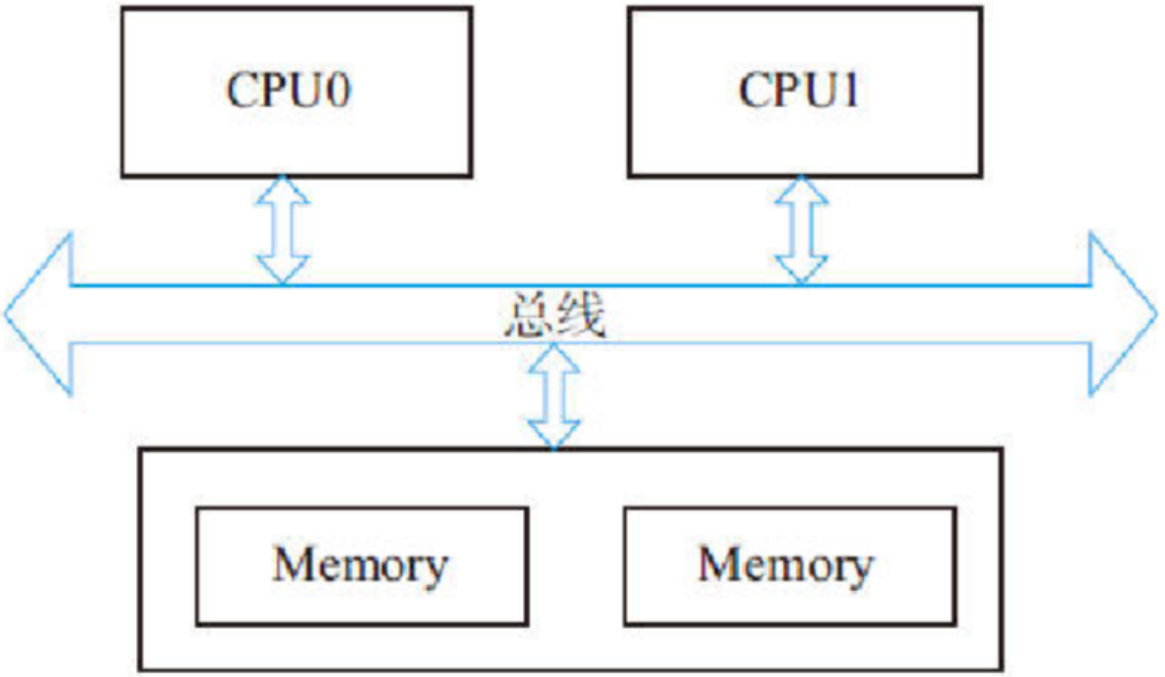
Huge pages 有两种格式大小： 2MB 和 1GB ， 2MB 页块大小适合用于 GB 大小的内存，1GB 页块大小适合用于 TB 级别的内存； 2MB 是默认的页大小。

所以ZGC这么设置也是为了适应现代硬件架构的发展，提升性能。

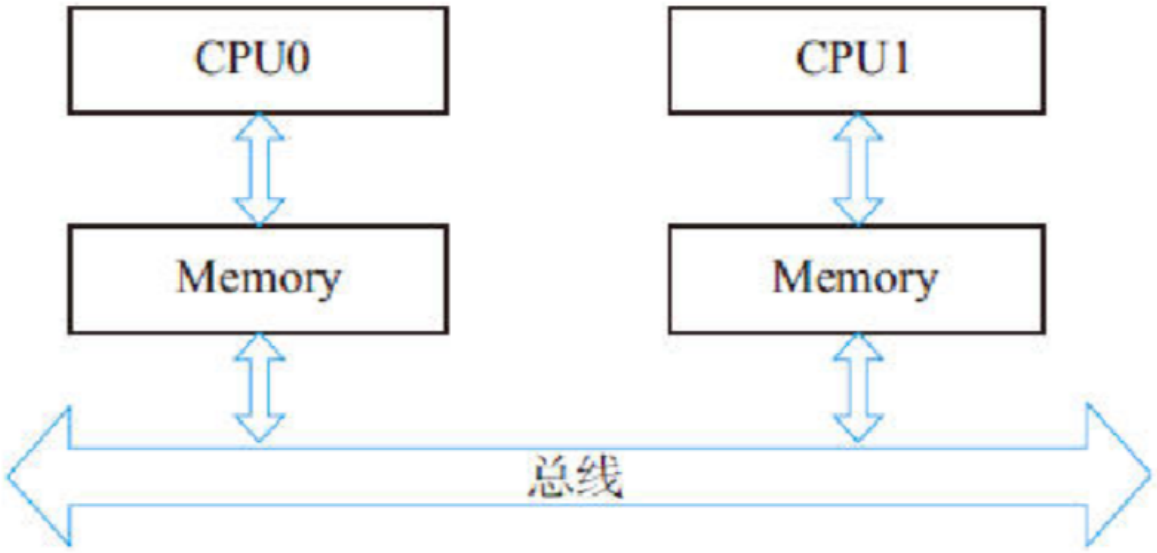
ZGC支持NUMA（了解即可）

在过去，对于X86架构的计算机，内存控制器还没有整合进CPU，所有对内存的访问都需要通过北桥芯片来完成。X86系统中的所有内存都可以通过CPU进行同等访问。

任何CPU访问任何内存的速度是一致的，不必考虑不同内存地址之间的差异，这称为“统一内存访问”（Uniform Memory Access，UMA）。UMA系统的架构示意图如图所示。



