Chapter 6. Synchronization Tools (2)

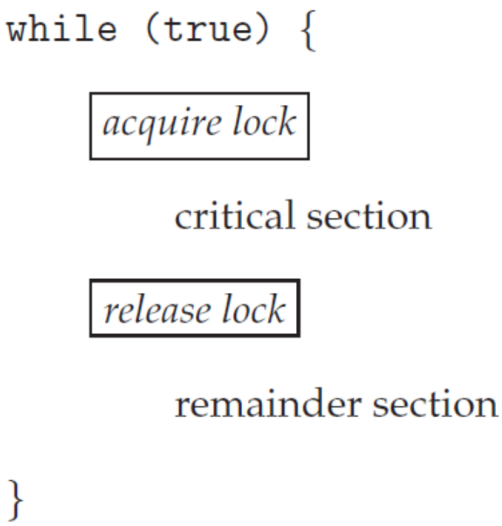
6.5 Mutex Locks

- Mutex locks : 가장 간단한 동기화 도구
- Semaphore : 더 강력하고, 편리하고, 효과적인 도구
- Moniter : 뮤텍스, 세마포어의 단점 극복
- Liveness : 프로세스의 진행을 보장

Mutex Lock?

- mutex : mutual exclusion(상호 배제)의 축약형
- critical section 보호, race condition 방지
  - 여러 프로세스가 임계구역에 들어가는 것을 방지한다.
  - 하나의 프로세스가 임계구역에 있는 `lock` 상태에서 다른 스레드가 임계구역에 접근할 수 없게 한다.
- process는 임계구역에 들어가기 전, lock을 획득하고, 빠져나올 때, lcok을 반환

구조



- acquire(), release() : lock이 사용 가능하다면 > acquire() 호출 성공 > lock은 사용 불가 상태가 됨 > 작업 끝나면 release()호출하여 lock을 해제
- available : 불리언 변수, lock의 가용여부 결정

acquire(), release()

```
acquire() {
    while (!available)
       ; /* busy wait */
    available = false;
}
```

```
release() {
   available = true;
}
```

- 두 함수의 호출은 원자적으로 실행되어야 한다.
- 이전 시간에 본 하드웨어 기법 중 하나를 종종 사용하여 구현함 (compare_and_swap)

단점

- Busy waiting (바쁜 대기)
  - acquire()호출 > available == false > 임계 구역에 들어가기 위해 계속 반복문을 수행해야함
  - 멀티프로그래밍 시스템에서 분명한 문제임 > 바쁜대기로 인해 더 생산적으로 쓸 수 있었던 CPU cycle을 낭비하게 됨
- Spinlock

- lock이 사용가능해 지길 기다리면서 프로세스가 계속 회전하는 것
- 장점 : 상당한 시간이 걸리는 `문맥교환을 하지 않는다.`
  - 즉, process가 짧은 시간 lock을 소유한다면 spinlock은 유용하다.
- 다중 처리 시스템에서 사용할 수 있다.
  - 한 스레드가 임계구역을 A core에서 실행하는 동안, 다른 스레드가 B core에서 회전을 수행하는 방식으로 locking을 구현할 수 있다.

6.6 Semaphores

Semaphore?

- mutex와 유사하게 동작하지만, 프로세스를 더 정교하게 동기화할 수 있음

Semaphore 정의

- 변수 `S`
  - 정수 변수이며, wait()/signal()로만 접근이 가능하다.
  - wait() == P()
  - signal() == V()
  - wait(), signal()은 원자적 연산이다.

wait() signal() 정의

```
wait(S) {
    while (S <= 0)
       ; // busy wait
    S--;
}
```

```
signal(S) {
    S++;
}
```

- S 값을 변경하는 연산(S—;, S++;)은 반드시 원자적으로 수행되어야 함
- 즉, 한 스레드가 S값을 변경하면 아무도 동시에 동일한 S값을 변경할 수 없다.
  - wait()의 경우, S값을 검사하는 부분(S<=0)과 변경하는 부분(S--;)이 인터럽트 없이 수행되어야 한다.

