第四讲 共享内存基础

一. 引言

并发计算有两种主要的模式：共享内存和消息传递模式。两种模式各有自己的优缺点。一般而言，共享内存的计算模式更为直观，效率更高。课程默认的计算模式为共享内存的并发计算模式。

单核处理器时代就已经存在并发程序，如操作系统的进程/线程调度程序。也就是说，并发程序先于多核处理器出现。在单核处理器下，并发程序的特点是宏观并行、微观串行。存在很多因素会影响并发程序的实际运行，导致其运行结果（包括饥饿、死锁等）具有不确定性。

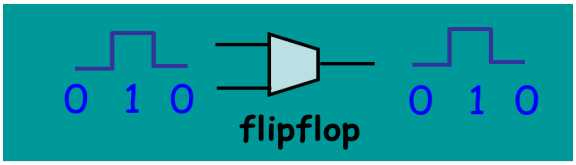
在共享内存的（异步）多核处理器下，并发程序的特点是宏观并行、微观并行。并发线程可独占处理器（核）运行，而不被阻塞（non-blocking），实现满足 lock-freedom 或 wait-freedom 特性的运行。在分布式计算、数据库等系统中出现的同步问题需要在微观层面解决，运行结果仍具有不确定性。

首先摆在我们面前的问题是，共享内存并发计算的模型是什么？图灵可计算性理论认为可计算函数都可以通过构造一台图灵机来计算，这构成了顺序计算的理论基础。那么，并发计算的“可计算性”理论基础是什么？也就是说，能否在多核处理器架构下实现满足 lock-freedom 或 wait-freedom 特性且可线性化的并发对象，即“可计算”的并发对象？我们已经知道，可以只通过访问（即读/写）共享内存实现支持双线程并发的 FIFO 队列。这样，在硬件架构本身不提供可线性化访问的共享内存的条件下，可以实现一定程度的并发计算。那么，在共享内存的基础上，这样“可计算”的并发对象还有哪些？

图灵可计算性理论关注的是（顺序）计算的数学模型，即哪些问题是可计算的，哪些问题是不可计算的，如停机问题。至于图灵机的效率问题，一般不会多加关注。类似地，我们在讨论并发可计算性时，暂不考虑并发对象的实现效率。

本讲和后面几讲的任务是提出一个与图灵机类似的共享内存并发计算模型，并考察在此模型下，哪些问题在特定的并发性质下是可计算的，哪些问题在此性质下是不可计算的；主要关注仅通过读写共享内存，可以实现哪些可计算的并发对象，而有哪些并发对象是不能这样实现的。

并发计算和顺序计算的最大不同在于，对于内存单元（即图灵机的纸带上的单元格）的访问是并发的，这样原来满足顺序计算要求的内存单元，无法满足并发计算的要求。对于顺序计算来说，内存单元（历史原因称为寄存器）可以看成一个 D 触发器。



D 触发器的输出电平需要一段时间后才能稳定。这一特性对顺序计算而言是没问题的，因为单线程的程序总是在输出稳定后才执行下一条指令，单线程的读指令可以正确读到最近写指令的新值。所以这种寄存器被称为 safe 的。但是在多个线程同时访问一个寄存器的情况下，由于线程访问寄存器的时机是无法控制的，会出现某个线程改变了寄存器的值后，在电平还未稳定的情况下，另一个线程就开始读这个寄存器的值。原本在顺序计算下 safe 的寄存器在并发计算下可能不再 safe！那么，有没有满足并发计算要求的寄存器呢？答案是肯定的。

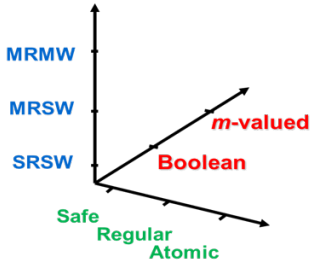
寄存器的定义和分类

寄存器（Register）是支持并发访问（即读/写）的最小内存单元，其 Java 描述如下：

```
public interface Register<T> {
   public T read(); // T 表示内存单元的类型，通常为布尔或者多位的整型
   public void write(T v);
}
```