在UMA中，各处理器与内存单元通过互联总线进行连接，各个CPU之间没有主从关系。之后的X86平台经历了一场从“拼频率”到“拼核心数”的转变，越来越多的核心被尽可能地塞进了同一块芯片上，各个核心对于内存带宽的争抢访问成为瓶颈，所以人们希望能够把CPU和内存集成在一个单元上（称Socket），这就是非统一内存访问（Non-Uniform Memory Access，NUMA）。很明显，在NUMA下，CPU访问本地存储器的速度比访问非本地存储器快一些。下图所示是支持NUMA处理器架构示意图。



ZGC是支持NUMA的，在进行小页面分配时会优先从本地内存分配，当不能分配时才会从远端的内存分配。对于中页面和大页面的分配，ZGC并没有要求从本地内存分配，而是直接交给操作系统，由操作系统找到一块能满足ZGC页面的空间。ZGC这样设计的目的在于，对于小页面，存放的都是小对象，从本地内存分配速度很快，且不会造成内存使用的不平衡，而中页面和大页面因为需要的空间大，如果也优先从本地内存分配，极易造成内存使用不均衡，反而影响性能。

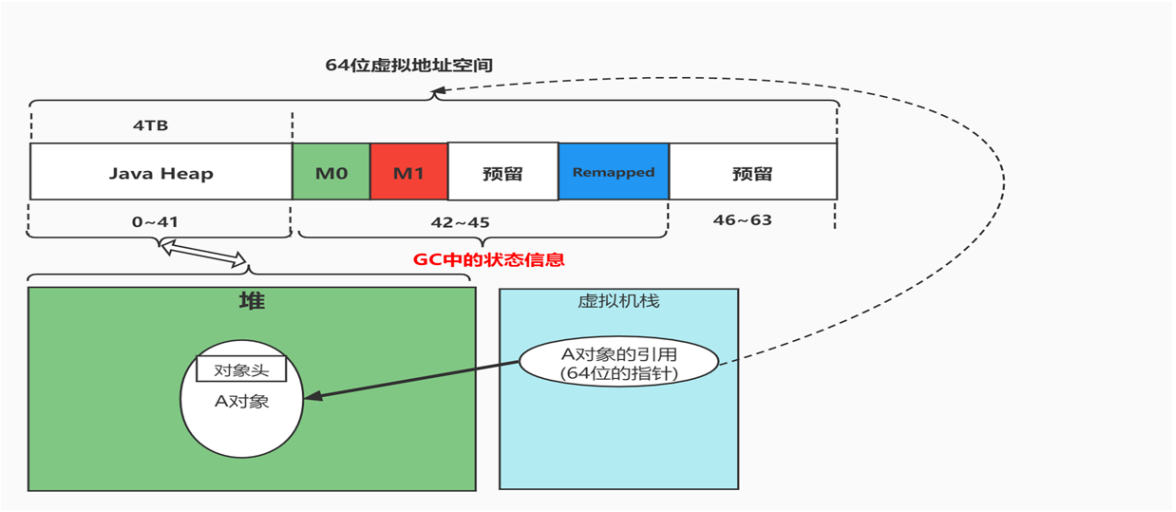
ZGC的核心概念

指针着色技术（Color Pointers）

颜色指针可以说是ZGC的核心概念。因为他在指针中借了几个位出来做事情，所以它必须要求在64位的机器上才可以工作。并且因为要求64位的指针，也就不能支持压缩指针。

ZGC中低42位表示使用中的堆空间

ZGC借几位高位来做GC相关的事情(快速实现垃圾回收中的并发标记、转移和重定位等)



我们通过一个例子演示Linux多视图映射。Linux中主要通过系统函数mmap完成视图映射。多个视图映射就是多次调用mmap函数，多次调用的返回结果就是不同的虚拟地址。示例代码如下

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <unistd.h>
#include <sys/mman.h>
#include <sys/types.h>
#include <fcntl.h>
#include <sys/stat.h>
#include <stdint.h>

int main()
{
 //创建一个共享内存的文件描述符
 int fd = shm_open("/example", O_RDWR | O_CREAT | O_EXCL, 0600);
 if (fd == -1) return 0;
 //防止资源泄露,需要删除。执行之后共享对象仍然存活,但是不能通过名字访问
 shm_unlink("/example");

