# 一、 synchronized

Jdk1.6之后进行了优化，无锁——》偏向锁——》轻量级锁——》重量级锁

Synchronized与lock的区别？

1、用法不一样.在需要同步的对象中加入synchronized控制,synchronized既可以加载方法上,也可以加在特定代码块中,括号中表示需要锁的对象.而Lock需要显式的指定起始位和终止位置.synchronized是托管给JVM执行的,而Lock的锁定是通过代码实现的,它有比synchronized更精确的线程语义.

2)性能不一样.在JDK5中增加了一个Lock接口实现类ReentrantLock.它不仅拥有和synchronized相同的并发性和内存语义,还多了锁投票,定时锁,等候和中断锁等.它们的性能在不同的情况下会有不同:在资源竞争不是很激烈的情况下,synchronized的性能要由于ReentrantLock,但是在资源竞争很激烈的情况下,synchronized的性能会下降得非常快,而ReentrantLock的性能基本保持不变.

3)锁机制不一样,synchronized获得锁和释放的方式都是在块结构中,当获取多个锁时,必须以相反的顺序释放,并且是自动解锁,不会因为出来异常而导致锁没有被释放从而引发死锁.而Lock则需要开发人员手动去释放,并且必须在finally块中释放,否则会引起死锁问题的发生.此外,Lock还提供了更强大的功能,它的tryLock()方法可以采用非阻塞的方式去获取锁.

**高并发场景下lock性能高的原因？**

高并发场景下synchronized升级为重量级锁，不可逆转，新来的线程全部被阻塞，而使用lock在阻塞之前仍然会自旋尝试获取锁，失败后才会进行阻塞 、

Synchronized原始采用的是CPU 悲观锁机制，即线程活得的是独占锁，独占锁意味着其它线程只能依靠阻塞来等待线程释放锁，而CPU转换线程阻塞时会引起上下文切换（用户态与内核态的切换），当有很多线程竞争锁时，频繁的上下文切换使效率不高

Lock使用的乐观锁模式，即每次不加锁而是假设没有冲突而去完成某项操作，如果因为冲突失败就重试，直到成功为止，通过cas实现乐观锁机制

## 1.1 synchronized的应用

1、方法

静态方法（相当于加锁加在类对象上）、非静态方法（加锁加在当前this类对象上），此时如果类对象由spring容器管理则必须设置为单例

1. 代码块

对象锁、类锁

3、当作用的对象为静态时，则作用于整个类

4、跨方法加对象锁可以使用unsafe的moniterEnter与monitorExit来实现

5、synchronized从八大内存操作的Lock开始，volatile则从read开始

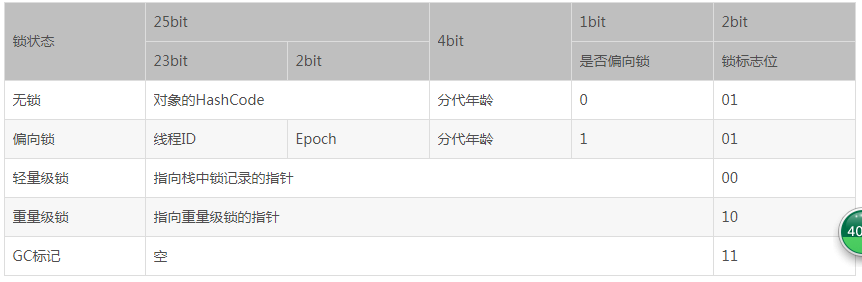
## 1.2对象的组成，与对象头详解

**1、对象组成**

Java对象由三部分组成，对象头（Header）、实例数据（Instance Data）、对齐填充字节（Padding）

**A、对象头**

对象头由Mark Word（32位系统32位，64位系统64位）、指向类的指针、数组长度（只有数组对象有）



**垃圾回收age最大为15，因为存储分代年龄的空间4位，最大值为15**

#### 2、指向类的的指针（class pointer）

这一部分用于存储对象的类型指针，该指针指向它的类元数据，JVM通过这个指针确定对象是哪个类的实例。该指针的位长度为JVM的一个字大小，即32位的JVM为32位，64位的JVM为64位。  
如果应用的对象过多，使用64位的指针将浪费大量内存，统计而言，64位的JVM将会比32位的JVM多耗费50%的内存。为了节约内存可以使用选项+UseCompressedOops开启指针压缩，其中，oop即ordinary object pointer普通对象指针。开启该选项后，下列指针将压缩至32位：

