20240311腾讯微信支付一面

项目

1. 介绍下java字节码增强技术
2. 南海档案资料库文件是怎么存储和管理的

八股

进程、协程、线程

进程

进程是一个具有一定独立功能的程序在一个数据集上的一次动态执行的过程，是操作系统进行资源分配和调度的一个独立单位，是应用程序运行的载体。进程是一种抽象的概念，从来没有统一的标准定义。

进程一般由程序、数据集合和进程控制块三部分组成。

- 程序用于描述进程要完成的功能，是控制进程执行的指令集；
- 数据集合是程序在执行时所需要的数据和工作区；
- 程序控制块(Program Control Block，简称PCB)，包含进程的描述信息和控制信息，是进程存在的唯一标志。

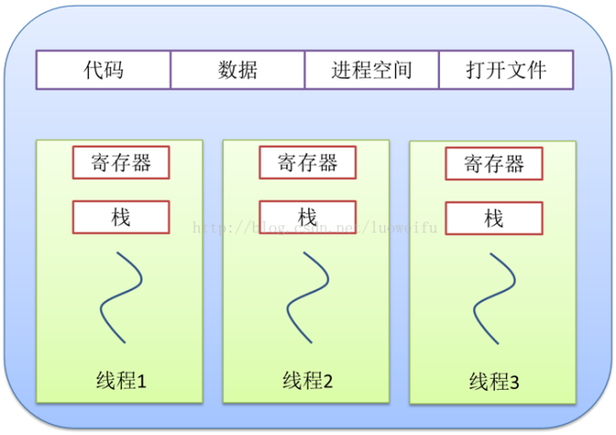
线程

线程是程序执行中一个单一的顺序控制流程，是程序执行流的最小单元，是处理器调度和分派的基本单位。一个进程可以有一个或多个线程，各个线程之间共享程序的内存空间(也就是所在进程的内存空间)。一个标准的线程由线程ID、当前指令指针(PC)、寄存器和