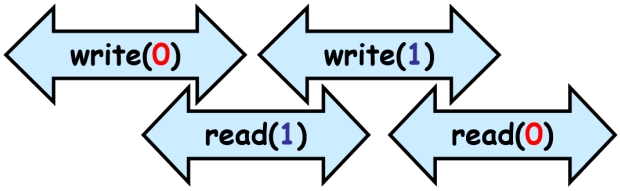
寄存器可从三个维度进行分类，如下图所示。按照寄存器存储的值这一维度划分，可以分为布尔（Boolean）和多值（*m*-valued）两种类型。多值寄存器可以视为布尔寄存器的一个数组。

按照线程的访问情况分为：单读单写（Single-Reader-Single-Writer，SRSW），多读单写（Multi-Reader-Single-Writer，MRSW）和多读多写（Multi-Reader-Multi-Writer，MRMW）三类。这里的“多”是指寄存器可以被多个线程同时访问。



按照寄存器满足的性质划分，可分为安全的（safe）、正规的（regular）和原子的（atomic）三类。下面我们详细解释 safe，regular 和 atomic 的含义。

对于 safe 寄存器来说，如果写操作和读操作不重叠，读操作会正确读出之前（最近）一个写操作的值；如果写操作和读操作重叠，读操作可以读到该寄存器所允许的任意值。Regular 寄存器在此基础上增加了一条限制：当读、写操作重叠时，读操作要么读到当前重叠的写操作的值，要么读到在读操作之前完成的最近一个写操作的值。Regular 寄存器的问题在于，对于连续的两个读操作，当前一个读操作已读到新值时，后一个读操作仍然会读到旧值，如下图所示。

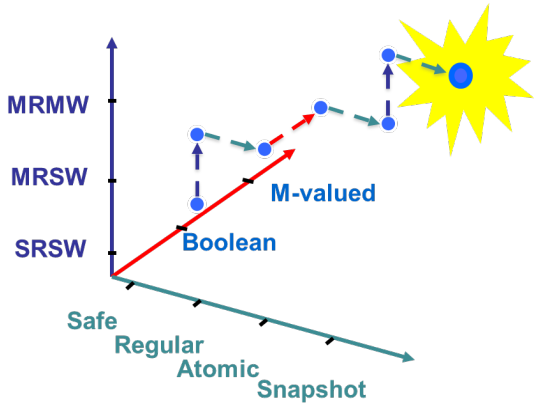


这个现象仍然违反我们的直觉。为此我们再增加一条限制：当前一个读操作读到新值后，后续的读操作不再被允许读到旧值。满足这些性质的寄存器是原子的。满足原子性的寄存器在本质上就是可线性化的寄存器。

可单读单写的安全布尔寄存器是最弱的（即并发最少、取值范围最小且约束最弱的）寄存器对象，可理解为模拟了用硬件触发器实现的内存单元。下面将展示的是其它类型的寄存器对象可以完全基于可单独单写的安全布尔寄存器对象来实现，而不需要引入额外的互斥机制。也就是说，仅通过读写共享内存，能够多线程（可线性化地）“互斥”或者“原子”访问共享寄存器对象，在方法级的粗粒度层面实现宏观并发。而第 5 章基于共识（consensus）问题引入的 RMW 对象可以实现指令级的原子访问，即细粒度层面的微观并发。

二．从安全 SRSW 布尔寄存器构建原子 MRMW 多值寄存器

看起来 safe 寄存器和 atomic 寄存器的性质差别很大，我们却可以用 safe 寄存器，一步步地构建出 atomic 寄存器，甚至可以构建寄存器组的原子快照。