1. 每个Class的属性指针（即静态变量）
2. 每个对象的属性指针（即对象变量）
3. 普通对象数组的每个元素指针

当然，也不是所有的指针都会压缩，一些特殊类型的指针JVM不会优化，比如指向PermGen的Class对象指针(JDK8中指向元空间的Class对象指针)、本地变量、堆栈元素、入参、返回值和NULL指针等。

1. 数组长度

如果对象是一个数组，那么对象头还需要有额外的空间用于存储数组的长度，这部分数据的长度也随着JVM架构的不同而不同：32位的JVM上，长度为32位；64位JVM则为64位。64位JVM如果开启+UseCompressedOops选项，该区域长度也将由64位压缩至32位。

1. **实例数据**

真正存储有效信息，即程序代码中所定义的各种类型的字段内容，包括父类继承下来的和子类定义的。这部分存储顺序受虚拟机分配策略参数（FiledsAllocationStyle)和字段在Java源码中定义的顺序的影响。HotSpot虚拟机默认分配策略为longs/double、ints、shorts/chars、bytes/booleans、oops(Ordinary Object Pointers)，从分配策略可以看出，相同宽度的字段总是被分配到一起。在此前提条件下，父类中定义的变量会出在子类之前，若CompactFileds的参数值为true，那么子类中较**窄**的变量也可能会插到父类变量的空隙中。

1. **填充字节**

不是必然存在的，仅起着占位符作用。HotSpot虚拟机的自动内存管理系统要求对象起始地址必须是8字节的整数倍，即对象大小必须是8字节的整数倍，而对象头正好是8字节的整数倍，而对象实例数据部分没有对齐，需要通过对齐填充来补全。

## 1.3synchronized的实现

在Hot Spot中，monitor是由ObjectMonitor类来实现的

其中有两个队列 \_EntryList和 \_WaitSet，它们是用来保存ObjectMonitor对象列表， \_owner指向持有ObjectMonitor对象的线程。 当多个线程访问同步代码时，线程会进入\_EntryList区，当线程获取对象的monitor后(对于线程获得锁的优先级，还有待考究)进入 \_Owner区并且将 \_owner指向获得锁的线程(monitor对象被线程持有)， \_count++，其他线程则继续在 \_EntryList区等待。若线程调用wait方法，则该线程进入 \_WaitSet区等待被唤醒。线程执行完后释放monitor锁并且对ObjectMonitor中的值进行复位。 上面说到synchronized使用的锁都放在对象头里，大概指的就是Mark Word中指向互斥量的指针指向的monitor对象内存地址了。

## 1.4各个锁概念及运行流程

**JVM一般是这样使用锁和Mark Word的：**

1，当没有被当成锁时，这就是一个普通的对象，Mark Word记录对象的HashCode，锁标志位是01，是否偏向锁那一位是0。

2，当对象被当做同步锁并有一个线程A抢到了锁时，锁标志位还是01，但是否偏向锁那一位改成1，前23bit记录抢到锁的线程id，表示进入偏向锁状态。

3，当线程A再次试图来获得锁时，JVM发现同步锁对象的标志位是01，是否偏向锁是1，也就是偏向状态，Mark Word中记录的线程id就是线程A自己的id，表示线程A已经获得了这个偏向锁，可以执行同步锁的代码。