堆栈组成。而进程由内存空间(代码、数据、进程空间、打开的文件)和一个或多个线程组成。

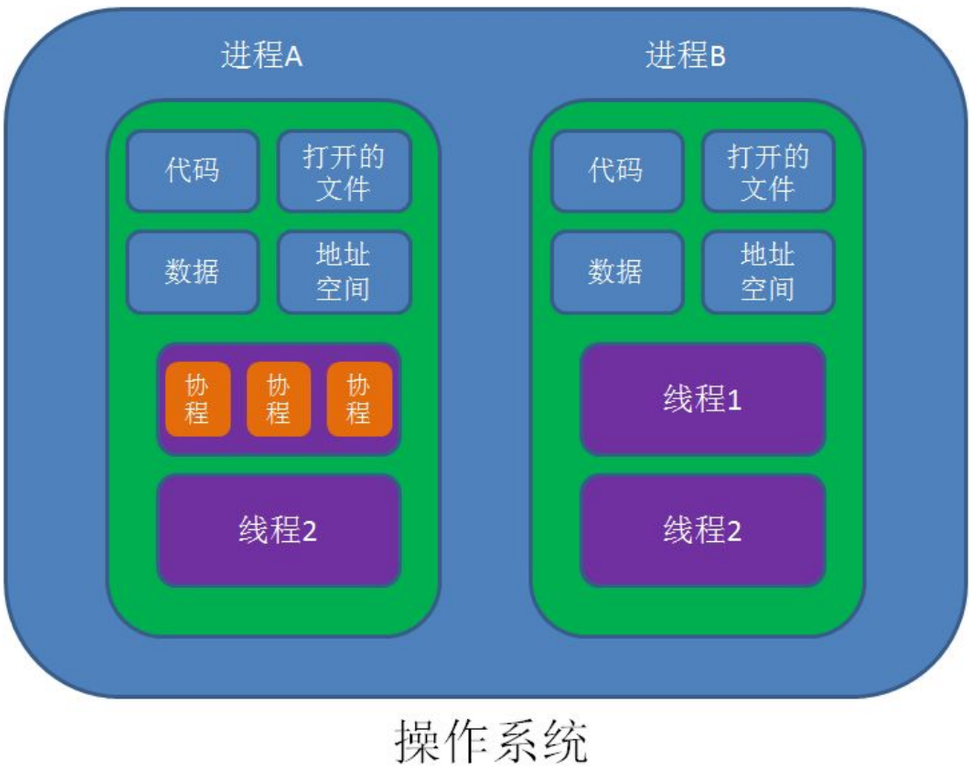
进程与线程的区别

1. 线程是程序执行的最小单位，而进程是操作系统分配资源的最小单位；
2. 一个进程由一个或多个线程组成，线程是一个进程中代码的不同执行路线；
3. 进程之间相互独立，但同一进程下的各个线程之间共享程序的内存空间(包括代码段、数据集、堆等)及一些进程级的资源(如打开文件和信号)，某进程内的线程在其它进程不可见；
4. 调度和切换：线程上下文切换比进程上下文切换要快得多。



协程

协程，英文Coroutines，是一种基于线程之上，但又比线程更加轻量级的存在，这种由程序员自己写程序来管理的轻量级线程叫做『用户空间线程』，具有对内核来说不可见的特性。正如一个进程可以拥有多个线程一样，一个线程也可以拥有多个协程。



在传统的J2EE系统中都是基于每个请求占用一个线程去完成完整的业务逻辑（包括事务）。所以系统的吞吐能力取决于每个线程的操作耗时。如果遇到很耗时的I/O行为，则整个系统的吞吐立刻下降，因为这个时候线程一直处于阻塞状态，如果线程很多的时候，会存在很多线程处于空闲状态（等待该线程执行完才能执行），造成了资源应用不彻底。最常见的例子就是JDBC（它是同步阻塞的），这也是为什么很多人都说数据库是瓶颈的原因。这里的耗时其实是让CPU一直在等待I/O返回，说白了线程根本没有利用CPU去做运算，而是处于空转状态。而另外过多的线程，也会带来更多的ContextSwitch开销。对于上述问题，现阶段行业里的比较流行的解决方案之一就是单线程加上异步回调。其代表派是node.js以及Java里的新秀Vert.x。而协程的目的就是当出现长时间的I/O操作时，通过让出目前的协程调度，执行下一个任务的方式，来消除ContextSwitch上的开销。

协程的特点

1. 线程的切换由操作系统负责调度，协程由用户自己进行调度，因此减少了上下文切换，提高了效率。
2. 线程的默认Stack大小是1M，而协程更轻量，接近1K。因此可以在相同的内存中开启更多的协程。
3. 由于在同一个线程上，因此可以避免竞争关系而使用锁。
4. 适用于被阻塞的，且需要大量并发的场景。但不适用于大量计算的多线程，遇到此种情况，更好实用线程去解决。

操作系统进程间相互通信的方式

https://www.jianshu.com/p/c1015f5ffa74

- **管道/匿名管道(Pipes)**：用于具有亲缘关系的父子进程间或者兄弟进程之间的通信。
- **有名管道(Named Pipes)**：匿名管道由于没有名字，只能用于亲缘关系的进程间通信。为了克服这个缺点，提出了有名管道。有名管道严格遵循 **先进先出(First In First Out)** 。有名管道以磁盘文件的方式存在，可以实现本机任意两个进程通信。