종류

a. Binary Semaphores

- 0,1 로만 구분 : mutex lock과 유사하게 동작

b. Counting Semaphore

- 제한없는 domain
- 유한한 갯수를 가진 자원에 대한 접근을 제어

> 💡 mutex Vs Binary semaphore
>
> - 가장 큰 차이는 소유권
> (소유권? 커널 객체가 자신을 소유한 스레드의 정보를 저장하는 것)
> - mutex는 커널 객체 중 유일하게 소유권의 개념을 가진다.
> ex) A스레드가 객체를 소유 > B스레드가 해당 객체를 해제하려 하면 error을 뱉어냄 > B스레드가 소유권을 가지지 않는다고 설정 > 즉, A스레드가 소유를 한 채로 종료하면, 다른 모든 스레드가 소유권을 가질 수 없으므로 deadlock 발생
> - semaphore는 소유권 개념이 없으므로 이러한 문제가 발생하지 않는다.

Counting Semaphore

a. 사용법

- S를 사용가능한 자원의 갯수로 초기화
- 자원을 사용할 때 > wait() 호출 > 이때 S값은 감소
- 자원을 방출할 때 > signal()을 수행 > 이때 S값은 증가
- S가 0이면 모든 자원은 사용중임
    - 이후, 자원을 사용하려는 프로세스는 S가 양수가 될 때까지 block

b. 예시

- P1, P2 두개의 프로세스 있음
- P1은 S1을, P2는 S2를 병행하게 수행하고 싶음

- `S2 명령은 S1 명령이 끝나야만 수행할 수 있음`
- P1, P2는 synch 세마포어를 공유, synch는 0으로 초기화

p1에 삽입할 명령

```
S1;
signal(synch);
```

p2에 삽입할 명령

```
wait(synch);
S2;
```

- `synch == 0` 이므로,
  - S2는 P1의 signal() 수행 후에만 가능
  - signal() 수행은 S1 수행 후에만 가능

구현

- mutex에 있는 busy waiting 문제는 세마포어에도 존재한다.
- 문제 해결을 위해 wait(), signal()을 수정
- wait()
  - S가 양수가 아니면 대기해야함
  - 대기 대신에, 봉쇄(일시정지)한다.
  - `waiting queue`에 넣는다.
- signal()
  - 다른 프로세스가 signal()연산을 하면 기다리던 프로세스가 재시작해야함
  - 대기 큐에 있던 프로세스를 `ready queue`로 옮긴다.
  - 이때, CPU는 CPU스케줄링에 따라, 실행중인 프로세스에서 새로 준비된 프로세스로 변경이 되거나, 안될 수 있다.

```
typedef struct {
    int value;
    struct process *list;
} semaphore;
```

- 각 세마포어는 한 개의 정수 value와 프로세스 리스트 list를 가진다.

```
wait(semaphore *S) {
        S->value--;
        if (S->value < 0) {
                add this process to S->list;
                sleep();
        }
}
```

- wait() 해야한다면, 프로세스를 list에 넣고, 기다림(일시중지 = sleep)

```
signal(semaphore *S) {
        S->value++;
        if (S->value <= 0) {
                remove a process P from S->list;
                wakeup(P);
        }
}
```

- signal() 해야한다면, 프로세스를 list에서 꺼내고, wakeup() 연산으로 깨워준다.

> 💡 바쁜 대기를 하는 세마포어(S)는 음수값을 가질 수 없다.
> 하지만, 이와같이 변경할 경우, S는 음수값을 가질 수 있다.
> 그리고, 음수의 값(의 절대값)은 대기하고 있는 프로세스 갯수이다.

6.7 Monitors

difficulty of using Semaphores

- 세마포어는 동기화를 할때, 편리하고,효과적임
- 하지만, 잘못 사용하는 경우, 다양한 오류가 발생한다.

```
signal(mutex);
    ...
  critical section
    ...
wait(mutex);
```

- 위의 경우에는 signal 후에 임계구역에 진입하므로, 여러 프로세스가 임계구역에 진입할 수 있다.

