

Condition Variables

- 실행 전 조건이 참인지 확인해야하는 스레드가 많음
 - 부모 스레드가 자식 스레드가 끝났는지 확인해야하는 경우
 - join()

```
parent: begin
child
parent: end
```

```
1     volatile int done = 0;
2
3     void *child(void *arg) {
4         printf("child\n");
5         done = 1;
6         return NULL;
7     }
8
9     int main(int argc, char *argv[]) {
10        printf("parent: begin\n");
11        pthread_t c;
12        Pthread_create(&c, NULL, child, NULL); // create child
13        while (done == 0)
14            ; // spin
15        printf("parent: end\n");
16        return 0;
17    }
```

- 비효율적임(계속해서 Spin을 해 CPU 시간을 낭비함)

Using Condition Variable

- Waiting : 실행 대기
- Signaling : 다른 기다리고 있는 스레드를 깨워주는 것
- Condition Variable 선언

```
pthread_cond_t c;
```

- 연산

```
pthread_cond_wait(pthread_cond_t *c, pthread_mutex_t *m);      // wait()
pthread_cond_signal(pthread_cond_t *c);                          // signal()
```

wait() : mutex를 인자로 받음, lock을 release 한 뒤 호출한 스레드를 sleep상태로 만듬

- 다시 깨어날려면 lock을 얻어야 함
- 사용예시

```

1      int done = 0;
2      pthread_mutex_t m = PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER;
3      pthread_cond_t c = PTHREAD_COND_INITIALIZER;
4
5      void thr_exit() {
6          Pthread_mutex_lock(&m);
7          done = 1;
8          Pthread_cond_signal(&c);
9          Pthread_mutex_unlock(&m);
10     }
11
12     void *child(void *arg) {
13         printf("child\n");
14         thr_exit();
15         return NULL;
16     }
17
18     void thr_join() {
19         Pthread_mutex_lock(&m);
20         while (done == 0)
21             Pthread_cond_wait(&c, &m);
22         Pthread_mutex_unlock(&m);
23     }
24
25     int main(int argc, char *argv[]) {
26         printf("parent: begin\n");
27         pthread_t p;
28         Pthread_create(&p, NULL, child, NULL);
29         thr_join();
30         printf("parent: end\n");
31         return 0;
32     }

```

- Parent
 - Child를 만들고, 계속 실행
 - thr_join()을 호출해서 Child가 끝날때까지 기다림
 - lock을 받아서, child가 끝난지 확인하고, wait()를 호출해서 sleep으로 들어가서 lock을 release
- Child
 - thr_exit()를 호출해서 Parent 스레드를 깨움
 - lock을 받아서, done을 바꾼 뒤, Parent에게 signal
- Done 변수의 중요성

```

1     void thr_exit() {
2             Pthread_mutex_lock(&m);
3             Pthread_cond_signal(&c);
4             Pthread_mutex_unlock(&m);
5     }
6
7     void thr_join() {
8             Pthread_mutex_lock(&m);
9             Pthread_cond_wait(&c, &m);
10            Pthread_mutex_unlock(&m);
11    }

```

- done이 없으면, child가 호출 즉시 작업을 완료해 signal하는 케이스에서 부모가 이를 받지 못한 뒤 나중에 sleep에 들어가면 stuck됨 -> 절대 못깨어남

```

1     void thr_exit() {
2             done = 1;
3             Pthread_cond_signal(&c);
4     }
5
6     void thr_join() {
7             if (done == 0)
8                     Pthread_cond_wait(&c);
9     }

```

- 미묘한 Race Condition 발생

- 부모쪽에서 join 호출 중 done의 상태를 체크하고 wait를 호출하기 전, 인터럽트 발생으로 자식으로 흐름이 넘어가버리면
- done을 그때서야 자식이 1로 바꾸고, 시그널보냄
- 아까랑 똑같이 부모 스레드가 stuck됨

Producer / Consumer (Bound Buffer) Problem

- Producer : 데이터 아이템을 만드는 역할, 버퍼에 데이터 아이템을 넣고 싶어 함
- Consumer : 버퍼에서 데이터 아이템을 가져와 자신의 방식대로 소비하길 원함

Bounded Buffer

- 한 프로그램의 아웃풋을 pipeout해서 다른 프로그램으로 보내는 것
- 공유자원이기 때문에, 동기화된 접근이 필요함

```

1     int buffer;
2     int count = 0;    // initially, empty
3
4     void put(int value) {
5         assert(count == 0);
6         count = 1;
7         buffer = value;
8     }
9
10    int get() {
11        assert(count == 1);
12        count = 0;
13        return buffer;
14    }