- **信号(Signal)**：信号是一种比较复杂的通信方式，用于通知接收进程某个事件已经发生；
- **消息队列(Message Queuing)**：消息队列是消息的链表,具有特定的格式,存放在内存中并由消息队列标识符标识。管道和消息队列的通信数据都是先进先出的原则。与管道（无名管道：只存在于内存中的文件；命名管道：存在于实际的磁盘介质或者文件系统）不同的是消息队列存放在内核中，只有在内核重启(即，操作系统重启)或者显式地删除一个消息队列时，该消息队列才会被真正的删除。消息队列可以实现消息的随机查询,消息不一定要以先进先出的次序读取,也可以按消息的类型读取.比 FIFO 更有优势。**消息队列克服了信号承载信息量少，管道只能承载无格式字 节流以及缓冲区大小受限等缺点。**
- **信号量(Semaphores)**：信号量是一个计数器，用于多进程对共享数据的访问，信号量的意图在于进程间同步。这种通信方式主要用于解决与同步相关的问题并避免竞争条件。
- **共享内存(Shared memory)**：使得多个进程可以访问同一块内存空间，不同进程可以及时看到对方进程中对共享内存中数据的更新。这种方式需要依靠某种同步操作，如互斥锁和信号量等。可以说这是最有用的进程间通信方式。
- **套接字(Sockets** https://zhuanlan.zhihu.com/p/109826876**)** : 此方法主要用于在客户端和服务器之间通过网络进行通信。套接字是支持 TCP/IP 的网络通信的基本操作单元，可以看做是不同主机之间的进程进行双向通信的端点，简单的说就是通信的两方的一种约定，用套接字中的相关函数来完成通信过程。

https相比于http的优点，非对称加密、对称加密

https://javaguide.cn/cs-basics/network/http-vs-https.html#https-协议介绍

CA 知道服务器的公钥，对证书采用散列技术生成一个摘要。CA 使用 CA 私钥对该摘要进行加密，并附在证书下方，发送给服务器。

现在服务器将该证书发送给客户端，客户端需要验证该证书的身份。客户端找到第三方机构 CA，获知 CA 的公钥，并用 CA 公钥对证书的签名进行解密，获得了 CA 生成的摘要。

客户端对证书数据（包含服务器的公钥）做相同的散列处理，得到摘要，并将该摘要与之前从签名中解码出的摘要做对比，如果相同，则身份验证成功；否则验证失败。

验证成功后客户端拿到服务器的公钥，建立会话密钥，将密钥用公钥加密后传给服务器，服务器用自己的私钥解密后得到会话密钥（非对称加密，目的是交换对称加密的密钥），之后就是对称加密。

mysql的索引，为什么用b+树而不是红黑树

https://javaguide.cn/database/mysql/mysql-index.html 见这篇文章

为什么不用下列索引？

1. Hash表 索引不支持顺序和范围查询。假如我们要对表中的数据进行排序或者进行范围查询，那 Hash 索引可就不行了。并且，每次 IO 只能取一个。
2. 二叉查找树，当二叉查找树是平衡的时候，也就是树的每个节点的左右子树深度相差不超过 1 的时候，查询的时间复杂度为 O(log2(N))，具有比较高的效率。然而，当二叉查找树不平衡时，例如在最坏情况下（有序插入节点），树会退化成线性链表

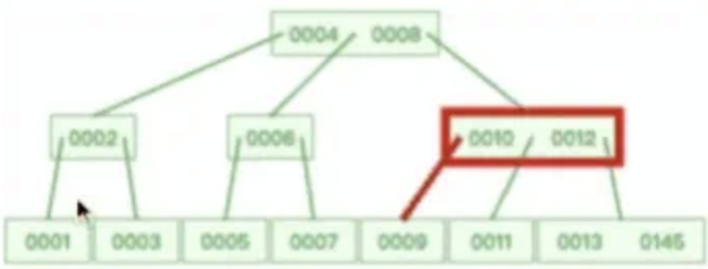
（也被称为斜树），导致查询效率急剧下降，时间复杂退化为 O（N）。也就是说，**二叉查找树的性能非常依赖于它的平衡程度，这就导致其不适合作为 MySQL 底层索引的数据结构。**

