

线程同步机制——实验说明文档

刘佳玮，20031211496，计算机科学与技术学院

摘要

本次实验使用了互斥量、信号量、读写锁和条件变量共四项技术来保证 `g_Count` 结果的正确性，均得到了理想的试验结果。

若无特殊声明，这四组实验的所有程序基于 C 语言，均依赖 `pthread.h` 库，编译方式均为 `gcc -fopenmp filename.c`。互斥量，信号量和条件变量的程序在编译后的执行方式为 `./a.out`；为方便结果分析，需要将读写锁的执行结果重定向输出至文件，因此执行方式为 `./a.out > result.txt`，所有代码和结果文件均会提交。

目录

1	电脑配置	2
2	互斥量	2
2.1	互斥量原理解析	2
2.2	互斥量实验流程与结果分析	3
3	信号量	3
3.1	信号量原理解析	3
3.2	信号量实验流程与结果分析	4
4	读写锁	5
4.1	读写锁原理解析	5
4.2	读写锁实验流程与结果分析	5
5	条件变量	6
5.1	条件变量原理解析	6
5.2	条件变量实验流程与结果分析	7

1 电脑配置

电脑基本配置如下所示：

1. CPU:i7-9750H, 6 核 12 线程。
2. RAM: 32GB。
3. GPU: UHD Graphics 630, 256MB。
4. 操作系统: Manjaro 20.1.2 (基于 Arch 二次开发的 linux 发行版), 内核: 5.4.72-1。

2 互斥量

2.1 互斥量原理解析

互斥量允许多个线程安全地共享一个关联的软件或者硬件资源。当一个线程想使用共享资源时，它必须先通过获取互斥量以获得专有的访问权限，成功加锁才能操作，操作结束解锁。如果该互斥量已被另一个线程锁定，请求线程可以等待该互斥量被解锁。

因此同一时刻，只能有一个线程持有该锁。因为资源是共享的，线程间也还是竞争的，但通过锁就将资源的访问变成互斥操作，线程不能同时操作数据，所以能保证结果正确。核心语法如下所示：

1. `pthread_mutex_t lock`; 创建互斥锁;
2. `pthread_mutex_init(&lock, NULL)`; 初始化互斥锁;
3. `pthread_mutex_lock(&lock)`; 获取互斥锁;
4. `pthread_mutex_unlock(&lock)`; 释放互斥锁;
5. `pthread_mutex_destroy(&lock)`; 在不使用互斥锁后，销毁互斥锁。

注：锁定互斥量后，线程可以长时间地安全地使用相关联的资源。但是单个线程持有互斥量时应尽可能的短，避免其他线程一直处于等待状态。当线程不再需要使用资源时，它必须将互斥量解锁，使得其它线程可以使用该资源。

2.2 互斥量实验流程与结果分析

根据原理解析，在程序中只需要在 `g_Count++` 前添加获取锁操作，在 `g_Count++` 后添加释放锁的操作即可。创建 200 个线程，在程序内设置循环 10 次运行互斥量的实验，并分别输出每次运行的结果，如图 1 所示。对代码和结果进行分析可知，程序运行正确。代码见提交作业中的 `mutex.c` 文件。

3.2 信号量实验流程与结果分析

根据原理解析，创建计数值为 1 的信号量，因此只需要在程序中的 `g_Count++` 前添加 `wait` 操作，在 `g_Count++` 后添加 `post` 的操作即可。同样创建 200 个线程，在程序内设置循环 10 次运行信号量的实验，并分别输出每次运行的结果，如图 2 所示。对代码和结果进行观察可知，程序运行正确。代码见提交作业中的 `sem.c` 文件。

```

~ /g High-performance-computing t/第五次作业(线程锁) | on main !1 ?2 gcc -ofopenmp sem.c | at 00:06:36
/usr/bin/ld: /tmp/ccCp4BQp.o: in function `thread_func':
sem.c:(.text+0x14): undefined reference to `sem_wait'
/usr/bin/ld: sem.c:(.text+0x2f): undefined reference to `sem_post'
/usr/bin/ld: /tmp/ccCp4BQp.o: in function `main':
sem.c:(.text+0x57): undefined reference to `sem_init'
/usr/bin/ld: sem.c:(.text+0xab): undefined reference to `pthread_create'
/usr/bin/ld: sem.c:(.text+0x10d): undefined reference to `pthread_join'
/usr/bin/ld: sem.c:(.text+0x15a): undefined reference to `sem_destroy'
collect2: 错误: ld 返回 1
~ /g High-performance-computing t/第五次作业(线程锁) | on main !1 ?2 gcc -fopenmp sem.c | at 00:06:48
~ /g High-performance-computing t/第五次作业(线程锁) | on main !1 ?2 ./a.out | at 00:06:53
200
200
200
200
200
200
200
200
200
200
200
~ /g High-performance-computing t/第五次作业(线程锁) | on main !1 ?2 ./a.out | at 00:06:55
200
200
200
200
200
200
200
200
200
200
~ /g High-performance-computing t/第五次作业(线程锁) | on main !1 ?2 | at 00:06:56