```

- Put
 - count값이 0일때만 버퍼에 데이터를 넣음
- Get
- count값이 1일때만 버퍼에서 데이터를 가져옴
- Producer / Consumer Threads (Version 1)

```

1     void *producer(void *arg) {
2         int i;
3         int loops = (int) arg;
4         for (i = 0; i < loops; i++) {
5             put(i);
6         }
7     }
8
9     void *consumer(void *arg) {
10        int i;
11        while (1) {
12            int tmp = get();
13            printf("%d\n", tmp);
14        }
15    }

```

- Producer는 루프를 돌면서 정수를 버퍼에 여러번 넣고
- Consumer는 버퍼에서 데이터를 가져옴
- Single C/V and If Statement

```

1      cond_t cond;
2      mutex_t mutex;
3
4      void *producer(void *arg) {
5          int i;
6          for (i = 0; i < loops; i++) {
7              Pthread_mutex_lock(&mutex); // p1
8              if (count == 1) // p2
9                  Pthread_cond_wait(&cond, &mutex); // p3
10             put(i); // p4
11             Pthread_cond_signal(&cond); // p5
12             Pthread_mutex_unlock(&mutex); // p6
13         }
14     }
15
16     void *consumer(void *arg) {
17         int i;
18         for (i = 0; i < loops; i++) {
19             Pthread_mutex_lock(&mutex); // c1
20             if (count == 0) // c2
21                 Pthread_cond_wait(&cond, &mutex); // c3
22             int tmp = get(); // c4
23             Pthread_cond_signal(&cond); // c5
24             Pthread_mutex_unlock(&mutex); // c6
25             printf("%d\n", tmp);
26         }
27     }

```

- 하나의 Condition Variable, lock mutex
- 하나의 Producer / 하나의 Consumer를 대상으로는 코드가 잘 작동함
- Multiple Producer/Consumer

T_{c1}	State	T_{c2}	State	T_p	State	Count	Comment
c1	Running		Ready		Ready	0	
c2	Running		Ready		Ready	0	
c3	Sleep		Ready		Ready	0	Nothing to get
	Sleep		Ready	p1	Running	0	
	Sleep		Ready	p2	Running	0	
	Sleep		Ready	p4	Running	1	Buffer now full
	Ready		Ready	p5	Running	1	T_{c1} awoken
	Ready		Ready	p6	Running	1	
	Ready		Ready	p1	Running	1	
	Ready		Ready	p2	Running	1	
	Ready		Ready	p3	Sleep	1	Buffer full; sleep
	Ready	c1	Running		Sleep	1	T_{c2} sneaks in ...
c4	Ready	c2	Running		Sleep	1	
	Ready	c4	Running		Sleep	0	... and grabs data
	Ready	c5	Running		Ready	0	T_p awoken
	Ready	c6	Running		Ready	0	
	Running		Ready		Ready	0	Oh oh! No data

- T_{c1} 이 데이터를 받아야하는데, 중간에 T_{c2} 가 받아버림
- Mesa Semantics : 깨워진 스레드가 원하는 값을 받는다는 확신이 없음
- Hoare Semantics : 깨워진 스레드가 원하는 값을 받을 가능성이 높아짐(깨운 스레드를 바로 실행)
- Single C/V and While

```

1      cond_t cond;
2      mutex_t mutex;
3
4      void *producer(void *arg) {
5          int i;
6          for (i = 0; i < loops; i++) {
7              Pthread_mutex_lock(&mutex);           // p1
8              while (count == 1)                  // p2
9                  Pthread_cond_wait(&cond, &mutex); // p3
10             put(i);                         // p4
11             Pthread_cond_signal(&cond);       // p5
12             Pthread_mutex_unlock(&mutex);    // p6
13         }
14     }
15
16     void *consumer(void *arg) {
17         int i;
18         for (i = 0; i < loops; i++) {
19             Pthread_mutex_lock(&mutex);           // c1
20             while (count == 0)                  // c2
21                 Pthread_cond_wait(&cond, &mutex); // c3
22             int tmp = get();                  // c4
23             Pthread_cond_signal(&cond);       // c5
24             Pthread_mutex_unlock(&mutex);    // c6
25             printf("%d\n", tmp);
26         }
27     }