3. AVL 树，是自平衡二叉查找树。AVL 树的特点是保证任何节点的左右子树高度之差不超过 1，因此也被称为高度平衡二叉树，它的查找、插入和删除在平均和最坏情况下的时间复杂度都是 O(logn)。由于 AVL 树需要频繁地进行旋转操作来保持平衡，因此会有较大的计算开销进而降低了查询性能。并且， 在使用 AVL 树时，每个树节点仅存储一个数据，而每次进行磁盘 IO 时只能读取一个节点的数据，如果需要查询的数据分布在多个节点上，那么就需要进行多次磁盘 IO。**磁盘 IO 是一项耗时的操作，在设计数据库索引时，我们需要优先考虑如何最大限度地减少磁盘 IO 操作的次数。**
4. 红黑树，是一种自平衡二叉查找树，通过在插入和删除节点时进行颜色变换和旋转操作，使得树始终保持平衡状态。和 AVL 树不同的是，红黑树并不追求严格的平衡，而是大致的平衡。正因如此，红黑树的查询效率稍有下降，因为红黑树的平衡性相对较弱，**可能会导致树的高度较高，这可能会导致一些数据需要进行多次磁盘 IO 操作才能查询到，这也是 MySQL 没有选择红黑树的主要原因**。也正因如此，红黑树的插入和删除操作效率大大提高了，因为红黑树在插入和删除节点时只需进行 O(1) 次数的旋转和变色操作，即可保持基本平衡状态，而不需要像 AVL 树一样进行 O(logn) 次数的旋转操作。但是红黑树的插入、删除和查询的时间复杂度都是 **O(log n)**。

B树

B+树与 B 树相比，具备更少的 IO 次数、更稳定的查询效率和更适于范围查询这些优势。

https://www.xiaolincoding.com/mysql/index/why_index_chose_bpuls_tree.html#什么是自平衡二叉树



假设我们在上图一棵 3 阶的 B 树中要查找的索引值是 9 的记录那么步骤可以分为以下几步：

1. 与根节点的索引(4，8）进行比较，9 大于 8，那么往右边的子节点走；
2. 然后该子节点的索引为（10，12），因为 9 小于 10，所以会往该节点的左边子节点走；
3. 走到索引为9的节点，然后我们找到了索引值 9 的节点。

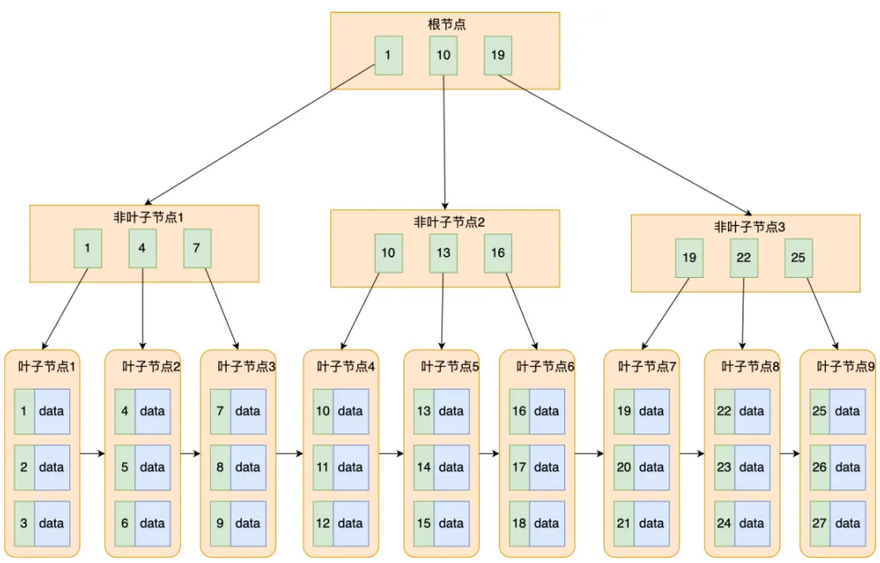
可以看到，一棵 3 阶的 B 树在查询叶子节点中的数据时，由于树的高度是 3 ，所以在查询过程中会发生 3 次磁盘 I/O 操作。