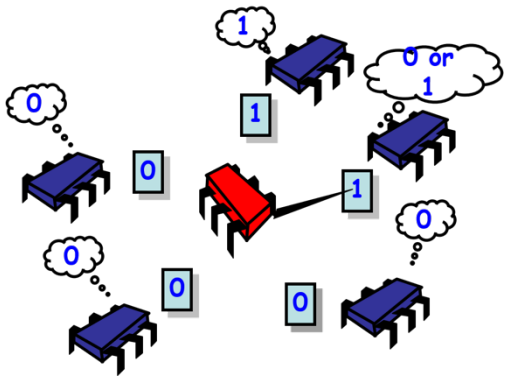


在这里，我们不能用前几讲里介绍的各种互斥协议或者互斥锁来构建寄存器。因为我们讨论的是共享内存基础，这个共享内存的底层就是硬件提供的寄存器，所以只能用寄存器来设计互斥协议，不能用互斥协议来构建寄存器。具体的路线图如下：SRSW safe Boolean → MRSW safe Boolean → MRSW regular Boolean → MRSW regular → MRSW atomic → MRMW atomic。在构建过程中，要求构建的所有方法必须是无等待（wait free）的，这样所有寄存器相关的动作可以做到与系统的调度策略相独立。

1. 安全布尔单读单写 → 安全布尔多读单写

```
//内存单元命名规则：性质+类型+读写类型+Register
public class SafeBoolMRSWRegister
  implements Register<Boolean> {
    public boolean read() { … }
    public void write(boolean x) { … }
}

public class SafeBoolMRSWRegister
  implements Register<Boolean> {
//每个进程都有自己的安全单读单写的内存单元
    private SafeBoolSRSWRegister[] r = new SafeBoolSRSWRegister[N];
    public void write(boolean x) {
      for (int j = 0; j < N; j++)
        r[j].write(x); //写内存
    }
    public boolean read() {
      int i = ThreadID.get();
      return r[i].read(); //读自己的内存
    }
}
```



实现方式很简单，用单读单写寄存器数组构建一个多读单写寄存器。写线程依次向所有寄存器数组元素写入新值，读线程读取所对应数组元素的寄存器值。由于每个寄存器都是 safe 的布尔寄存器，那么在写线程的写操作执行期间，读操作要么读到 0，要么读到 1。所以，从宏观上看，整个多读单写寄存器的行为是 safe 的。

2. 安全布尔多读单写 → 正规布尔多读单写

这里分两种情况。一种情况是写入新值，那么安全和正规的布尔寄存器的行为是相同的，因为并发读取所观察到的任意值只能是 0 或 1，只不过一个是旧值，另一个是新值。如果将相同的值重复写入寄存器，接下来的事情就比较诡异了。安全性表示并发读取可以返回任何值。因此，即使写入 0 覆盖 0，读线程也可以读到 1。对于正规寄存器来说，这是不可接受的，因为正规寄存器要求读线程要么读到旧值 0，要么读到新值，仍然是 0！读到 1 肯定违反正规性。解决的方式很简单，通过预存所写的最近一个值来避免这个问题。当写线程试图再次写相同的值时，不对寄存器进行写操作即可。

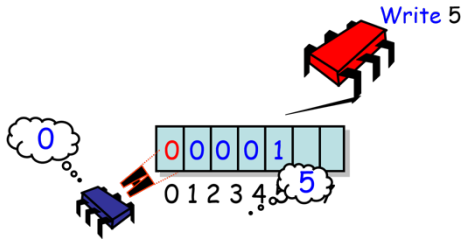
```
public class RegBoolMRSWRegister implements Register<Boolean> {
  private boolean old; //线程所写最近一个值
  private SafeBoolMRSWRegister value; //实际的值
  public void write(boolean x) {
   if (old != x) { //判断新旧值
     value.write(x);
     old = x;
   }
  }
  public boolean read() {
   return value.read();
  }
}
```