4，当线程B试图获得这个锁时，JVM发现同步锁处于偏向状态，但是Mark Word中的线程id记录的不是B，那么线程B会先用CAS操作试图获得锁，这里的获得锁操作是有可能成功的，因为线程A一般不会自动释放偏向锁。如果抢锁成功，就把Mark Word里的线程id改为线程B的id，代表线程B获得了这个偏向锁，可以执行同步锁代码。如果抢锁失败，则继续执行步骤5。

5，偏向锁状态抢锁失败，代表当前锁有一定的竞争，偏向锁将升级为轻量级锁。JVM会在当前线程的线程栈中开辟一块单独的空间，里面保存指向对象锁Mark Word的指针，同时在对象锁Mark Word中保存指向这片空间的指针。上述两个保存操作都是CAS操作，如果保存成功，代表线程抢到了同步锁，就把Mark Word中的锁标志位改成00，可以执行同步锁代码。如果保存失败，表示抢锁失败，竞争太激烈，继续执行步骤6。

6，轻量级锁抢锁失败，JVM会使用自旋锁，自旋锁不是一个锁状态，只是代表不断的重试，尝试抢锁。从JDK1.7开始，自旋锁默认启用，自旋次数由JVM决定。如果抢锁成功则执行同步锁代码，如果失败则继续执行步骤7。

7，自旋锁重试之后如果抢锁依然失败，同步锁会升级至重量级锁，锁标志位改为10。在这个状态下，未抢到锁的线程都会被阻塞。

**偏向锁的获取与释放**

1、访问Mark Word中偏向锁的标识是否设置成1，锁标志位是否为01，确认为可偏向状态。

2、如果为可偏向状态，则测试线程ID是否指向当前线程，如果是，进入步骤5，否则进入步骤3。

3、如果线程ID并未指向当前线程，则通过CAS操作竞争锁。如果竞争成功，则将Mark Word中线程ID设置为当前线程ID，然后执行5；如果竞争失败，执行4。

4、如果CAS获取偏向锁失败，则表示有竞争。当到达全局安全点（safepoint，无字节码被执行）时获得偏向锁的线程被挂起，偏向锁升级为轻量级锁，然后被阻塞在安全点的线程继续往下执行同步代码。（撤销偏向锁的时候会导致stop the word）

5、执行同步代码。

**1、轻量级锁的加锁过程**

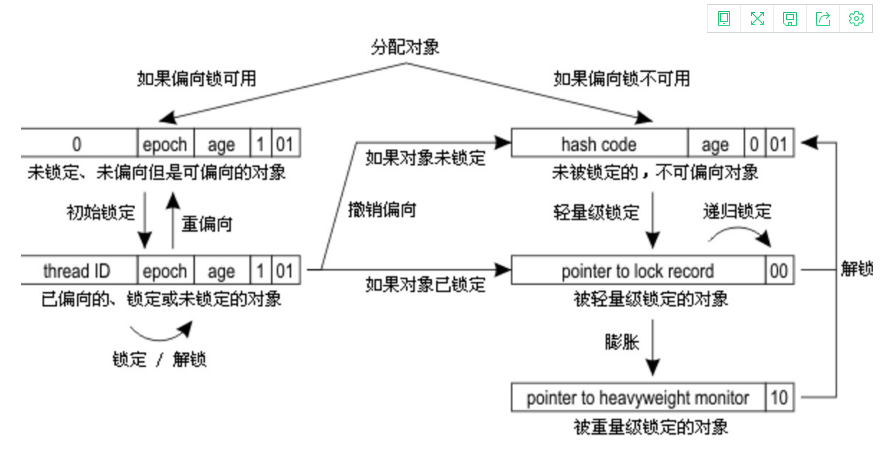
　　（1）在代码进入同步块的时候，如果同步对象锁状态为无锁状态（锁标志位为“01”状态，是否为偏向锁为“0”），虚拟机首先将在当前线程的栈帧中建立一个名为锁记录（Lock Record）的空间，用于存储锁对象目前的Mark Word的拷贝，官方称之为 Displaced Mark Word。这时候线程堆栈与对象头的状态如图2.1所示。