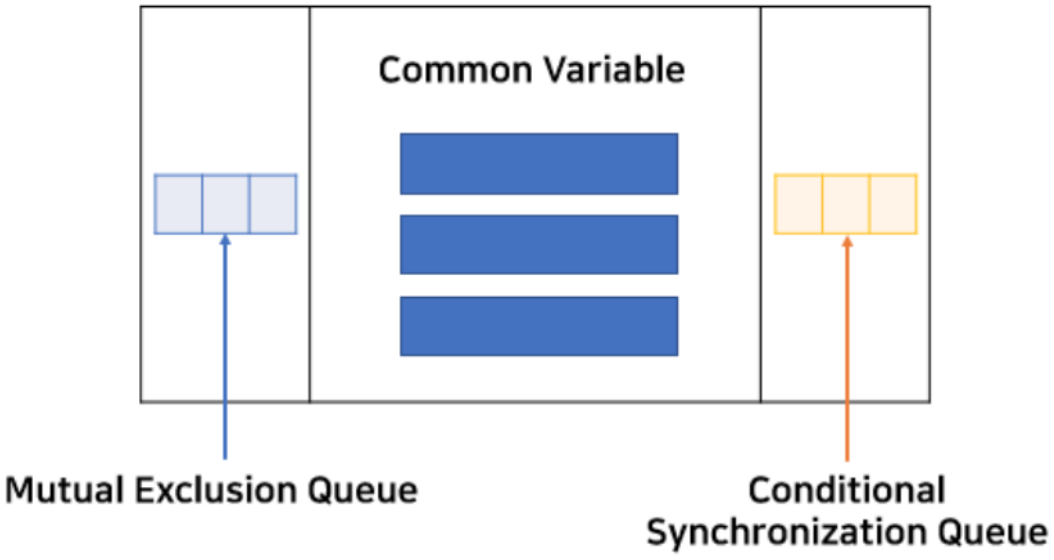
```
wait(mutex);
    ...
  critical section
    ...
wait(mutex);
```

- 위의 경우에는 임계구역 사용 후에 signal을 하지않으므로 mutex는 영구 봉쇄 됨

Monitor?

- 세마포어 보다 높은 수준의 동기화 기능을 제공한다.

Monitor의 구조



- 모니터는 **공유자원 + 공유자원접근함수** 로 이루어짐
- **mutual-exclusion(상호배제)queue, conditional-synchronization(조건동기)** queue 두 개의 queue를 가진다.
- **mutual-exclusion queue** : 공유 자원에 하나만 진입하도록 하는 큐
- **conditional-synchronization queue** : 공유자원을 사용하고 있는 프로세스가 특정한 호출(`wait()`)을 통해 조건동기 큐로 들어갈 수 있다.
- 조건 동기 큐에 들어간 프로세스A는 공유자원을 사용하는 다른 프로세스B가 `notify()`을 호출하여 깨울 수 있다. (깨워 주더라도 B가 완전히 해당 구역을 나가야 비로소 큐에 있던 프로세스가 실행됨)

Java의 monitor

- 자바는 모니터를 제공함 : monitor-lock, intrinsic-lock
- synchronized 키워드, wait(), notify() 메소드를 조합하여 사용

a. synchronized 키워드

- 임계영역에 해당하는 코드 블록을 선언할 때 사용
- 해당 코드 블록에는 모니터락을 획득해야 진입 가능

b. wait() and notify()

- 스레드가 어떤 객체의 wait() 메소드를 호출 > 해당 객체의 모니터락을 획득하기 위해 대기상태(wait queue)로 진입
- 스레드가 어떤 객체의 notify() 메소드를 호출 > 해당 객체 모니터에 대기중인 쓰레드 하나를 깨움
- notifyAll() >해당 객체 모니터에 대기중인 쓰레드 전부를 깨움 → 전부 ready queue로 이동됨

> 💡 notify()를 사용하면 하나의 스레드만 깨워준다(보통은 큐에 있는 가장 앞의 스레드) notifyAll()을 사용하는게 좋다. 왜냐하면 conditional queue에 있는 모든 스레드를 ready queue로 보내줌으로써 모든 스레드가 공평하게 기회를 가지게 된다.

c. Condition Variables

- 동기화를 위해 대부분 mutaul exclusion으로는 충분하지 않음 > 연산을 하는 스레드는 특정 조건P가 참이 될 때 까지 기다릴 필요가 있다.
- 이를 위해 모니터 unlock > 특정 시간 wait > 모니터 lock > 조건P를 살피는 루프를 가지는 해결책이 있음
- 위 해결책은 이론적으로 종작하고, 데드락 상태를 유발하지 않음
- 그러나 구현 시 이슈 발생함 > 적절한 대기시간을 산정하는게 어렵다. (너무 작으면 쓰레드가 cpu를 독차지, 너무 크면 효과가 없다)
- 그래서 필요한 방법은 조건P가 참이 될 때 시그널을 보내는 것