那么能否类似地用安全多值多读单写寄存器构建正规多值多读单写寄存器呢？答案是否定的。当写入新值时，正规性要求读操作只能返回旧值或新值，而安全性可以返回寄存器允许的任何值，不能满足正规性的要求。

3. 正规布尔多读单写 → 正规多值多读单写

解决的办法是再次扩充寄存器，用一个正规布尔多读单写寄存器数组表示一个正规多值多读单写寄存器。

```
public class RegMRSWRegister implements Register {
   RegBoolMRSWRegister[M] bit;
   public void write(int x) {
      this.bit[x].write(true);
      for (int i=x-1; i>=0; i--)
         this.bit[i].write(false);
   }
   public int read() {
      for (int i=0; i < M; i++)
         if (this.bit[i].read())
            return i;
   }
}
```



布尔数组的每一个元素均为多值寄存器的值特征函数。写操作首先将对应本值的元素置 1，然后向下（向低位）移动，沿途将所经过数组元素的值均置为 0。读操作从最低位开始读起，遇到第一个非 0 元素中止。这种方法的核心思想是利用写的可覆盖性对不同写操作的结果进行排序，保证读操作的正规性。

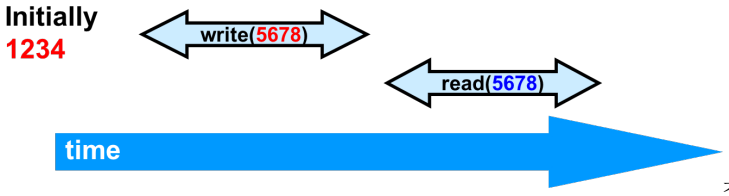
4. 正规单读单写 → 原子单读单写

为了原子性的要求，我们需要引入对逻辑时间进行计量的数据结构：时间戳（time stamp）。其直觉在于：原子寄存器就是可线性化的寄存器，需要用逻辑时间确定各种操作的先后顺序（线性化点）。首先，lastStamp 和 stamp 都是局部变量，在任意时刻只有一个写线程访问这两个变量，因此可以确保 lastStamp 和 stamp 的值一定是单调增长的。在读操作中，由于 r_value 是正规寄存器，value = r_value 要么读到最新的值，要么读到旧值（新旧值可以用时间戳来区分）。读线程此时会和自己的局部变量 lastRead 所保存的值进行比对。如果发现读到旧值，那就用 lastRead 所保存的新值。这样可以确保每次读操作返回的都是新写的值。

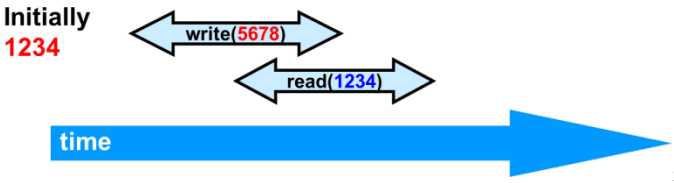
```
public class AtomicSRSWRegister implements Register{
   ThreadLocal<long>    lastStamp;
   ThreadLocal<StampValue>    lastRead;
   StampValue    r_value;
  //StampValue 有两个分量，分别是 regular 时间戳和 regular 寄存器的值

   public void write(T v) {
      stamp = lastStamp.get() + 1;
      r_value = new StampValue(stamp, v);
      lastStamp.set(stamp);
   }
```

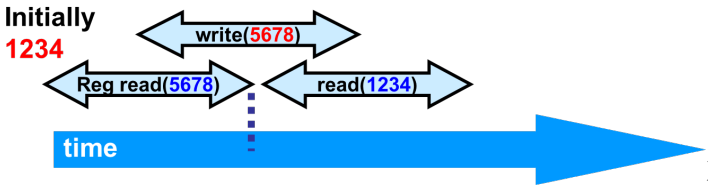
```
        public T read() {
            value = r_value;
            last = lastRead.get();
            result = StampValue.max(value, last);
            lastRead.set(result);
            return result.value;
        }
    }
```