```

图 2: 信号量试验结果图

4 读写锁

4.1 读写锁原理解析

读写锁实将对共享资源的访问者划分成读者和写者，读者只对共享资源进行读访问，写者则需要对共享资源进行写操作。一个读写锁同时只能有一个写者或多个读者，因为多个写者会造成结果混乱，且不能同时既有读者又有写者。

在写者需要修改共享资源时，需要加入读写锁；在对共享资源修改完毕后，需要释放读写锁（与互斥量的思想大体相同）。核心语法如下所示：

1. pthread_rwlock_t rwlock; 创建读写锁;

2. pthread_rwlock_wrlock(&rwlock); 获取读写锁;
3. pthread_rwlock_unlock(&rwlock); 释放读写锁;
4. pthread_rwlock_destroy(&rwlock); 在不使用读写锁后, 销毁读写锁。

注: 为方便结果展示, 在读任务中也加入读写锁, 即统一时刻只能有一个线程读取数据。否则打印读线程任务的结果时较为繁杂, 不利于结果分析。

4.2 读写锁实验流程与结果分析

根据原理解析, 创立两组线程和两个任务。第一个任务为写任务, 负责 `g_Count++` 操作; 第二个任务为读任务, 负责读取 `g_Count` 的值。第一组线程负责完成写任务, 第二组线程负责完成读任务, 并在读线程任务中打印 `g_Count` 的值, 以此来观察结果并分析。

在读线程任务中打印 `g_Count` 的值, 打印结果较多, 不便使用截图展示。因此可执行文件的执行方式为 `./a.out > read_write_lock_result.txt`。因此, 代码文件为提交作业中的 `writeReadLock.c` 文件, 结果输出在 `read_write_lock_result.txt` 文件中。

创建 20 个线程, 循环 10 次执行, 截取其中一段结果:

```
1 1 thread entered, getting read lock
2 =====17=====
3 1 got the rwlock read lock, now unlock
4 2 thread entered, getting write lock
5 2 got the rwlock write lock, now unlock
6 3 thread entered, getting write lock
7 3 got the rwlock write lock, now unlock
8 4 thread entered, getting write lock
9 4 got the rwlock write lock, now unlock
10 5 thread entered, getting read lock
11 =====20=====
12 5 got the rwlock read lock, now unlock
13 Final, count = 20
```

对给出的结果进行分析:

- 1 线程获取读写锁, 读取的变量是 17, 读取完毕后释放读写锁;
- 2 线程获取读写锁, 写完后释放读写锁;
- 3 线程获取读写锁, 写完后释放读写锁;
- 4 线程获取读写锁, 写完后释放读写锁;
- 5 线程获取读写锁, 读取的变量是 20, 读取完毕后释放读写锁;
- 打印出最后 `count` 的结果是 20。

5 条件变量

5.1 条件变量原理解析

以生产者消费者模型为例说明条件变量的使用条件。为节省开销，希望生产者制造出 100 个产品后才通知消费者。如果直接使用 `mutex` 互斥锁，需要在某个线程上不断地轮询：100 个产品是否生产完毕。相当于进行大量无效的询问，才能知道条件是否已经满足，并且每次询问均需要加锁和释放锁，这无疑会带来额外的开销。而条件变量则高效地解决了这个问题。使用条件变量的情况下，我们可以直接等待某个条件的发生，而不需要主动轮询。

条件变量是一种线程同步机制。核心思想是：一个线程等待“条件变量的条件成立”而挂起；另一个线程使“条件成立”。为了防止竞争，条件的检测是在互斥锁的保护下进行的，线程在改变条件状态前先要锁住互斥量。

如果一个条件为假，则一个线程自动阻塞，该线程处于等待状态，并释放相关变量的互斥锁。如果另一个线程改变了条件，它将信号发送给关联的条件变量，唤醒一个或多个处于等待中的线程，使其重新获得互斥锁，重新评价条件。

注：由于 `pthread_cond_signal` 和 `pthread_cond_broadcast` 函数的调用都不需要加锁，所以它们放到 `pthread_mutex_unlock` 之前或者之后执行都是可以的。但在实际使用中，需要根据具体情况考虑它们的顺序，来使得程序高效运行。

当 `signal` 操作发生在 `unlock` 之前时，其他等待的线程被唤醒，但 `signal` 锁可能仍然没有释放，导致被唤醒的线程无法获取到 `mutex` 锁，从而再次进入休眠。通常情况下，这种调用顺序就会对代码的执行效率产生不良的影响。