　　（2）拷贝对象头中的Mark Word复制到锁记录中。

　　（3）拷贝成功后，虚拟机将使用CAS操作尝试将对象的Mark Word更新为指向Lock Record的指针，并将Lock record里的owner指针指向object mark word。如果更新成功，则执行步骤（4），否则执行步骤（5）。

　　（4）如果这个更新动作成功了，那么这个线程就拥有了该对象的锁，并且对象Mark Word的锁标志位设置为“00”，即表示此对象处于轻量级锁定状态，这时候线程堆栈与对象头的状态如图2.2所示。

（5）如果这个更新操作失败了，虚拟机首先会检查对象的Mark Word是否指向当前线程的栈帧，如果是就说明当前线程已经拥有了这个对象的锁，那就可以直接进入同步块继续执行。否则说明多个线程竞争锁，轻量级锁就要膨胀为重量级锁，锁标志的状态值变为“10”，Mark Word中存储的就是指向重量级锁（互斥量）的指针，后面等待锁的线程也要进入阻塞状态。 而当前线程便尝试使用自旋来获取锁，自旋就是为了不让线程阻塞，而采用循环去获取锁的过程。



## 1.5 synchronized原理

Synchronized底层依赖8大原子操作的lock与unlock指令实现

Synchronized是可重入锁，owern置空后其它线程即可进入

Synchronized升级为重量级锁时需要申请互斥量，需要调用内核，未获得锁的所有线程由用户态转为内核态，被挂起

**锁的粗化**：当有多个连续的加锁操作时，jvm将多个加锁操作合并为一个，增大锁的粒度

**锁消除：**消除锁是虚拟机另外一种锁的优化， 这种优化更彻底， Java虚拟机在JIT编译时(可以简单理解为当某段代码即将第一次被执行时进行编译， 又称即时编译) ， 通过对运行上下文的扫描， 去除不可能存在共享资源竞争的锁， 通过这种方式消除没有必要的锁， 可以节省毫无意义的请求锁时间， 如下StringBuffer的append是一个同步方法， 但是在add方法中的StringBuffer属于一个局部变量，并且不会被其他线程所使用， 因此StringBuffer不可能存在共享资源竞争的情景， JVM会自 动将其锁消除。

**逃逸分析：**

一、 同步省略。 如果一个对象被发现只能从一个线程被访问到， 那么对于这个对象的操作可以不考虑同步。  
二、 将堆分配转化为栈分配。 如果一个对象在子程序中被分配， 要使指向该对象的指针永远不会逃逸， 对象可能是栈分配的候选， 而不是堆分配。  
三、 分离对象或标量替换。 有的对象可能不需要作为一个连续的内存结构存在也可以被访问到， 那么对象的部分（或全部） 可以不存储在内存， 而是存储在CPU寄存器中。

**Java实例对象存储在哪？**

1、如果实例对象存储在堆区时：实例对象内存存在堆区，实例的引用存在栈上，实例的元数据class存在方法区或者元空间；

2、如果无逃逸行为则对象可能存放于栈空间；

3、对象部分或全部存放于寄存器中。

**标量替换**：

标量替换，scalar replacement。Java中的原始类型无法再分解，可以看作标量（scalar）；指向对象的引用也是标量；而对象本身则是聚合量（aggregate），可以包含任意个数的标量。如果把一个Java对象拆散，将其成员变量恢复为分散的变量，这就叫做标量替换。拆散后的变量便可以被单独分析与优化，可以各自分别在活动记录（栈帧或寄存器）上分配空间；原本的对象就无需整体分配空间了

标量即不可被进一步分解的量，而JAVA的基本数据类型就是标量（如：int，long等基本数据类型以及reference类型等），标量的对立就是可以被进一步分解的量，而这种量称之为聚合量。而在JAVA中对象就是可以被进一步分解的聚合量

通过逃逸分析确定该对象不会被外部访问，并且对象可以被进一步分解时，JVM不会创建该对象，而会将该对象成员变量分解若干个被这个方法使用的成员变量所代替。这些代替的成员变量在栈帧或寄存器上分配空间。