具有原子性。



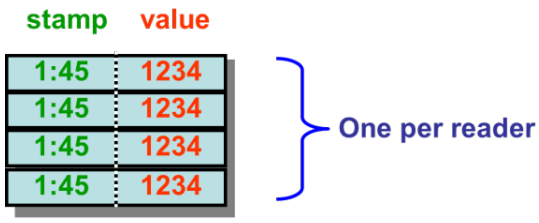
具有原子性。



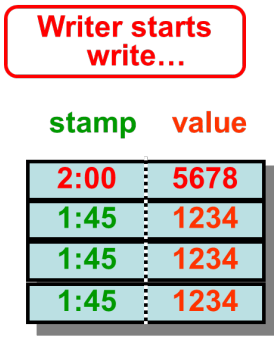
不具有原子性。

5. 原子单读单写 → 原子多读单写

简单地扩充成一维数组是不行的，如下图所示。

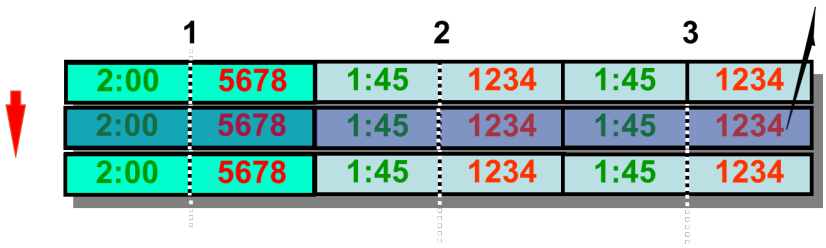


写线程 A 从上往下写(2:00, 5678)



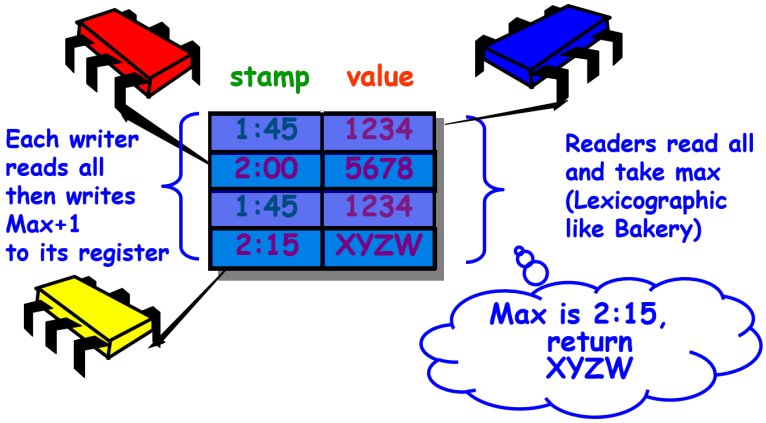
线程 B 读到(2:00, 5678)。线程 C 在线程 B 完成之后读自己对应索引 3 的元素值，读到旧值(1:45, 1234)，不满足可线性化。

解决办法是扩充成二维数组。每个读操作读取自己对应索引的整个行，然后比较哪个是最新的，返回最新的值。写操作写入自己对应的整个列，保证后续的读操作在其自己的行内一定能读到最近写操作的值。



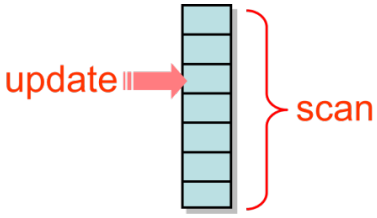
6. 原子多读单写 → 原子多读多写

还是采用扩充数组的方式构建。每个写线程在写入值之前先读取寄存器数组的所有时间戳，然后选出最大值并加 1 作为本次写操作的时间戳，写入本线程对应的数组位置。每个多读单写寄存器都是原子的（可线性化的），根据可线性化的组合性质和构造算法，时间戳的大小顺序和写操作的完成顺序严格一致。每个读操作读取所有的数组元素，选出时间戳最大的对应值作为读出的数值。显然，这个多读多写寄存器满足原子性。