而如果同样的节点数量在平衡二叉树的场景下，树的高度就会很高，意味着磁盘 I/O 操作会更多。所以，B 树在数据查询中比平衡二叉树效率要高。

但是 B 树的每个节点都包含数据（索引+记录），而用户的记录数据的大小很有可能远远超过了索引数据，这就需要花费更多的磁盘 I/O 操作次数来读到「有用的索引数据」。

另外，如果使用 B 树来做范围查询的话，需要使用中序遍历，这会涉及多个节点的磁盘 I/O 问题，从而导致整体速度下降。

B+树



B+ 树与 B 树差异的点，主要是以下这几点：

- 叶子节点（最底部的节点）才会存放实际数据（索引+记录），非叶子节点只会存放索引；
- 所有索引都会在叶子节点出现，叶子节点之间构成一个有序链表；
- 非叶子节点的索引也会同时存在在子节点中，并且是在子节点中所有索引的最大（或最小）。
- 非叶子节点中有多少个子节点，就有多少个索引；

单点查询

B 树进行单个索引查询时，最快可以在 O(1) 的时间代价内就查到，而从平均时间代价来看，会比 B+ 树稍快一些。但是 B 树的查询波动会比较大，因为每个节点既存索引又存记录，所以有时候访问到了非叶子节点就可以找到索引，而有时需要访问到叶子节点才能找到索引。

B+ 树的非叶子节点不存放实际的记录数据，仅存放索引，因此数据量相同的情况下，相比存储既存索引又存记录的 B 树，B+树的非叶子节点可以存放更多的索引，因此 B+ 树可以比 B 树更「矮胖」，查询底层节点的磁盘 I/O次数会更少。

范围查询

B 树和 B+ 树等值查询原理基本一致，先从根节点查找，然后对比目标数据的范围，最后递归的进入子节点查找。

因为 **B+ 树所有叶子节点间还有一个链表进行连接，这种设计对范围查找非常有帮助**，比如说我们想知道 12 月 1 日和 12 月 12 日之间的订单，这个时候可以先查找到 12 月 1 日

所在的叶子节点，然后利用链表向右遍历，直到找到 12 月12 日的节点，这样就不需要从根节点查询了，进一步节省查询需要的时间。

而 B 树没有将所有叶子节点用链表串联起来的结构，因此只能通过树的遍历来完成范围查询，这会涉及多个节点的磁盘 I/O 操作，范围查询效率不如 B+ 树。

因此，存在大量范围检索的场景，适合使用 B+树，比如数据库。而对于大量的单个索引查询的场景，可以考虑 B 树，比如 nosql 的MongoDB。

mysql的事务，ACID，事务隔离级别，三个log

`redo log` 它是物理日志，记录内容是“在某个数据页上做了什么修改”，属于 `InnoDB` 存储引擎。

`binlog` 是逻辑日志，记录内容是语句的原始逻辑，类似于“给 ID=2 这一行的 c 字段加 1”，属于`MySQL Server` 层。

在 MySQL 中，恢复机制是通过**回滚日志（undo log）**实现的，所有事务进行的修改都会先记录到这个回滚日志中，然后再执行相关的操作。如果执行过程中遇到异常的话，我们直接利用**回滚日志**中的信息将数据回滚到修改之前的样子即可！并且，回滚日志会先于数据持久化到磁盘上。这样就保证了即使遇到数据库突然宕机等情况，当用户再次启动数据库的时候，数据库还能够通过查询回滚日志来回滚将之前未完成的事务。

MySQL InnoDB 引擎使用 **redo log(重做日志)** 保证事务的**持久性**，使用 **undo log(回滚日志)** 来保证事务的**原子性**。

