目录

[1.0 synchronized 1](#_Toc3858)

[1.0.1 synchronized的应用 1](#_Toc13672)

[1.0.2对象的组成，与对象头详解 1](#_Toc1411)

[1.0.3synchronized的实现 2](#_Toc15311)

[1.0.4 各个锁概念及运行流程 3](#_Toc5441)

[1.1读写锁 ReadWriteLock 5](#_Toc858)

[1.2公平和非公平锁 11](#_Toc15214)

# 一、 synchronized

Jdk1.6之后进行了优化，无锁——》偏向锁——》轻量级锁——》重量级锁

## 1.0.1 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

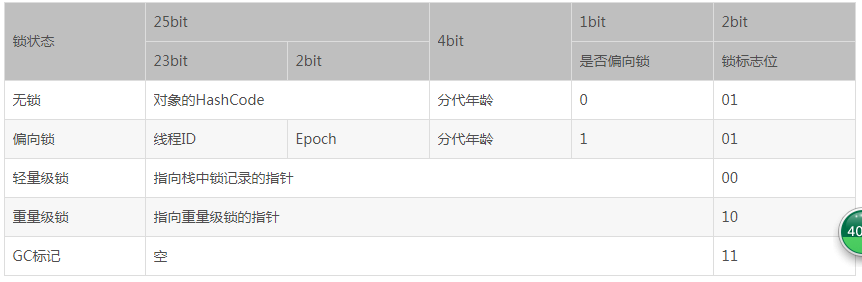
## 1.0.2对象的组成，与对象头详解

**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。

## 1.0.3synchronized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。

1.0.4 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。

### 1556549510(1)1.0.5 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

锁的粗化：

**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**：

### 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

### 1.2公平和非公平锁

公平和非公平锁的队列都基于锁内部维护的一个双向链表，表结点Node的值就是每一个请求当前锁的线程。公平锁则在于每次都是依次从队首取值。

锁的实现方式是基于如下几点：

表结点Node和状态state的volatile关键字。

sum.misc.Unsafe.compareAndSet的原子操作(见附录)。

**非公平锁和公平锁的两处不同：**

非公平锁在调用 lock 后，首先就会调用 CAS 进行一次抢锁，如果这个时候恰巧锁没有被占用，那么直接就获取到锁返回了。

非公平锁在 CAS 失败后，和公平锁一样都会进入到 tryAcquire 方法，在 tryAcquire 方法中，如果发现锁这个时候被释放了（state == 0），非公平锁会直接 CAS 抢锁，但是公平锁会判断等待队列是否有线程处于等待状态，如果有则不去抢锁，乖乖排到后面。

公平锁和非公平锁就这两点区别，如果这两次 CAS 都不成功，那么后面非公平锁和公平锁是一样的，都要进入到阻塞队列等待唤醒。

相对来说，非公平锁会有更好的性能，因为它的吞吐量比较大。当然，非公平锁让获取锁的时间变得更加不确定，可能会导致在阻塞队列中的线程长期处于饥饿状态。

公平锁的实现

static final class FairSync extends Sync {

final void lock() {

acquire(1);

}

// AbstractQueuedSynchronizer.acquire(int arg)

public final void acquire(int arg) {

//tryAcquire是一个抽象方法，是公平与非公平的实现所在

if (!tryAcquire(arg) &&

//acquireQueued 在多次循环在尝试获取锁或者将线程阻塞，addWaiter将当前线程加入到等待队列中

acquireQueued(addWaiter(Node.EXCLUSIVE), arg))

selfInterrupt();//如果线程阻塞，调用Thread.CurrentThread.interrupt中断线程

}

protected final boolean tryAcquire(int acquires) {

final Thread current = Thread.currentThread();

int c = getState();

if (c == 0) {

// 1. 和非公平锁相比，这里多了一个判断：是否有线程在等待

if (!hasQueuedPredecessors() &&

compareAndSetState(0, acquires)) {

setExclusiveOwnerThread(current);

return true;

}

}

else if (current == getExclusiveOwnerThread()) {

int nextc = c + acquires;

if (nextc < 0)

throw new Error("Maximum lock count exceeded");

setState(nextc);

return true;

}

return false;

}

}

在注释1的位置，有个!hasQueuedPredecessors()条件，意思是说当前同步队列没有前驱节点（也就是没有线程在等待）时才会去compareAndSetState(0, acquires)使用CAS修改同步状态变量。所以就实现了公平锁，根据线程发出请求的顺序获取锁。