 //将共享内存对象的大小设置为4字节
 size_t size = sizeof(uint32_t);
 ftruncate(fd, size);

 //3次调用mmap,把一个共享内存对象映射到3个虚拟地址上
 int prot = PROT_READ | PROT_WRITE;
 uint32_t *remapped = mmap(NULL, size, prot, MAP_SHARED, fd, 0);
 uint32_t *m0 = mmap(NULL, size, prot, MAP_SHARED, fd, 0);
 uint32_t *m1 = mmap(NULL, size, prot, MAP_SHARED, fd, 0);


 //关闭文件描述符
 close(fd);

 //测试,通过一个虚拟地址设置数据,3个虚拟地址得到相同的数据
 *remapped = 0xdeafbeef;
 printf("48bit of remapped is: %p, value of 32bit is: 0x%x\n", remapped, *rema
pped);
 printf("48bit of m0 is: %p, value of 32bit is: 0x%x\n", m0, *m0);
 printf("48bit of m1 is: %p, value of 32bit is: 0x%x\n", m1, *m1);


```

```
39    return 0;
40 }
```

在Linux上通过gcc编译后运行文件，得到的执行文件：

gcc -lrt -o mapping mapping.c

```
[root@centosvm zgc]# gcc -lrt -o mapping mapping.c
[root@centosvm zgc]# ls
mapping  mapping.c
```

然后执行下，我们来看下执行结果