三. 原子快照

通过改变对原子多读单写寄存器数组的访问方式还可以构建另一类数据结构：原子快照。在原子快照中，每个寄存器对应一个线程，每个写线程在自己对应的索引位置写入数据，称为 update 方法。每个读线程使用 scan 方法扫描整个数组。原子快照构造了一个原子内存组的瞬间视图。



快照实现：

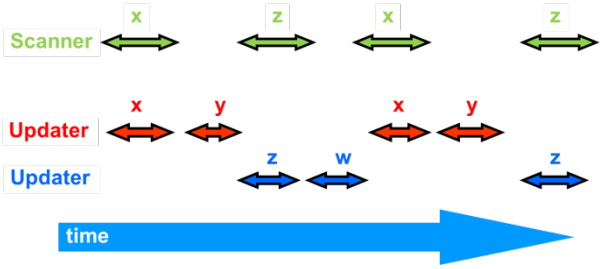
```
public interface Snapshot {
   public int update(int v); //写入数组中与调用者线程相对应的内存中
   public int[] scan();       //返回数组的原子快照
}
```

Scan 方法可以用收集（collect）的方式实现，即顺序读取寄存器数组。由于顺序读取整个数组不可能原子地完成，其间可能会有并发的 update 操作，导致收集的结果是不可线性化的。

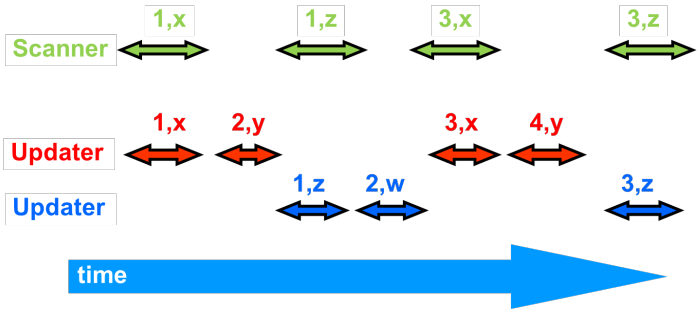
1. 简单快照

解决的办法也很直接，在收集完成后检测其间有没有并发的 update 操作，如果没有，那么就是干净的收集。具体作法是：进行两次收集，对比两次收集中每个数组元素的值是否相同。如果所有数组元素的值均相同，即完成 scan，否则重试。

这种方法虽然简单，但存在重复更新问题。例如两个写线程：红线程和蓝线程，当红线程写入 x 时，scan 收集到 x，然后红线程写入 y，紧接着蓝线程写入 z，scan 收集到 z。但实际上，一次收集中 x 与 z 是不可能同时出现的，因为 z 在 y 之后被写入，而 y 此时已经把 x 覆盖了。第二次收集时获取同样的 x 和 z，表面上看起来是干净的收集，但实际上并不是。



通过添加时间戳可以解决此类问题，以说明是否为干净的收集。读取不同时间戳的 x 和 z，可以识别不干净的收集。如下图所示，两次快照是不一样的。



实现：

```
public class SimpleSnapshot implements Snapshot {
   private AtomicMRSWRegister[] register;
   public void update(int value) {
      int i = Thread.myIndex();
      LabeledValue oldValue = register[i].read();
      LabeledValue newValue =
        new LabeledValue(oldValue.label+1, value); //每次写都用更大的标签
      register[i].write(newValue);
   }
   private LabeledValue[] collect() {
      LabeledValue[] copy = new LabeledValue[n];
      for (int j = 0; j < n; j++)
```

```
            copy[j] = this.register[j].read();//读内存单元
        return copy;
    }
    public int[] scan() {
        LabeledValue[] oldCopy, newCopy;
        oldCopy = collect();        //第一次收集
collect: while (true) {
            newCopy = collect(); //第二次收集
            if (!equals(oldCopy, newCopy)) {//不一样
                oldCopy = newCopy;
                continue collect;
            }
        return getValues(newCopy); //一样
    }}
```