非公平锁

static final class NonfairSync extends Sync {

final void lock() {

// 2. 和公平锁相比，这里会直接先进行一次CAS，成功就返回了

1. compareAndSetState的实现主要是通过Unsafe类实现的。 \* 2.之所以命名为Unsafe，是因为这个类对于JVM来说是不安全的，我们平时也是使用不了这个类的。 \* 3.Unsafe类内封装了一些可以直接操作指定内存位置的接口，是不是感觉和C有点像了？ \* 4.Unsafe类封装了CAS操作，来达到乐观的锁的争抢的效果(protected final boolean compareAndSetState(int expect, int update) { // See below for intrinsics setup to support this return unsafe.compareAndSwapInt(this, stateOffset, expect, update); }compareAndSwapInt是一个native方法，看一下stateOffset
2. static { try { //这个方法很有意思，主要的意思是获取AbstractQueuedSynchronizer的state成员的偏移量 //通过这个偏移量来更新state成员，另外state是volatile的来保证可见性。 stateOffset = unsafe.objectFieldOffset (AbstractQueuedSynchronizer.class.getDeclaredField("state")); headOffset = unsafe.objectFieldOffset (AbstractQueuedSynchronizer.class.getDeclaredField("head")); tailOffset = unsafe.objectFieldOffset (AbstractQueuedSynchronizer.class.getDeclaredField("tail")); waitStatusOffset = unsafe.objectFieldOffset (Node.class.getDeclaredField("waitStatus")); nextOffset = unsafe.objectFieldOffset (Node.class.getDeclaredField("next")); } catch (Exception ex) { throw new Error(ex); } }

stateOffset 是AbstractQueuedSynchronizer内部定义的一个状态量，AbstractQueuedSynchronizer是线程的竞态条件，所以只要某一个线程CAS改变状态成功，同时在没有释放的情况下，其他线程必然失败（对于Unsafe类还不是很熟悉，后面还需要系统的学习）。  
对于竞争成功的线程会调用 setExclusiveOwnerThread方法：protected final void setExclusiveOwnerThread(Thread t) { exclusiveOwnerThread = t; }这个实现是比较简单的，只是获取当前线程的引用，令AbstractOwnableSynchronizer中的exclusiveOwnerThread引用到当前线程。竞争失败的线程，会调用acquire方法，这个方法也是ReentrantLock设计的精华之处：此处主要是处理没有获取到锁的线程 \* tryAcquire：重新进行一次锁获取和进行锁重入的处理。 \* addWaiter：将线程添加到等待队列中。 \* acquireQueued：自旋获取锁。 \* selfInterrupt：中断线程。 \* 三个条件的关系为and,如果 acquireQueued返回true，那么线程被中断selfInterrupt会中断线程

public final void acquire(int arg) { if (!tryAcquire(arg) && acquireQueued(addWaiter(Node.EXCLUSIVE), arg))

selfInterrupt(); }

final boolean nonfairTryAcquire(int acquires) { final Thread current = Thread.currentThread(); int c = getState(); if (c == 0) { if (compareAndSetState(0, acquires)) { setExclusiveOwnerThread(current); return true; } } else if (current == getExclusiveOwnerThread()) { int nextc = c + acquires; if (nextc < 0) // overflow throw new Error("Maximum lock count exceeded"); setState(nextc); return true; } return false; }

nonfairTryAcquire方法主要是做重入锁的实现，synchronized本身支持锁的重入，而ReentrantLock则是通过此处实现。在锁状态为0时，重新尝试获取锁。如果已经被占用，那么做一次是否当前线程为占用锁的线程的判断，如果是一样的那么进行计数，当然在锁的relase过程中会进行递减，保证锁的正常释放。  
如果没有重新获取到锁或者锁的占用线程和当前线程是一个线程，方法返回false。那么把线程添加到等待队列中，调用addWaiter：

private Node addWaiter(Node mode) { Node node = new Node(Thread.currentThread(), mode); // Try the fast path of enq; backup to full enq on failure Node pred = tail; if (pred != null) { node.prev = pred; if (compareAndSetTail(pred, node)) { pred.next = node; return node; } } enq(node); return node; }

private Node addWaiter(Node mode) { Node node = new Node(Thread.currentThread(), mode); // Try the fast path of enq; backup to full enq on failure Node pred = tail; if (pred != null) { node.prev = pred; if (compareAndSetTail(pred, node)) { pred.next = node; return node; } } enq(node); return node; }

private Node enq(final Node node) { for (;;) { Node t = tail; if (t == null) { // Must initialize if (compareAndSetHead(new Node())) tail = head; } else { node.prev = t; if (compareAndSetTail(t, node)) { t.next = node; return t; } } } }