```
[root@centosvm zgc]# ./mapping
48bit of remapped is: 0x7f93aef8e000, value of 32bit is: 0xdeafbeef
48bit of m0 is: 0x7f93aef8d000, value of 32bit is: 0xdeafbeef
48bit of m1 is: 0x7f93aef8c000, value of 32bit is: 0xdeafbeef
```

从结果我们可以发现，3个变量对应3个不同的虚拟地址。

实地址：（32位指针）是：0xdeafbeef　　<一位16进制代表4位二进制>

虚地址：（48位指针）：

0x7f93aef8e000<虚地址remapped>

0x7f93aef8d000<虚地址m0>

0x7f93aef8c000<虚地址m1>

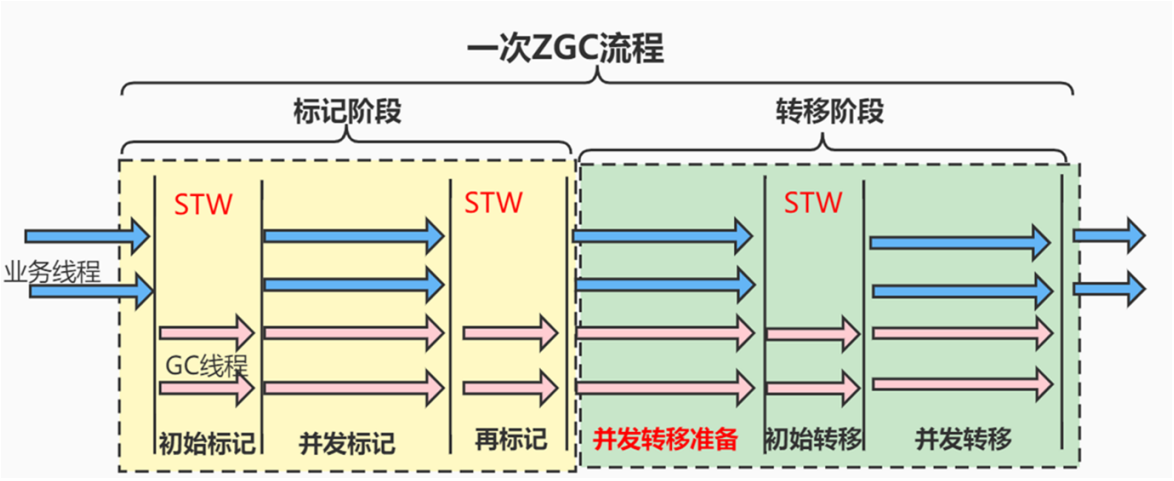
但是因为它们都是通过mmap映射同一个内存共享对象，所以它们的物理地址是一样的，并且它们的值都是0xdeafbeef。

ZGC流程

一次ZGC流程

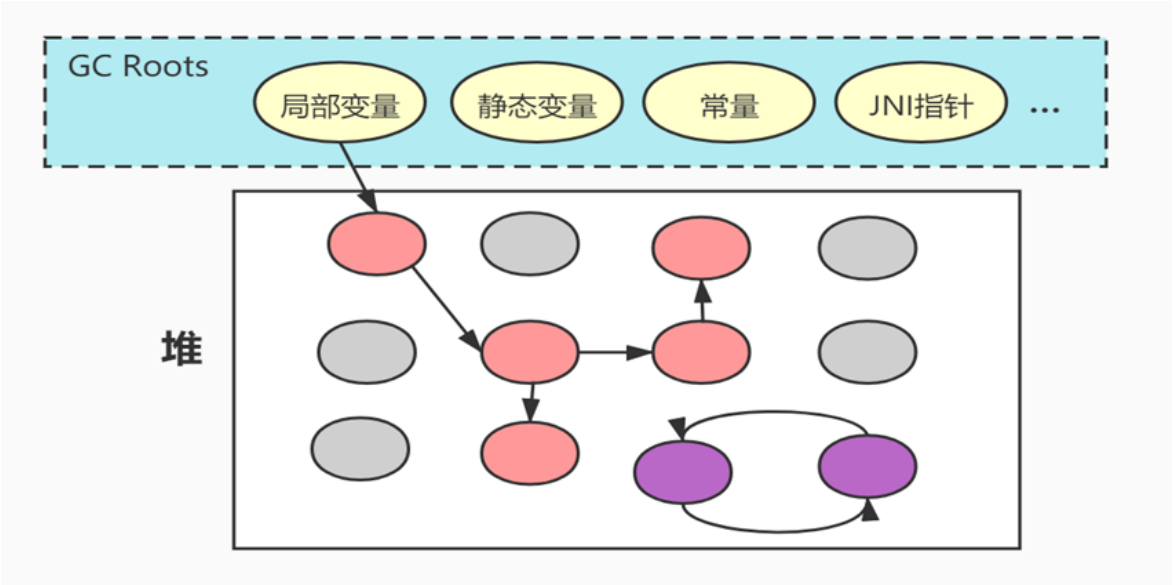
标记阶段(标识垃圾)

转移阶段(对象复制或移动)



根可达算法

来判定对象是否存活的。这个算法的基本思路就是通过一系列的称为“GC Roots”的对象作为起始点，从这些节点开始向下搜索，搜索所走过的路径称为引用链（Reference Chain），当一个对象到GC Roots没有任何引用链相连时，则证明此对象是不可用的。