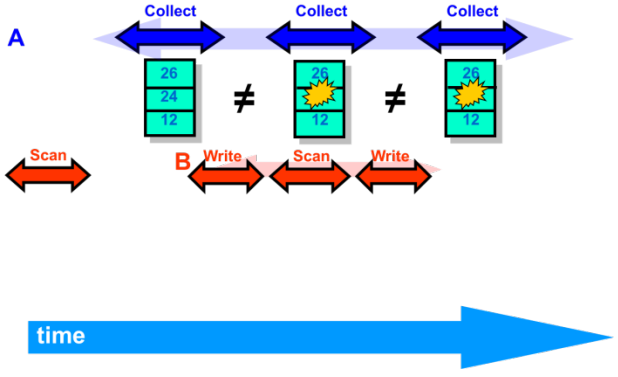
这种简单快照的实现方法是可线性化的，而且 update 是无等待的。但是 scan 方法不是无等待的，如果某个 scan 期间总是有并发的 update 打断，该 scan 方法可能会永远都无法完成。

2. 无等待快照

下面是本讲的压轴：怎样构造无等待的 scan 方法，使得整个原子快照都是无等待的。按照常规的思路，我们会考虑加入某些互斥机制，把 scan 操作变成不可中断的。问题是目前还没有任何互斥的机制。我们实际上是用了多核编程中非常重要的一种思路，即“助人为乐”。我们在每次 update 之前添加一个 scan，将生成的快照与更新值一起写入，如果某个 scan 持续被一些 update 中断，该 scan 可以获取这些 update 中 scan 得到的快照。换句话说，update 会主动帮助其它的 scan，提供它们所需要的快照。

- 若一个正在 scan 的线程 A 在它进行重复收集的过程中看到线程 B 对应的数组元素值变更了两次（B 移动了两次），则 B 必定在 A 的 scan 的过程中执行了一次完整的 update 调用。
- 若线程 B 的移动使线程 A 无法得到一个干净的收集，那么线程 A 不能将线程 B 的最近一次快照作为它自己的快照，因为 B 的快照有可能不是在 A 的 scan 期间内拍摄的。

例：B 的第一次写入必须是在第一次收集的时候；B 的第二次写入是在 A 的 scan 期间发生的。A 可以使用 B 的快照。A 不能使用在它收集之前 B 的快照，因为另一个更新可能会干扰 B 的 scan。



实现：

```
public class SnapValue {
  public int    label;    //对每个快照进行计数
  public int    value;    //实际值
  public int[] snap;    //最近的快照
}

public void update(int value) {
   int i = Thread.myIndex();
   int[] snap = this.scan();
   SnapValue oldValue = r[i].read();
   SnapValue newValue =
     new SnapValue(oldValue.label+1, value, snap); //扫描计数值
   r[i].write(newValue);
}
public int[] scan() {
   SnapValue[] oldCopy, newCopy;
   boolean[] moved = new boolean[n]; //记录迁移的线程
   oldCopy = collect();
collect: while (true) {
   newCopy = collect(); //重复收集
   for (int j = 0; j < n; j++) {
      if (oldCopy[j].label != newCopy[j].label) { //未能匹配
         if (moved[j]) { //如果线程迁移了两次，就会获取第二个快照
            return newCopy[j].snap;
         } else {
            moved[j] = true;//记录迁移
            oldCopy = newCopy;
            continue collect;
         }
      }
   }
   return getValues(newCopy);
}
```