```

- 조건문에 while 구문을 사용하는 것
- 여전히 버그가 있음

T_{c1}	State	T_{c2}	State	T_p	State	Count	Comment
c1	Running		Ready		Ready	0	
c2	Running		Ready		Ready	0	
c3	Sleep		Ready		Ready	0	Nothing to get
	Sleep	c1	Running		Ready	0	
	Sleep	c2	Running		Ready	0	
	Sleep	c3	Sleep		Ready	0	Nothing to get
	Sleep		Sleep	p1	Running	0	
	Sleep		Sleep	p2	Running	0	
	Sleep		Sleep	p4	Running	1	Buffer now full
	Ready		Sleep	p5	Running	1	T_{c1} awoken
	Ready		Sleep	p6	Running	1	
	Ready		Sleep	p1	Running	1	
	Ready		Sleep	p2	Running	1	
	Ready		Sleep	p3	Sleep	1	Must sleep (full)
c2	Running		Sleep		Sleep	1	Recheck condition
c4	Running		Sleep		Sleep	0	T_{c1} grabs data
c5	Running		Ready		Sleep	0	Oops! Woke T_{c2}
c6	Running		Ready		Sleep	0	
c1	Running		Ready		Sleep	0	
c2	Running		Ready		Sleep	0	
c3	Sleep		Ready		Sleep	0	Nothing to get
	Sleep	c2	Running		Sleep	0	
	Sleep	c3	Sleep		Sleep	0	Everyone asleep ...

- Consumer가 Consumer를 깨우는 일이 없어야함(Producer만이 깨울 수 있음)

- Single Buffer P/C

```

1      cond_t empty, fill;
2      mutex_t mutex;
3
4      void *producer(void *arg) {
5          int i;
6          for (i = 0; i < loops; i++) {
7              Pthread_mutex_lock(&mutex);
8              while (count == 1)
9                  Pthread_cond_wait(&empty, &mutex);
10             put(i);
11             Pthread_cond_signal(&fill);
12             Pthread_mutex_unlock(&mutex);
13         }
14     }
15
16     void *consumer(void *arg) {
17         int i;
18         for (i = 0; i < loops; i++) {
19             Pthread_mutex_lock(&mutex);
20             while (count == 0)
21                 Pthread_cond_wait(&fill, &mutex);
22             int tmp = get();
23             Pthread_cond_signal(&empty);
24             Pthread_mutex_unlock(&mutex);
25             printf("%d\n", tmp);
26         }
27     }

```

- Producer는 empty 컨디션일때 wait, fill 컨디션일 때 signal
 - Consumer는 fill 컨디션일때 wait, empty 컨디션일 때 signal
- Final Producer/Consumer

```

1      int buffer[MAX];
2      int fill = 0;
3      int use = 0;
4      int count = 0;
5
6      void put(int value) {
7          buffer[fill] = value;
8          fill = (fill + 1) % MAX;
9          count++;
10     }
11
12     int get() {
13         int tmp = buffer[use];
14         use = (use + 1) % MAX;
15         count--;
16         return tmp;
17     }

```

```

1      cond_t empty, fill;
2      mutex_t mutex;
3
4      void *producer(void *arg) {
5          int i;
6          for (i = 0; i < loops; i++) {
7              Pthread_mutex_lock(&mutex);           // p1
8              while (count == MAX)                // p2
9                  Pthread_cond_wait(&empty, &mutex); // p3
10             put(i);                         // p4
11             Pthread_cond_signal(&fill);       // p5
12             Pthread_mutex_unlock(&mutex);    // p6
13         }
14     }
15
16     void *consumer(void *arg) {
17         int i;
18         for (i = 0; i < loops; i++) {
19             Pthread_mutex_lock(&mutex);           // c1
20             while (count == 0)                  // c2
21                 Pthread_cond_wait(&fill, &mutex); // c3
22             int tmp = get();                  // c4
23             Pthread_cond_signal(&empty);        // c5
24             Pthread_mutex_unlock(&mutex);    // c6
25             printf("%d\n", tmp);
26         }
27     }

```

- 버퍼 슬롯을 더해서, Concurrency / Efficiency를 향상
 - 동시에 Producing / Consuming을 가능하게 함
 - Context Switch를 줄임
- Producer는 모든 버퍼가 fill 일때만 sleep
- Consumer는 모든 버퍼가 empty 일때만 sleep