这里主要是用当前线程构建一个Node的等待队列双向链表，这里addWaiter中和enq中的部分逻辑是重复的，个人感觉可能是如果能一次成功就避免了enq中的死循环。因为tail节点是volatile的同时node也是不会发生竞争的所以node.prev = pred;是安全的。但是tail的next是不断竞争的，所以利用compareAndSetTail保证操作的串行化。接下来调用acquireQueued方法：

final boolean acquireQueued(final Node node, int arg) { boolean failed = true; try { boolean interrupted = false; for (;;) { final Node p = node.predecessor(); if (p == head && tryAcquire(arg)) { setHead(node); p.next = null; // help GC failed = false; return interrupted; } if (shouldParkAfterFailedAcquire(p, node) && parkAndCheckInterrupt()) interrupted = true; } } finally { if (failed) cancelAcquire(node); } }

此处是做Node节点线程的自旋过程，自旋过程主要检查当前节点是不是head节点的next节点，如果是，则尝试获取锁，如果获取成功，那么释放当前节点，同时返回。至此一个非公平锁的锁获取过程结束。  
如果这里一直不断的循环检查，其实是很耗费性能的，JDK的实现肯定不会这么“弱智”，所以有了shouldParkAfterFailedAcquire和parkAndCheckInterrupt，这两个方法就实现了线程的等待从而避免无限的轮询：

首先，检查一下当前Node的前置节点pred是否是SIGNAL，如果是SIGNAL，那么证明前置Node的线程已经Park了，如果waitStatus>0,那么当前节点已经Concel或者中断。那么不断调整当前节点的前置节点，将已经Concel的和已经中断的线程移除队列。如果waitStatus<0,那么设置waitStatus为SIGNAL，因为调用shouldParkAfterFailedAcquire的方法为死循环调用，所以终将返回true。接下来看parkAndCheckInterrupt方法，当shouldParkAfterFailedAcquire返回True的时候执行parkAndCheckInterrupt方法：

private final boolean parkAndCheckInterrupt() { LockSupport.park(this); return Thread.interrupted(); }

此方法比较简单，其实就是使当前的线程park，即暂停了线程的轮询。当Unlock时会做后续节点的Unpark唤醒线程继续争抢锁。  
接下来看一下锁的释放过程，锁释放主要是通过unlock方法实现：

public void unlock() { sync.release(1); }

public final boolean release(int arg) { if (tryRelease(arg)) { Node h = head; if (h != null && h.waitStatus != 0) unparkSuccessor(h); return true; } return false; }

protected final boolean tryRelease(int releases) { int c = getState() - releases; if (Thread.currentThread() != getExclusiveOwnerThread()) throw new IllegalMonitorStateException(); boolean free = false; if (c == 0) { free = true; setExclusiveOwnerThread(null); } setState(c); return free; }

tryRelease方法主要是做了一个释放锁的过程，将同步状态state -1，直到减到0为止，这主要是兼容重入锁设计的，同时setExclusiveOwnerThread(null)清除当前占用的线程。这些head节点后的线程和新进的线程就可以开始争抢。这里需要注意的是对于同步队列中的线程来说在setState(c)，且c为0的时候，同步队列中的线程是没有竞争锁的，因为线程被park了还没有唤醒。但是此时对于新进入的线程是有机会获取到锁的。  
下面代码是进行线程的唤醒：

Node h = head; if (h != null && h.waitStatus != 0) unparkSuccessor(h); return true;

因为在setState(c)释放了锁之后，是没有线程竞争的，所以head是当前的head节点，先检查当前的Node是否合法，如果合法则unpark it。开始锁的获取。就回到了上面的for循环执行获取锁逻辑：)

if (compareAndSetState(0, 1))

setExclusiveOwnerThread(Thread.currentThread());

else

acquire(1);

}

// AbstractQueuedSynchronizer.acquire(int arg)

public final void acquire(int arg) {

if (!tryAcquire(arg) &&

acquireQueued(addWaiter(Node.EXCLUSIVE), arg))

selfInterrupt();

}

protected final boolean tryAcquire(int acquires) {

return nonfairTryAcquire(acquires);

}

}/\*\*

\* Performs non-fair tryLock. tryAcquire is implemented in

\* subclasses, but both need nonfair try for trylock method.

\*/final boolean nonfairTryAcquire(int acquires) {

final Thread current = Thread.currentThread();

int c = getState();

if (c == 0) {

//3.这里也是直接CAS，没有判断前面是否还有节点。

if (compareAndSetState(0, acquires)) {

setExclusiveOwnerThread(current);

return true;

}

}

else if (current == getExclusiveOwnerThread()) {

int nextc = c + acquires;

if (nextc < 0) // overflow

throw new Error("Maximum lock count exceeded");

setState(nextc);

return true;

}

return false;

}

非公平锁的实现在刚进入lock方法时会直接使用一次CAS去尝试获取锁，不成功才会到acquire方法中，如注释2。而在nonfairTryAcquire方法中并没有判断是否有前驱节点在等待，直接CAS尝试获取锁，如注释3。由此实现了非公平锁。