作为GC Roots的对象主要包括下面4种

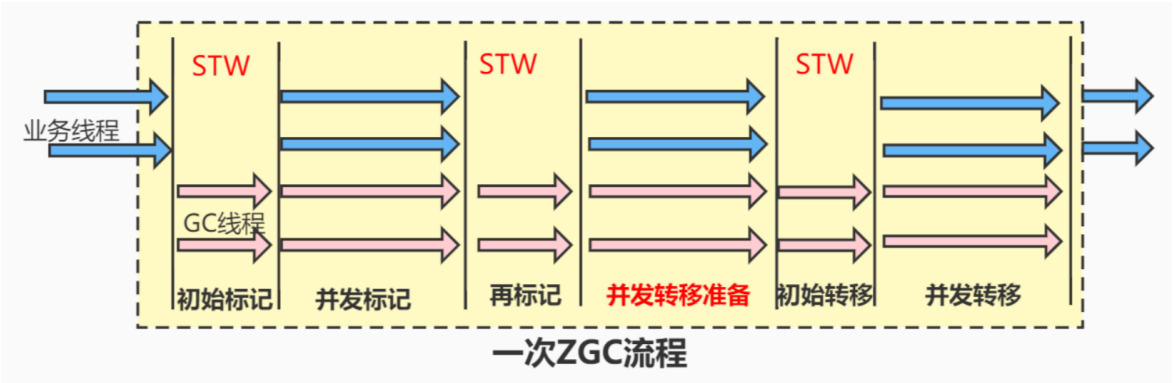
- 虚拟机栈（栈帧中的本地变量表）：各个线程调用方法堆栈中使用到的参数、局部变量、临时变量等。
- 方法区中类静态变量：java类的引用类型静态变量。
- 方法区中常量：比如：字符串常量池里的引用。
- 本地方法栈中JNI指针：（即一般说的Native方法）。

ZGC中初始标记和并发标记

初始标记：从根集合(GC Roots)出发，找出根集合直接引用的活跃对象(根对象)

并发标记：根据初始标记找到的根对象，使用深度优先遍历对象的成员变量进行标记

ZGC基于指针着色的并发标记算法



0．初始阶段在ZGC初始化之后，此时地址视图为Remapped，程序正常运行，在内存中分配对象，满足一定条件后垃圾回收启动。

1、初始标记

这个阶段需要暂停（STW），初始标记只需要扫描所有GC Roots，其处理时间和GC Roots的数量成正比，停顿时间不会随着堆的大小或者活跃对象的大小而增加。

2、并发标记

这个阶段不需要暂停（没有STW），扫描剩余的所有对象，这个处理时间比较长，所以走并发，业务线程与GC线程同时运行。但是这个阶段会产生漏标问题。

3、再标记

这个阶段需要暂停（没有STW），主要处理漏标对象，通过SATB算法解决（G1中的解决漏标的方案）。

ZGC基于指针着色的并发转移算法