Covering Conditions

- 남은공간이 0바이트라고 가정
 - 스레드 T_a가 allocate(100) 호출
 - 스레드 T_b가 allocate(10) 호출
 - 두 스레드 모두 wait, sleep에 들어감
 - 스레드 T_c가 free(50) 호출
 - 어떤 스레드가 깨워져야 할까?

```

1      // how many bytes of the heap are free?
2      int bytesLeft = MAX_HEAP_SIZE;
3
4      // need lock and condition too
5      cond_t c;
6      mutex_t m;
7
8      void *
9      allocate(int size) {
10         Pthread_mutex_lock(&m);
11         while (bytesLeft < size)
12             Pthread_cond_wait(&c, &m);
13         void *ptr = ...;           // get mem from heap
14         bytesLeft -= size;
15         Pthread_mutex_unlock(&m);
16         return ptr;
17     }
18
19     void free(void *ptr, int size) {
20         Pthread_mutex_lock(&m);
21         bytesLeft += size;
22         Pthread_cond_signal(&c);    // whom to signal??
23         Pthread_mutex_unlock(&m);
24     }

```

- Lampson / Redell이 제안한 해결법
 - pthread_cond_signal을 pthread_cond_broadcast()로 변경
 - wait하고 있는 를 모든 스레드를 깨움
 - 비용 : 너무 많은 스레드가 일어날 수 있음
 - 일어나면 안되는 스레드들은 일어나서 조건을 확인한뒤 다시 sleep할 것임

Semaphore

- 정수값을 가지는 객체

- 초기화

```

1 #include <semaphore.h>
2 sem_t s;
3 sem_init(&s, 0, 1); // initialize s to the value 1

```

- semaphore s를 선언하고 1으로 초기화
- 두번째 인수 0은 Semaphore가 같은 프로세스 내의 스레드들 간에 공유된다는 것을 뜻함
- 초기화는 딱 한번만
- sem_wait()

```

1 int sem_wait(sem_t *s) {
2     decrement the value of semaphore s by one
3     wait if value of semaphore s is negative
4 }

```

- 호출됐을 때 semaphore의 값이 1보다 크거나 같으면 바로 return
- 호출자의 실행을 멈추고, 다음 post를 기다리게 함
- 음수일때는, semaphore의 값이 wait하고 있는 스레드의 숫자와 동일
- sem_post()

```

1 int sem_post(sem_t *s) {
2     increment the value of semaphore s by one
3     if there are one or more threads waiting, wake one
4 }
```

- semaphore의 값을 1 증가시킴
- 깨워야 하는 스레드들이 있으면 해당 스레드 중 하나를 깨움

Binary Semaphores(Locks)

- Mutual Exclusion을 위해 초기값을 1로 설정

```

1 sem_t m;
2 sem_init(&m, 0, X); // initialize semaphore to X; what should X be?
3
4 sem_wait(&m);
5 //critical section here
6 sem_post(&m);
```

Value	Thread 0	State	Thread 1	State
1		Running		Ready
1	call sem_wait()	Running		Ready
0	sem_wait() retruns	Running		Ready
0	(crit set: begin)	Running		Ready
0	Interrupt; Switch → T1	Ready		Running
0		Ready	call sem_wait()	Running
-1		Ready	decrement sem	Running
-1		Ready	(sem < 0) → sleep	sleeping
-1		Running	Switch → T0	sleeping
-1	(crit sect: end)	Running		sleeping
-1	call sem_post()	Running		sleeping
0	increment sem	Running		sleeping
0	wake(T1)	Running		Ready
0	sem_post() returns	Running		Ready
0	Interrupt; Switch → T1	Ready		Running
0		Ready	sem_wait() retruns	Running
0		Ready	(crit sect)	Running
0		Ready	call sem_post()	Running
1		Ready	sem_post() returns	Running

Semaphore as Condition Variables

```

1   sem_t s;
2
3   void *
4   child(void *arg) {
5       printf("child\n");
6       sem_post(&s); // signal here: child is done
7       return NULL;
8   }
9
10  int
11  main(int argc, char *argv[]) {
12      sem_init(&s, 0, X); // what should X be?
13      printf("parent: begin\n");
14      pthread_t c;
15      pthread_create(c, NULL, child, NULL);
16      sem_wait(&s); // wait here for child
17      printf("parent: end\n");
18      return 0;
19  }