核心语法如下所示：

1. `pthread_cond_t cond = PTHREAD_COND_INITIALIZER;` 初始换条件变量；
2. `pthread_cond_signal(&cond);` 完成某任务后，条件变量发射信号；
3. `pthread_cond_wait(&cond, &mutex);` 位于条件判断语句后，若条件成立，线程阻塞处于等待状态，并释放互斥锁；
4. `pthread_cond_destroy(&cond);` 销毁条件变量。

注：但由于系统实现，会存在虚假唤醒等情况。即：线程并没有发出通过 `pthread_cond_signal` 或 `pthread_cond_broadcast` 发出唤醒信号，处于等待中的线程仍然会自己醒来，这是一种能保证执行效率的方法。

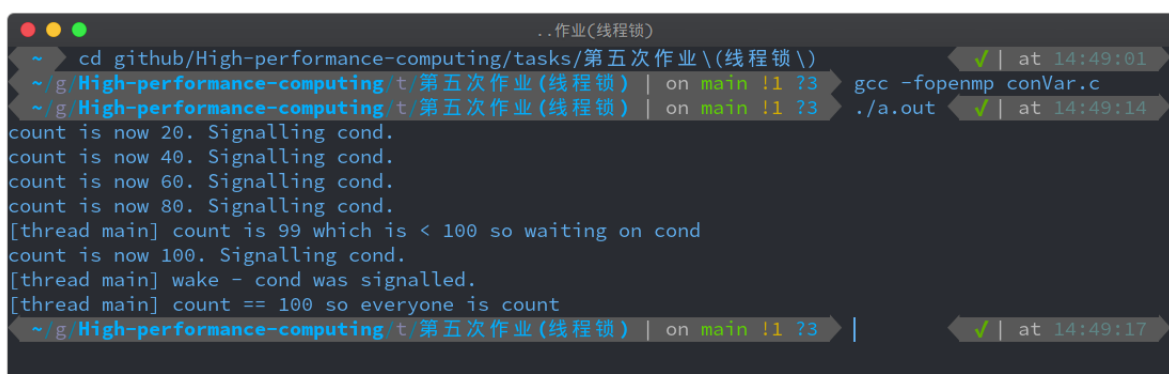
假设此时有 10 个线程处于等待中，在收到一个唤醒信号后，操作系统尝试去唤醒所有的线程，这会打破发送信号与唤醒之间一对一的关系。所以此时只能唤醒一个线程，而其余九个线程处于等

待阶段。为了更灵活的处理这种情况，所以无论条件是否满足，操作系统允许等待中的线程自己醒来，称为虚假唤醒。

为了避免虚假唤醒对条件带来的影响，条件判断需要使用 `while` 而不是 `if`。这是由于 `wait` 函数被唤醒时，存在虚假唤醒等情况，导致唤醒后发现条件依旧不成立。因此需要使用 `while` 语句来循环地进行等待，直到条件成立为止。

5.2 条件变量实验流程与结果分析

根据原理解析中生产者与消费者的模型，创建 100 个线程，且每当 `count % 20 == 0` 时叫醒等待中的线程，防止过度轮循。试验结果如图 3 所示，代码文件为提交作业中的 `conVar.c`。



```
..作业(线程锁)
~ cd github/High-performance-computing/tasks/第五次作业(线程锁) ✓ | at 14:49:01
~/g/High-performance-computing/t/第五次作业(线程锁) | on main !1 ?3 gcc -fopenmp conVar.c
~/g/High-performance-computing/t/第五次作业(线程锁) | on main !1 ?3 ./a.out ✓ | at 14:49:14
count is now 20. Signalling cond.
count is now 40. Signalling cond.
count is now 60. Signalling cond.
count is now 80. Signalling cond.
[thread main] count is 99 which is < 100 so waiting on cond
count is now 100. Signalling cond.
[thread main] wake - cond was signalled.
[thread main] count == 100 so everyone is count
~/g/High-performance-computing/t/第五次作业(线程锁) | on main !1 ?3 ✓ | at 14:49:17
```

图 3: 条件变量试验结果图

在图 3 中，可以观察到，在 `count` 取值为 20,40,60,80 时，由于 `signal` 叫醒速度过快，等待线程没有及时获取 `mutex` 锁来响应，因此等待线程中没有任何输出。而当等待线程因为虚假唤醒判断条件是否满足时，因为 99 小于 100，不满足条件，所以等待线程继续等待。当最后 `count` 的取值为 100 时，等待线程被唤醒并继续向后执行，打印 `[thread main] wake - cond was signalled.` 语句，在程序的极为，打印出最后的输出语句来判断 `count` 的值是否正确，结果 `[thread main] count == 100 so everyone is count` 显示答案正确。