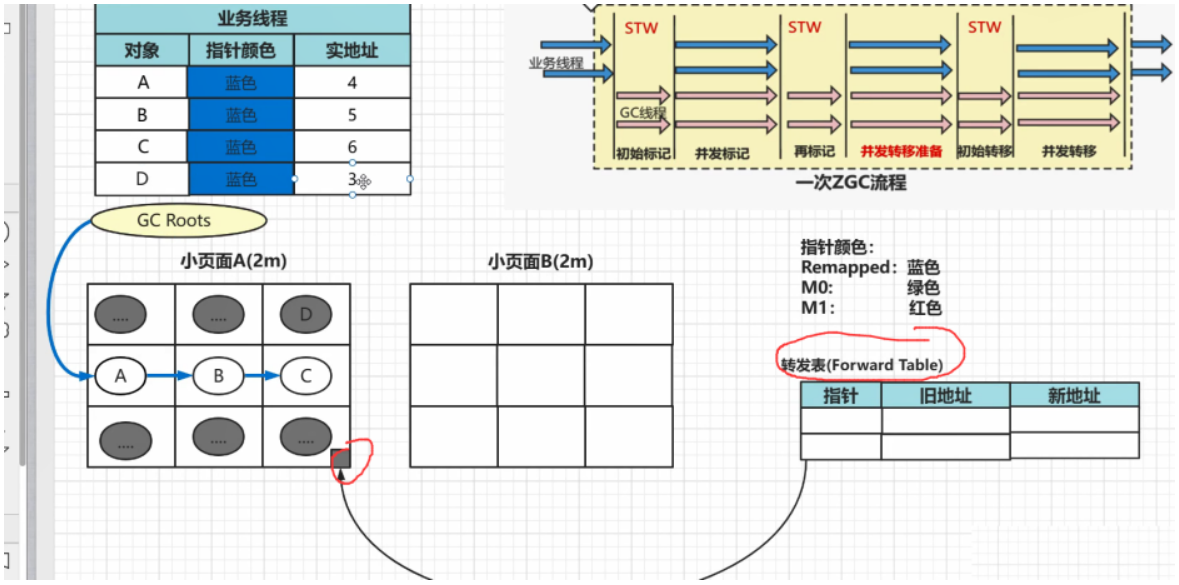
ZGC的转移阶段

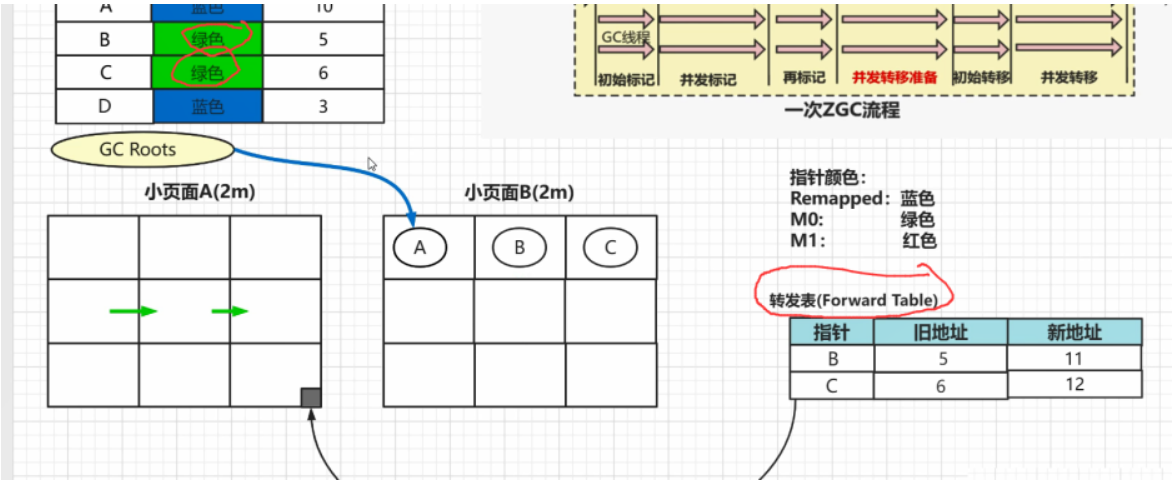
- 并发转移准备(分析最有价值GC分页<无STW ＞)
- 初始转移（转移初始标记的存活对象同时做对象重定位<有STW＞ ）
- 并发转移（对转移并发标记的存活对象做转移<无STW＞）

如何做到并发转移?

转发表(类似于HashMap)

对象转移和插转发表做原子操作



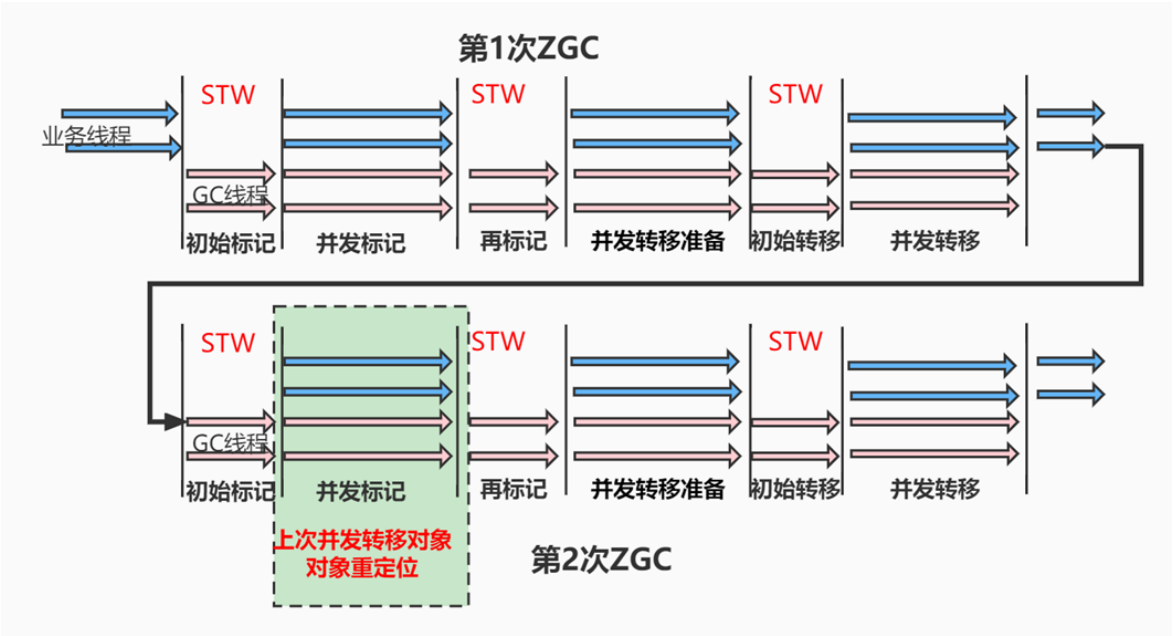


ZGC基于指针着色的重定位算法

并发标记对象的重定位

下次GC中的并发标记（同时做上次并发标记对象的重定位）

技术上：指针着色中M0和M1区分



ZGC中读屏障

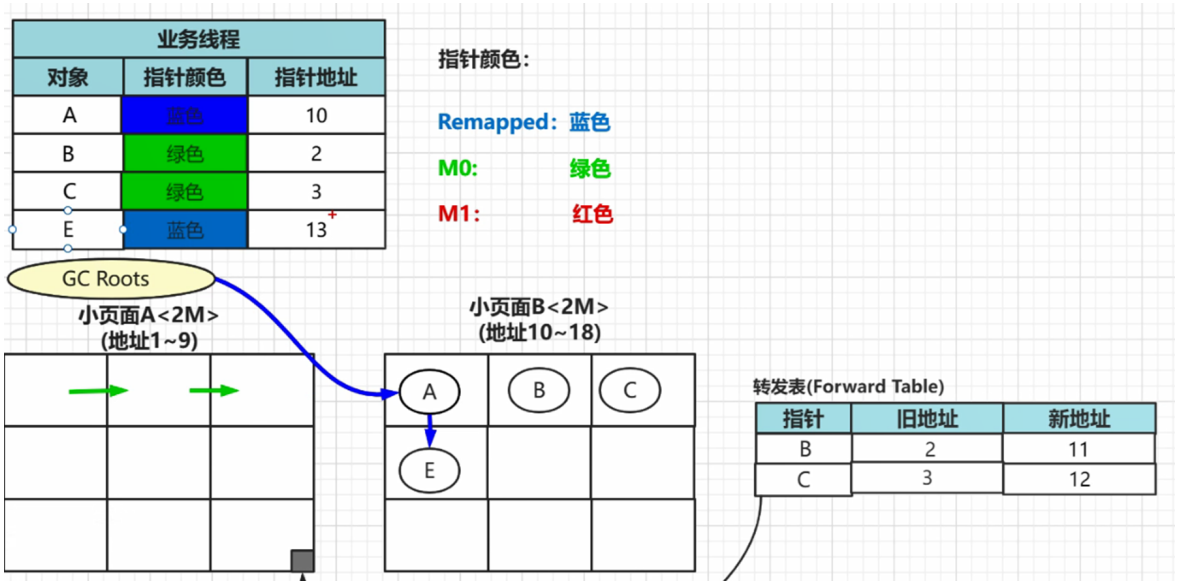
ZGC中的读屏障

涉及对象：并发转移但还没做对象重定位的对象(B、C)

触发时机：在两次GC之间业务线程访问这样的对象(B、C)

触发读屏障操作：对象重定位+删除转发表记录（两个一起做原子操作）

为什么要做读屏障：对象(B、C)已经被移动但指针未修正，应用程序访问到旧地址出错



读屏障技术实现

读屏障是JVM向应用代码插入一小段代码的技术。

当从堆中读引用时，就需要加入一个Load Barrier(读屏障)

判断当前指针是否Bad Color(不是本次GC的Mark颜色)

修正指针：对象重定位+删除转发表记录