```

- X의 값은 0이 됨

Value	Parent	State	Child	State
0	Create(Child)	Running	(Child exists; is runnable)	Ready
0	call sem_wait()	Running		Ready
-1	decrement sem	Running		Ready
-1	(sem < 0) → sleep	sleeping		Ready
-1	Switch→Child	sleeping	child runs	Running
-1		sleeping	call sem_post()	Running
0		sleeping	increment sem	Running
0		Ready	wake(Parent)	Running
0		Ready	sem_post() returns	Running
0		Ready	Interrupt; Switch→Parent	Ready
0	sem_wait() retruns	Running		Ready

- 자식이 sem_post()를 호출하기 전에 부모가 sem_wait()를 호출하는 경우

Value	Parent	State	Child	State
0	Create(Child)	Running	(Child exists; is runnable)	Ready
0	Interrupt; switch→Child	Ready	child runs	Running
0		Ready	call sem_post()	Running
1		Ready	increment sem	Running
1		Ready	wake (nobody)	Running
1		Ready	sem_post() returns	Running
1	parent runs	Running	Interrupt; Switch→Parent	Ready
1	call sem_wait()	Running		Ready
0	decrement sem	Running		Ready
0	(sem<0) → awake	Running		Ready
0	sem_wait() retruns	Running		Ready

- 부모가 sem_wait()를 호출하기 전에 자식이 모든 실행을 끝마치는 경우

Producer/Consumer Problem

```

1  int buffer[MAX];
2  int fill = 0;
3  int use = 0;
4
5  void put(int value) {
6      buffer[fill] = value;      // line f1
7      fill = (fill + 1) % MAX; // line f2
8  }
9
10 int get() {
11     int tmp = buffer[use];    // line g1
12     use = (use + 1) % MAX;   // line g2
13     return tmp;
14 }
```

- Producer의 put : 데이터를 넣기 위해 버퍼가 empty될 때까지 기다림
- Consumer의 get : 데이터를 사용하기 위해 버퍼가 fill될 때까지 기다림
- Full과 Empty condition을 사용하는 방법

```

1   sem_t empty;
2   sem_t full;
3
4   void *producer(void *arg) {
5       int i;
6       for (i = 0; i < loops; i++) {
7           sem_wait(&empty);          // line P1
8           put(i);                  // line P2
9           sem_post(&full);         // line P3
10      }
11  }
12
13 void *consumer(void *arg) {
14     int i, tmp = 0;
15     while (tmp != -1) {
16         sem_wait(&full);        // line C1
17         tmp = get();           // line C2
18         sem_post(&empty);       // line C3
19         printf("%d\n", tmp);
20     }
21 }
22 int main(int argc, char *argv[]) {
23     // ...
24     sem_init(&empty, 0, MAX);    // MAX buffers are empty to begin with...
25     sem_init(&full, 0, 0);       // ... and 0 are full
26 }

```

- MAX값이 1보다 클 경우
 - producer가 다수일 경우, f1 line에서 경쟁조건 발생
 - 데이터가 덮어쓰기 됨
- Mutual Exclusion : 버퍼를 채우는 것 / 인덱스의 증가하는 부분이 Critical Section이여야 함
- Adding Mutual Exclusion(Incorrect)

```

1  sem_t empty;
2  sem_t full;
3  sem_t mutex;
4
5  void *producer(void *arg) {
6      int i;
7      for (i = 0; i < loops; i++) {
8          sem_wait(&mutex);           // line p0 (NEW LINE)
9          sem_wait(&empty);         // line p1
10         put(i);                 // line p2
11         sem_post(&full);        // line p3
12         sem_post(&mutex);       // line p4 (NEW LINE)
13     }
14 }
15
16 void *consumer(void *arg) {
17     int i;
18     for (i = 0; i < loops; i++) {
19         sem_wait(&mutex);       // line c0 (NEW LINE)
20         sem_wait(&full);        // line c1
21         int tmp = get();        // line c2
22         sem_post(&empty);       // line c3
23         sem_post(&mutex);       // line c4 (NEW LINE)
24         printf("%d\n", tmp);
25     }
26 }
```