`MySQL` 数据库的**数据备份、主备、主主、主从**都离不开`binlog`，需要依靠`binlog`来同步数据，保证数据一致性。

MVCC

隐藏字段 + read view + undo log，在一致性非锁定读（快照读）的时候会用到

1. 数据库中的每个记录都会存有该记录最后一次被修改的事务id（DB_TRX_ID）以及回滚指针（DB_ROLL_PTR），回滚指针指向该行的redo log
2. 在RR级别中，只在事务开始后 `第一次select` 数据前生成一个`Read View`（在 RC 隔离级别下的 `每次select` 查询前都生成一个`Read View`），也就是快照。这个快照里面会存有当前活跃的事务id列表，通过read view和DB_TRX_ID就可以判断当前事务是否能够读到某一行的数据记录。若该记录行的值对当前事务是不可见的，那么就需要通过DB_ROLL_PTR指针所指向的 `undo log` 取出快照记录，再去将快照记录的DB_TRX_ID 重新与read view比较，直到找到满足的快照版本或返回空。

MVCC vs Next-key Lock

`InnoDB`存储引擎在 RR 级别下通过 `MVCC`和 `Next-key Lock` 来解决幻读问题：

1、执行普通 `select`，此时会以 `MVCC` 快照读的方式读取数据

在快照读的情况下，RR 隔离级别只会在事务开启后的第一次查询生成 `Read View` ，并使用至事务提交。所以在生成 `Read View` 之后其它事务所做的更新、插入记录版本对当前事务并不可见，实现了可重复读和防止快照读下的 “幻读”

2、执行 select...for update/lock in share mode、insert、update、delete 等当前读

在当前读下，读取的都是最新的数据，如果其它事务有插入新的记录，并且刚好在当前事务查询范围内，就会产生幻读！`InnoDB` 使用 Next-key Lock来防止这种情况。当执行当前读时，会锁定读取到的记录的同时，锁定它们的间隙，防止其它事务在查询范围内插入数据。只要我不让你插入，就不会发生幻读。

jvm垃圾回收机制

jvm oom的场景

https://blog.csdn.net/zhangkaixuan456/article/details/111904430

hashmap、concurrenthashmap

Git原理

https://zhuanlan.zhihu.com/p/45510461

每次我们运行 `git add` 和 `git commit` 命令时， Git 所做的实质工作是将被改写的文件保存为数据对象，更新暂存区，记录树对象，最后创建一个指明了顶层树对象和父提交的提交对象。 这三种主要的 Git 对象——数据对象、树对象、提交对象——最初均以单独文件的形式保存在 `.git/objects` 目录下。