```
public class ZObject {
    ZObject instance = null;
    int i=13;
    public  void ReadBarrier(){
        ZObject A = new ZObject();
        A.instance= new ZObject();//A->B
        System.gc();//todo 这里发生一次ZGC
        ZObject D =  A.instance; //这里需不需要加读屏障？（1需要，2不需要）
        ZObject E = D;//这里需不需要加读屏障？（1需要，2不需要）
        D.hashCode();//这里需不需要加读屏障？（1需要，2不需要）
        int j = D.i;//这里需不需要加读屏障？（1需要，2不需要）
    }
```

从上述代码中，可以发现，读屏障对应用程序的影响并不大（4行都涉及B对象的操作代码只有一段需要读屏障），因为条件必须是“从堆中读有应用”，所以官方测试ZGC的读屏障对项目的吞吐量有一定的影响，官方测试多4%左右的开销！所以ZGC的读屏障操作对应用的影响有限！

```
ZObject D =  A.instance; //这里需不需要加读屏障？（1需要，从堆中读引用）
ZObject E = D;//这里需不需要加读屏障？（2不需要，只是引用传递）
D.hashCode();//这里需不需要加读屏障？（2不需要，只是调用方法）
int j = D.i;//这里需不需要加读屏障？（2不需要，不是Object，值传递也不需要）
```

ZGC中GC触发机制（JAVA16）

预热规则：服务刚启动时出现，一般不需要关注。日志中关键字是“Warmup”。

JVM启动预热，如果从来没有发生过GC，则在堆内存使用超过10%、20%、30%时，分别触发一次GC，以收集GC数据.