Semaphore vs monitor

- 세마포어 : 초기화를 통해 들어갈 수 있는 한계를 둔다. 들어갈 때 acquire(), 나올 때 release() 함수를 실행시켜주어야 한다. (병렬 프로그래밍 환경에서 여러 프로세스가 동시에 중요자원에 접근하지 않도록 사용하는 데이터 구조)
- 모니터 : 함수 앞에 synchronized 키워드를 넣어주면 알아서 상호배제 기능을 수행한다. (동시에 공통 리소스에 접근하는 여러 프로세스를 방지하는 프로그래밍 언어 구조)

1. 사용하는 기술에 차이를 둠 ⇒ 상호 배제를 달성하는 데 사용되는 코드는 단일 위치에 더 구조화되어있는 반면 세마포어 용 코드는 대기 및 신호 함수 호출로 배포 =? 이게 무슨말이죠
2. 세마포어를 구현할 때 실수하기가 매우 쉽고 모니터를 구현할 때 실수 할 가능성이 거의 없음

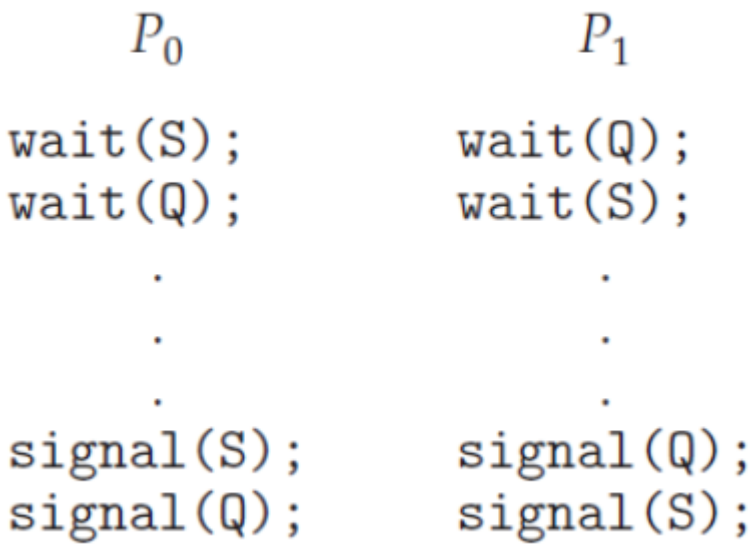
6.8 Liveness

Liveness

- 프로세스가 실행하는 동안 `Progress` 되는 것을 보장하기위해 시스템이 충족해야하는 조건
- Progress가 되지 않는 다는 것 == bounded waiting이 지켜지지 않는 것
  - 이러한 프로세스는 **Liveness 실패** 라고 한다.
- `교착상태`와 `우선순위 역전` 현상은 `라이브니스 실패`를 야기한다.

Deadlock

- 2개 이상의 프로세스가 무기한으로 기다리는 현상
  - signal(S)가 수행되기를 P0은 무한정 기다림
  - signal(Q)가 수행되기를 P1은 무한정 기다림



> 💡 교착상태 Vs 기아
> - 교착상태는 서로 필요한 자원을 대기하면서 결코 일어나지 않는 사건을 기다림
> - 기아상태는 결코 사용할 수 없는 자원을 기다림

Priority Inversion (우선순위 역전)

- 우선 순위 A > B > C 프로세스가 있을 때,

1. C가 R(공유자원) 사용 중 > Lock 상태가 되어 A가 선점 불가(wait)
2. B(R을 필요로 하지 않음)가 ready 상태가 되어, C를 선점
3. B가 모두 수행됨 > 이후, C가 하던 일을 이어서 수행
4. C가 모두 수행됨
5. A가 수행됨

⇒ `A 우선순위가 가장 높은데, 마치 제일 낮은 것 처럼 수행` > 우선순위 역전 현상

해결방법

- **PIP(priority-inheritance protocol)** : 우선순위를 공유자원을 사용하러 온 프로세스의 우선순위로 바꾸는 것
- **PCP(priority-ceiling protocol)** : 공유자원을 사용하는 프로세스의 우선순위를 가장 높은 우선순위로 바꾸는 것

PIP로 해결

1. C가 R을 사용 중 > A가 R을 사용하기 위해 대기중
2. PIP를 통해 C의 우선순위를 A와 같게 바꿈 → C = A > B
3. B가 ready 상태가 됨 > C보다 우선순위가 낮으므로 선점 불가
4. C가 모두 수행됨 > 이후, R을 반환하고 원래 우선순위로 돌아감
5. A가 수행됨
6. B가 수행됨