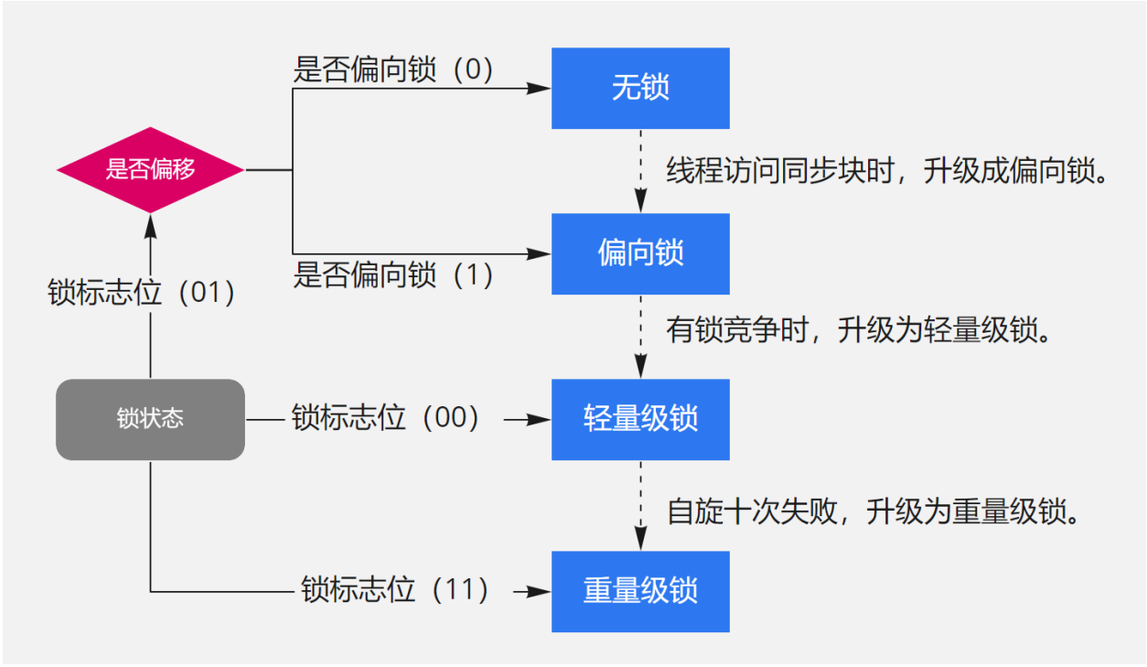
Git 分支的本质是一个指向某一系列提交之首的指针或引用。

Git的核心是它的对象数据库，其中保存着git的对象，其中最重要的是blob、tree和commit对象，blob对象实现了对文件内容的记录，tree对象实现了对文件名、文件目录结构的记录，commit对象实现了对版本提交时间、版本作者、版本序列、版本说明等附加信息的记录。这三类对象，完美实现了git的基础功能：对版本状态的记录。

Git引用是指向git对象hash键值的类似指针的文件。通过Git引用，我们可以更加方便的定位到某一版本的提交。Git分支、tags等功能都是基于Git引用实现的。

锁优化

https://www.nowcoder.com/issue/tutorial?tutorialId=94&uuid=b40a485f92ff496b9fe332079fa5be66



1. 无锁

   无锁是指没有对资源进行锁定，所有的线程都能访问并修改同一个资源，但同时只有一个线程能修改成功。无锁的特点是修改操作会在循环内进行，线程会不断的尝试修改共享资源。如果没有冲突就修改成功并退出，否则就会继续循环尝试。如果有多个线程修改同一个值，必定会有一个线程能修改成功，而其他修改失败的线程会不断重试直到修改成功。

2. 偏向锁

   初次执行到synchronized代码块的时候，锁对象变成偏向锁（通过CAS修改对象头里的锁标志位），字面意思是“偏向于第一个获得它的线程”的锁。执行完同步代码块后，线程并不会主动释放偏向锁。当第二次到达同步代码块时，线程会判断此时持有锁的线程是否就是自己（持有锁的线程ID也在对象头里），如果是则正常往下执行。由于之前没有释放锁，这里也就不需要重新加锁。如果自始至终使用锁的线程只有一个，很明显偏向锁几乎没有额外开销，性能极高。

   偏向锁是指当一段同步代码一直被同一个线程所访问时，即不存在多个线程的竞争时，那么该线程在后续访问时便会自动获得锁，从而降低获取锁带来的消耗，即提高性能。

   当一个线程访问同步代码块并获取锁时，会在 Mark Word 里存储锁偏向的线程 ID。在线程进入和退出同步块时不再通过 CAS 操作来加锁和解锁，而是检测 Mark Word 里是否存储着指向当前线程的偏向锁。轻量级锁的获取及释放依赖多次 CAS 原子指令，而偏向锁只需要在置换 ThreadID 的时候依赖一次 CAS 原子指令即可。

   偏向锁只有遇到其他线程尝试竞争偏向锁时，持有偏向锁的线程才会释放锁，线程是不会主动释放偏向锁的。关于偏向锁的撤销，需要等待全局安全点，即在某个时间点上没有字节码正在执行时，它会先暂停拥有偏向锁的线程，然后判断锁对象是否处于被锁定状态。如果线程不处于活动状态，则将对象头设置成无锁状态，并撤销偏向锁，恢复到无锁（标志位为01）或轻量级锁（标志位为00）的状态。