我们通过JVM内存分配可以知道JAVA中的对象都是在堆上进行分配，当对象没有被引用的时候，需要依靠GC进行回收内存，如果对象数量较多的时候，会给GC带来较大压力，也间接影响了应用的性能。为了减少临时对象在堆内分配的数量，JVM通过逃逸分析确定该对象不会被外部访问。那就通过标量替换将该对象分解在栈上分配内存，这样该对象所占用的内存空间就可以随栈帧出栈而销毁，就减轻了垃圾回收的压力

# 二、读写锁 ReadWriteLock

读写锁实现读读不影响，读写、写写互斥，ReadWriteLock管理一组锁，一个只是读锁，一个是写锁，java并发库中ReetrantReadWriteLock实现ReadWriteLock并加入可重入特性，

**ReetrantReadWriteLock的特性：**

1. **获取锁的顺序**
2. 非公平模式（默认）

当以非公平初始化时，读锁和写锁的获取的顺序是不确定的。非公平锁主张竞争获取，可能会延缓一个或多个读或写线程，但是会比公平锁有更高的吞吐量。

（原理，公平模式会维护一个队列，所有线程会按照先后顺序依次执行，而非公平模式则没有执行顺序，后面的线程可能先获取锁，从而省去线程解除休眠状态的时间）

**B、公平模式**

当以公平模式初始化时，线程将会以队列的顺序获取锁。当当前线程释放锁后，等待时间最长的写锁线程就会被分配写锁；或者有一组读线程组等待时间比写线程长，那么这组读线程组将会被分配读锁。

1. **可重入**

可重入锁指一个线程获取某个锁后，还可以继续获取该锁，即允许线程多次获取同一个锁，synchronized内置锁就是可以重入的，如果A类有两个synchronized方法，1、2，那么1调用2是允许的

package test;

import java.util.concurrent.locks.ReentrantReadWriteLock;

public class Test1 {

public static void main(String[] args) throws InterruptedException {

final ReentrantReadWriteLock lock = new ReentrantReadWriteLock ();

Thread t = new Thread(new Runnable() {

@Override

public void run() {

lock.writeLock().lock();

System.out.println("Thread real execute");

lock.writeLock().unlock();

}

});

lock.writeLock().lock();

lock.writeLock().lock();

t.start();

Thread.sleep(200);

System.out.println("realse one once");

lock.writeLock().unlock();

}

}

运行结果只有，realse one once，上面的代码会出现死锁，因为主线程2次获取了锁，但却只释放一次锁，导致线程永远不能获取锁，一个线程获取几次锁就必须释放几次锁，对于内置锁也适用，每一次进入和离开synchronization方法，就是一次完整的锁获取与释放

**3锁降级**

锁降级：从写锁变成读锁，锁升级：从读锁变为写锁

**ReetrantReadWriteLock**支持锁降级（由写锁直接转换为读锁），不支持升级（需要释放锁之后才能转换）

读写关系

package test;

import java.util.concurrent.ExecutorService;import java.util.concurrent.Executors;import java.util.concurrent.locks.ReentrantReadWriteLock;

/\*\*

\*

\* ReetrantReadWriteLock实现

\* @author itbird

\*

\*/public class ReadAndWriteLockTest {

public static ReentrantReadWriteLock lock = new ReentrantReadWriteLock();

public static void main(String[] args) {

//同时写

ExecutorService service = Executors.newCachedThreadPool();

service.execute(new Runnable() {

@Override

public void run() {

writeFile(Thread.currentThread());

}

});

service.execute(new Runnable() {

@Override

public void run() {

writeFile(Thread.currentThread());

}

});

}

// 读操作

public static void readFile(Thread thread) {

lock.readLock().lock();

boolean readLock = lock.isWriteLocked();

if (!readLock) {

System.out.println("当前为读锁！");

}

try {

for (int i = 0; i < 5; i++) {

try {

Thread.sleep(20);