```
0) Garbage Collection (Warmup) 252M(12%)->638M(31%)
1) Garbage Collection (Warmup)
1) Pause Mark Start 0.017ms
1) Concurrent Mark 509.124ms
1) Pause Mark End 0.010ms
1) Concurrent Process Non-Strong References 0.582ms
1) Concurrent Reset Relocation Set 0.001ms
1) Concurrent Select Relocation Set 8.341ms
1) Pause Relocate Start 0.006ms
1) Concurrent Relocate 142.085ms
```

基于分配速率的自适应算法：最主要的GC触发方式（默认方式），其算法原理可简单描述为”ZGC根据近期的对象分配速率以及GC时间，计算出当内存占用达到什么阈值时触发下一次GC”。通过ZAllocationSpikeTolerance参数控制阈值大小，该参数默认2，数值越大，越早的触发GC。日志中关键字是“Allocation Rate”。

```
][gc          ] GC(127) Garbage Collection (Allocation Rate) 1254M(61%)->744M(36%)
][gc,start    ] GC(128) Garbage Collection (Allocation Rate)
][gc,phases   ] GC(128) Pause Mark Start 0.005ms

][gc,phases   ] GC(128) Concurrent Mark 124.350ms
][gc,phases   ] GC(128) Pause Mark End 0.269ms
][gc,phases   ] GC(128) Concurrent Process Non-Strong References 0.821ms
][gc,phases   ] GC(128) Concurrent Reset Relocation Set 0.076ms
][gc,phases   ] GC(128) Concurrent Select Relocation Set 6.188ms
][gc,phases   ] GC(128) Pause Relocate Start 0.006ms
][gc,phases   ] GC(128) Concurrent Relocate 90.977ms
```

基于固定时间间隔：通过ZCollectionInterval控制，适合应对突增流量场景。流量平稳变化时，自适应算法可能在堆使用率达到95%以上才触发GC。流量突增时，自适应算法触发的时机可能会过晚，导致部分线程阻塞。我们通过调整此参数解决流量突增场景的问题，比如定时活动、秒杀等场景。

主动触发规则：类似于固定间隔规则，但时间间隔不固定，是ZGC自行算出来的时机，我们的服务因为已经加了基于固定时间间隔的触发机制，所以通过-ZProactive参数将该功能关闭，以免GC频繁，影响服务可用性。

阻塞内存分配请求触发：当垃圾来不及回收，垃圾将堆占满时，会导致部分线程阻塞。我们应当避免出现这种触发方式。日志中关键字是“Allocation Stall”。

外部触发：代码中显式调用System.gc()触发。 日志中关键字是“System.gc()”。

元数据分配触发：元数据区不足时导致，一般不需要关注。 日志中关键字是“Metadata GC Threshold”。

ZGC参数设置

ZGC 优势不仅在于其超低的 STW 停顿，也在于其参数的简单，绝大部分生产场景都可以自适应。当然，极端情况下，还是有可能需要对 ZGC 个别参数做个调整，大致可以分为三类：

- 堆大小：
- Xmx。当分配速率过高，超过回收速率，造成堆内存不够时，会触发 Allocation Stall，这类 Stall 会减缓当前的用户线程。因此，当我们在 GC 日志中看到 Allocation Stall，通常可以认为堆空间偏小或者 concurrent gc threads 数偏小。
- GC 触发时机：
- ZAllocationSpikeTolerance, ZCollectionInterval。ZAllocationSpikeTolerance 用来估算当前的堆内存分配速率，在当前剩余的堆内存下，ZAllocationSpikeTolerance 越大，估算的达到 OOM 的时间越快，ZGC 就会更早地进行触发 GC。ZCollectionInterval 用来指定 GC 发生的间隔，以秒为单位触发 GC。
- GC 线程：
- ParallelGCThreads， ConcGCThreads。ParallelGCThreads 是设置 STW 任务的 GC 线程数目，默认为 CPU 个数的 60%；ConcGCThreads 是并发阶段 GC 线程的数目，默认为 CPU 个数的 12.5%。增加 GC 线程数目，可以加快 GC 完成任务，减少各个阶段的时间，但也会增加 CPU 的抢占开销，可根据生产情况调整。

由上可以看出 ZGC 需要调整的参数十分简单，通常设置 Xmx 即可满足业务的需求，大大减轻 Java 开发者的负担。

ZGC典型应用场景

对于性能来说，不同的配置对性能的影响是不同的，如充足的内存下即大堆场景，ZGC 在各类 Benchmark 中能够超过 G1 大约 5% 到 20%，而在小堆情况下，则要

低于 G1 大约 10%；不同的配置对于应用的影响不尽相同，开发者需要根据使用场景来合理判断。

当前 ZGC 不支持压缩指针和分代 GC，其内存占用相对于 G1 来说要稍大，在小堆情况下较为明显，而在大堆情况下，这些多占用的内存则显得不那么突出。**因此，以下两类应用强烈建议使用 ZGC 来提升业务体验：**

- 超大堆应用。超大堆（百 G 以上）下，CMS 或者 G1 如果发生 Full GC，停顿会在分钟级别，可能会造成业务的终端，强烈推荐使用 ZGC。
- 当业务应用需要提供高服务级别协议（Service Level Agreement，SLA），例如 99.99% 的响应时间不能超过 100ms，此类应用无论堆大小，均推荐采用低停顿的 ZGC。

ZGC生产注意事项

RSS 内存异常现象

由前面 ZGC 原理可知，ZGC 采用多映射 multi-mapping 的方法实现了三份虚拟内存指向同一份物理内存。而 Linux 统计进程 RSS 内存占用的算法是比较脆弱的，这种多映射的方式并没有考虑完整，因此根据当前 Linux 采用大页和小页时，其统计的开启 ZGC 的 Java 进程的内存表现是不同的。在内核使用小页的 Linux 版本上，这种三映射的同一块物理内存会被 linux 的 RSS 占用算法统计 3 次，因此通常可以看到使用 ZGC 的 Java 进程的 RSS 内存膨胀了三倍左右，但是实际占用只有统计数据的三分之一，会对运维或者其他业务造成一定的困扰。而在内核使用大页的 Linux 版本上，这部分三映射的物理内存则会统计到 hugetlbfs inode 上，而不是当前 Java 进程上。

共享内存调整

ZGC 需要在 share memory 中建立一个内存文件来作为实际物理内存占用，因此当要使用的 Java 的堆大小大于 /dev/shm 的大小时，需要对 /dev/shm 的大小进行调整。通常来说，命令如下（下面是将 /dev/shm 调整为 64G）：

vi/etc/fstabtmpfs /dev/shm tmpfs defaults,size= 65536M00

首先修改 fstab 中 shm 配置的大小，size 的值根据需求进行修改，然后再进行 shm 的 mount 和 umount。

umount/dev/shmmount /dev/shm

mmap 节点上限调整

ZGC 的堆申请和传统的 GC 有所不同，需要占用的 memory mapping 数目更多，即每个 ZPage 需要 mmap 映射三次，这样系统中仅 Java Heap 所占用的 mmap 个数为 (Xmx / zpage_size) * 3，默认情况下 zpage_size 的大小为 2M。

为了给 JNI 等 native 模块中的 mmap 映射数目留出空间，内存映射的数目应该调整为 (Xmx / zpage_size) 3*1.2。
默认的系统 memory mapping 数目由文件 /proc/sys/vm/max_map_count 指定，通常数目为 65536，当给 JVM 配置一个很大的堆时，需要调整该文件的配置，使得其大于 (Xmx / zpage_size) 3*1.2。

ZGC存在的问题及持续改进

目前ZGC历代版本中存在的一些问题（阿里、腾讯、美团、华为等大厂在支持业务切换 ZGC 的出现的），基本上都已经将遇到的相关问题和修复积极向社区报告和回馈，很多问题在JDK16和JDK17已经修复完善。另外的话，问题相对来说不是非常严重，如果遇到类似的问题可以查看下JVM团队的历代修复日志，同时King老师的建议就是尽量使用比较新的版本来上线，以免重复掉坑里面。