3. 轻量级锁

   轻量级锁是指当锁是偏向锁的时候，却被另外的线程所访问，此时偏向锁就会升级为轻量级锁，其他线程会通过自旋的形式尝试获取锁，线程不会阻塞，从而提高性能。

轻量级锁的获取主要由两种情况：

1. 当关闭偏向锁功能时；
2. 由于多个线程竞争偏向锁导致偏向锁升级为轻量级锁。

一旦有第二个线程加入锁竞争，偏向锁就升级为轻量级锁（自旋锁）。这里要明确一下什么是锁竞争：如果多个线程轮流获取一个锁，但是每次获取锁的时候都很顺利，没有发生阻塞，那么就不存在锁竞争。只有当某线程尝试获取锁的时候，发现该锁已经被占用，只能等待其释放，这才发生了锁竞争。

在轻量级锁状态下继续锁竞争，没有抢到锁的线程将自旋，即不停地循环判断锁是否能够被成功获取。获取锁的操作，其实就是通过CAS修改对象头里的锁标志位。先比较当前锁标志位是否为“释放”，如果是则将其设置为“锁定”，比较并设置是原子性发生的。这就算抢到锁了，然后线程将当前锁的持有者信息修改为自己。

长时间的自旋操作是非常消耗资源的，一个线程持有锁，其他线程就只能在原地空耗CPU，执行不了任何有效的任务，这种现象叫做忙等（busy-waiting）。如果多个线程用一个锁，但是没有发生锁竞争，或者发生了很轻微的锁竞争，那么synchronized就用轻量级锁，允许短时间的忙等现象。这是一种折衷的想法，短时间的忙等，换取线程在用户态和内核态之间切换的开销。

4. 重量级锁

重量级锁显然，此忙等是有限度的（有个计数器记录自旋次数，默认允许循环10次，可以通过虚拟机参数更改）。如果锁竞争情况严重，某个达到最大自旋次数的线程，会将轻量级锁升级为重量级锁（依然是CAS修改锁标志位，但不修改持有锁的线程ID）。当后续线程尝试获取锁时，发现被占用的锁是重量级锁，则直接将自己挂起（而不是忙等），等待将来被唤醒。

重量级锁是指当有一个线程获取锁之后，其余所有等待获取该锁的线程都会处于阻塞状态。简言之，就是所有的控制权都交给了操作系统，由操作系统来负责线程间的调度和线程的状态变更。而这样会出现频繁地对线程运行状态的切换，线程的挂起和唤醒，从而消耗大量的系统资。

乐观锁、悲观锁

https://javaguide.cn/java/concurrent/optimistic-lock-and-pessimistic-lock.html#如何实现乐观锁

算法

二分查找

```
/**
 * 整数数组 nums 按升序排列，数组中的值 互不相同 。
 * <p>
 * 在传递给函数之前，nums 在预先未知的某个下标 k（0 <= k < nums.length）上进行了 旋转，使数组变为 [nums[k], nums[k+1], ..., nums[n-1], nums[0], nums[1], ..., nums[k-1]]（下标 从 0 开始 计数）。例如，[0,1,2,4,5,6,7] 在下标 3 处经旋转后可能变为 [4,5,6,7,0,1,2] 。
 * <p>
```

```
 * 给你 旋转后 的数组 nums 和一个整数 target ，如果 nums 中存在这个目标值 target ，则返回它的下标，否则返回 -1 。
 * <p>
 * 你必须设计一个时间复杂度为 O(log n) 的算法解决此问题。
 * <p>
 * <p>
 * 示例 1：
 * <p>
 * 输入：nums = [4,5,6,7,0,1,2], target = 0
 * 输出：4
 * 示例 2：
 * <p>
 * 输入：nums = [4,5,6,7,0,1,2], target = 3
 * 输出：-1
 * 示例 3：
 * <p>
 * 输入：nums = [1], target = 0
 * 输出：-1
 */
```