} catch (InterruptedException e) {

e.printStackTrace();

}

System.out.println(thread.getName() + ":正在进行读操作……");

}

System.out.println(thread.getName() + ":读操作完毕！");

} finally {

System.out.println("释放读锁！");

lock.readLock().unlock();

}

}

// 写操作

public static void writeFile(Thread thread) {

lock.writeLock().lock();

boolean writeLock = lock.isWriteLocked();

if (writeLock) {

System.out.println("当前为写锁！");

}

try {

for (int i = 0; i < 5; i++) {

try {

Thread.sleep(20);

} catch (InterruptedException e) {

e.printStackTrace();

}

System.out.println(thread.getName() + ":正在进行写操作……");

}

System.out.println(thread.getName() + ":写操作完毕！");

} finally {

System.out.println("释放写锁！");

lock.writeLock().unlock();

}

}

}

\*\*\*\*\*\*\*boolean readLock = lock.isWriteLocked();判断当前锁类型

# 三、基于AQS的实现

reentrantLock的lock.lockInterruptibly()方法，提供了中断的功能，用于等待获取锁的线程结束等待状态

## 1、公平锁与非公平锁

ReentrantLock

tryAcquire(arg)🡪 hasQueuedPredecessors()

compareAndSetState(0, acquires)

公平锁-🡪acquire(1)🡪 { acquireQueued(addWaiter(Node.EXCLUSIVE), arg)

tryAcquire(arg)尝试获取锁资源，如果state为0，hasQueuedPredecessors()检测是否需要尝试获取锁return h != t && ((s = h.next) == null || s.thread != Thread.currentThread());当同步队列为空时尝试获取锁，当同步队列不为空，当前线程与节点对应的线程为同一线程时尝试获取锁，总结来说当同步队列非空，只有当前线程与头结点下一节点对应同一线程时才会尝试获取锁，一次保证线程获取锁的顺序性及公平锁。compareAndSetState(0, acquires)获取锁操作，如果获取锁成功则将独占线程设置为当前线程，如果state不为零，如果当前线程为独占线程则更新获取锁次数加1

acquireQueued(addWaiter(Node.EXCLUSIVE), arg)，当获取锁失败后会执行此方法，向同步队列添加独占类型的节点addWaiter(Node.EXCLUSIVE)，创建节点时将nextWaiter属性设置为空（此属性用于条件队列），通过cas添加节点compareAndSetTail(pred, node)，如果尾节点为空，则调用enq(node)对队列进行初始化，然后添加节点，acquireQueued 方法添加节点，node.predecessor()获取当前节点的前驱节点，如果为头结点则尝试获取锁，获取锁成功后将当前节点设置为头结点，将thread与prev属性置空，新增节点返回false，当前驱节点不是头结点，shouldParkAfterFailedAcquire判断节点的状态类型，signal状态返回true，如果大于零则将节点剔除掉node.prev = pred = pred.prev;，如果为其他状态则将其改为signal状态，在公平锁状态下只允许1与-1两种状态，通过自旋直至返回true，然后执行

parkAndCheckInterrupt()，通过unsafe的park方法阻塞当前线程（自己），然后自旋停止，获取锁的过程中出现异常则执行cancelAcquire(node)

公平锁的释放：release(int arg)-> tryRelease(int releases)

tryRelease(int releases)释放资源，首先将加锁次数减一，如果次数变为0，则将独占线程置空，如果不为0则更新加锁次数

unparkSuccessor(Node node)，判断头结点的后继结点是否正常等待的结点，如果是直接唤醒线程，如果不是则从尾部遍历整个链表找到离头结点最近的正常等待节点进行唤醒，没有剔除cancelled节点的动作

compareAndSetState(0, 1) 尝试获取锁资源，如果获取失败正则则行acquire方法

非公平锁：lock()—>{acquire（1）

acquire（1）方法 则执行tryAcquire(arg)尝试获取锁，调用nonfairTryAcquire(int acquires)直接重试获取锁或者再入锁，如果获取锁失败则调用

acquireQueued(addWaiter(Node.EXCLUSIVE), arg)新增节点，在此方法中通过lockSupport的park方法阻塞当前线程从而停止自旋

释放资源操作与公平锁一致

## 2、semaphore

semaphore.acquire()尝试获取所，tryAcquireShared(arg)直接获取锁，成功后执行逻辑，不成功即资源不足时则加入同步队列，执行doAcquireSharedInterruptibly(arg)，如果当前节点为头结点的后继节点则尝试获取锁，如果成功执行setHeadAndPropagate(node, r)，将当前结点设置为头结点，如果有资源剩余或者头结点为空或者等待状态为signal状态执行

doReleaseShared()唤醒线程，shouldParkAfterFailedAcquire(p, node) &&parkAndCheckInterrupt()进行线程的阻塞。

资源释放：semaphore.release()，releaseShared(int arg)，tryReleaseShared(arg)将资源加回资源池，doReleaseShared()具体的唤醒操作作，将头节点的状态改为0，然后改为PROPAGATE即-3，之所以不直接改为-3，因为unparkSuccessor(h)方法中会将节点状态改为0，所以直接改为-3的话后面要改为0然后改为-3，多了一步cas操作，unparkSuccessor(h)方法唤醒线程，唤醒的头结点的后继节点对应线程，线程唤醒后处于doAcquireSharedInterruptibly(arg)方法的自旋中，此时对应节点为头结点的后继节点，如果线程获取资源成功后，执行setHeadAndPropagate(node, r)的方法中继续唤醒后续线程，条件为资源仍有剩余，或者头结点为空或者头结点的状态为signal则继续唤醒后续线程，当然仍需满足头结点的后继节点为空或者后继节点为共享模式，，---总结，唤醒的逻辑仍然是顺序唤醒，前一节点获取资源成功后才继续唤醒后一节点，只有新进入的线程直接尝试获取资源的操作体现了非公平性。

## 3、ArrayBlockingQueue

创建阻塞队列时必须指定队列大小，且不能扩容，默认创建一个非公平锁，两个条件队列

this.items = new Object[capacity];

lock = new ReentrantLock(fair);

notEmpty = lock.newCondition();

notFull = lock.newCondition();

put()方法🡪1、首先获取重入锁lock.lockInterruptibly()，此方法线程被中断会抛异常

2、enqueue()数组未满时执行该方法，向数组新增元素，并通过notEmpty.signal()方法将消费者转移到同步队列，isHeldExclusively()该方法判断当前线程是否为独占线程，doSignal(Node first)将条件队列头节点移动到同步队列，循环执行直到条件队列为空，if ( (firstWaiter = first.nextWaiter) == null)，通过此判断条件将firstWaiter指向头结点的后继节点，以此来移除头结点，transferForSignal(first)具体移动头结点，if (!compareAndSetWaitStatus(node, Node.CONDITION, 0))，尝试修改节点状态，如果不成功则代表该节点被cancelled，则继续转移下一节点，enq(node)将节点加入到同步队列的尾部，并返回该节点的前驱，如果前驱节点的的状态值大于零或者更改其状态值为signal失败，则唤醒当前节点

3、notFull.await()数组满了之后执行该方法，首先addConditionWaiter()将当前线程加入到条件队列，unlinkCancelledWaiters()清理被cancelled的节点，新元素插入到队尾，fullyRelease(node)一次性释放掉重入锁（多次），interruptMode = 0，正常节点未被中断，isOnSyncQueue(node)判断当前节点是否在同步队列中，如果不在则阻塞线程，checkInterruptWhileWaiting(node))更改interruptMode的值，是否被中断过，跳出while循环可能是加入到同步队列或者被中断，接下来尝试获取锁，获取锁成功后如果该节点在条件队列的后继节点不为空则清理队列，reportInterruptAfterWait(interruptMode)根据interruptMode的值做不同的处理