- Consumer가 mutex를 획득
- Consumer가 sem_wait() 호출, Block되어서 CPU 양보(mutex는 계속 가지고 있음)
- Producer가 mutex를 가지고 오기 위해 대기 시작
- 서로 영원히 대기함 (**Deadlock**)
- Working Solution

```

1  sem_t empty;
2  sem_t full;
3  sem_t mutex;
4
5  void *producer(void *arg) {
6      int i;
7      for (i = 0; i < loops; i++) {
8          sem_wait(&empty);           // line p1
9          sem_wait(&mutex);         // line p1.5 (MOVED MUTEX HERE...)
10         put(i);                // line p2
11         sem_post(&mutex);       // line p2.5 (... AND HERE)
12         sem_post(&full);        // line p3
13     }
14 }
15
16 void *consumer(void *arg) {
17     int i;
18     for (i = 0; i < loops; i++) {
19         sem_wait(&full);        // line c1
20         sem_wait(&mutex);       // line c1.5 (MOVED MUTEX HERE...)
21         int tmp = get();        // line c2
22         sem_post(&mutex);      // line c2.5 (... AND HERE)
23         sem_post(&empty);       // line c3
24         printf("%d\n", tmp);
25     }
26 }
27
28 int main(int argc, char *argv[]) {
29     // ...
30     sem_init(&empty, 0, MAX); // MAX buffers are empty to begin with ...
31     sem_init(&full, 0, 0);   // ... and 0 are full
32     sem_init(&mutex, 0, 1);  // mutex=1 because it is a lock
33     // ...
34 }

```

- sem_wait의 위치를 살짝씩 조정해준 형태

Reader-Writer Locks

- Insert
 - List의 상태를 바꿈
 - 전통적인 Critical Section
- Lookup
 - 자료구조를 읽어옴
 - 진행하고 있는 Insert작업이 없음을 확인해야 함
 - 여러개의 Lookup 작업을 Concurrent하게 실행
- 하나의 Writer만 Lock을 얻을 수 있음
- Reader가 Lock을 얻으면
 - 다른 Reader들도 Lock을 얻을 수 있음
 - Writer는 모든 Reader들이 끝낼때까지 기다려야 함

```

1  typedef struct _rwlock_t {
2      sem_t lock;          // binary semaphore (basic lock)
3      sem_t writelock;    // used to allow ONE writer or MANY readers
4      int readers;        // count of readers reading in critical section
5  } rwlock_t;
6
7  void rwlock_init(rwlock_t *rw) {
8      rw->readers = 0;
9      sem_init(&rw->lock, 0, 1);
10     sem_init(&rw->writelock, 0, 1);
11 }
12
13 void rwlock_acquire_readlock(rwlock_t *rw) {
14     sem_wait(&rw->lock);
15     ...

```

```

15     rw->readers++;
16     if (rw->readers == 1)
17         sem_wait(&rw->writelock); // first reader acquires writelock
18     sem_post(&rw->lock);
19 }
20
21 void rwlock_release_readlock(rwlock_t *rw) {
22     sem_wait(&rw->lock);
23     rw->readers--;
24     if (rw->readers == 0)
25         sem_post(&rw->writelock); // last reader releases writelock
26     sem_post(&rw->lock);
27 }
28
29 void rwlock_acquire_writelock(rwlock_t *rw) {
30     sem_wait(&rw->writelock);
31 }
32
33 void rwlock_release_writelock(rwlock_t *rw) {
34     sem_post(&rw->writelock);
35 }

```

- Fairness 문제 존재
 - reader가 writer를 starve시킬 가능성이 높음
 - writer가 대기중일때 다른 새로운 reader들이 못들어오게 해야함

Basic Solution(Using Condition Variable)

- 여기서 시험문제 하나 나옴
- Writer가 없을 때 Reader가 데이터베이스에 접근 가능
- Writer는 Reader/Writer가 없을 때 데이터베이스에 접근 가능
- 한번에 하나의 스레드만 상태 변수를 조종할 수 있음

기본구조

- Reader()
 - Writer가 없을때까지 기다리고
 - 데이터베이스에 접근한뒤

- Check Out하면서 기다리고 있는 Writer를 깨움
- Writer()
 - Active Reader/Writer가 없을때까지 기다리고
 - 데이터베이스에 접근한뒤
 - Check Out하면서 기다리고 있는 Readers/Writer를 깨움
- State Variables
 - AR : Active Reader의 수 / 초기값 0
 - WR : Waiting Reader의 수 / 초기값 0
 - AW : Active Writer의 수 / 초기값 0
 - WW : Waiting Writer의 수 / 초기값 0
 - 상태 okToRead = NIL
 - 상태 okToWrite = NIL

```

Reader() {
    // First check self into system
    lock.Acquire();

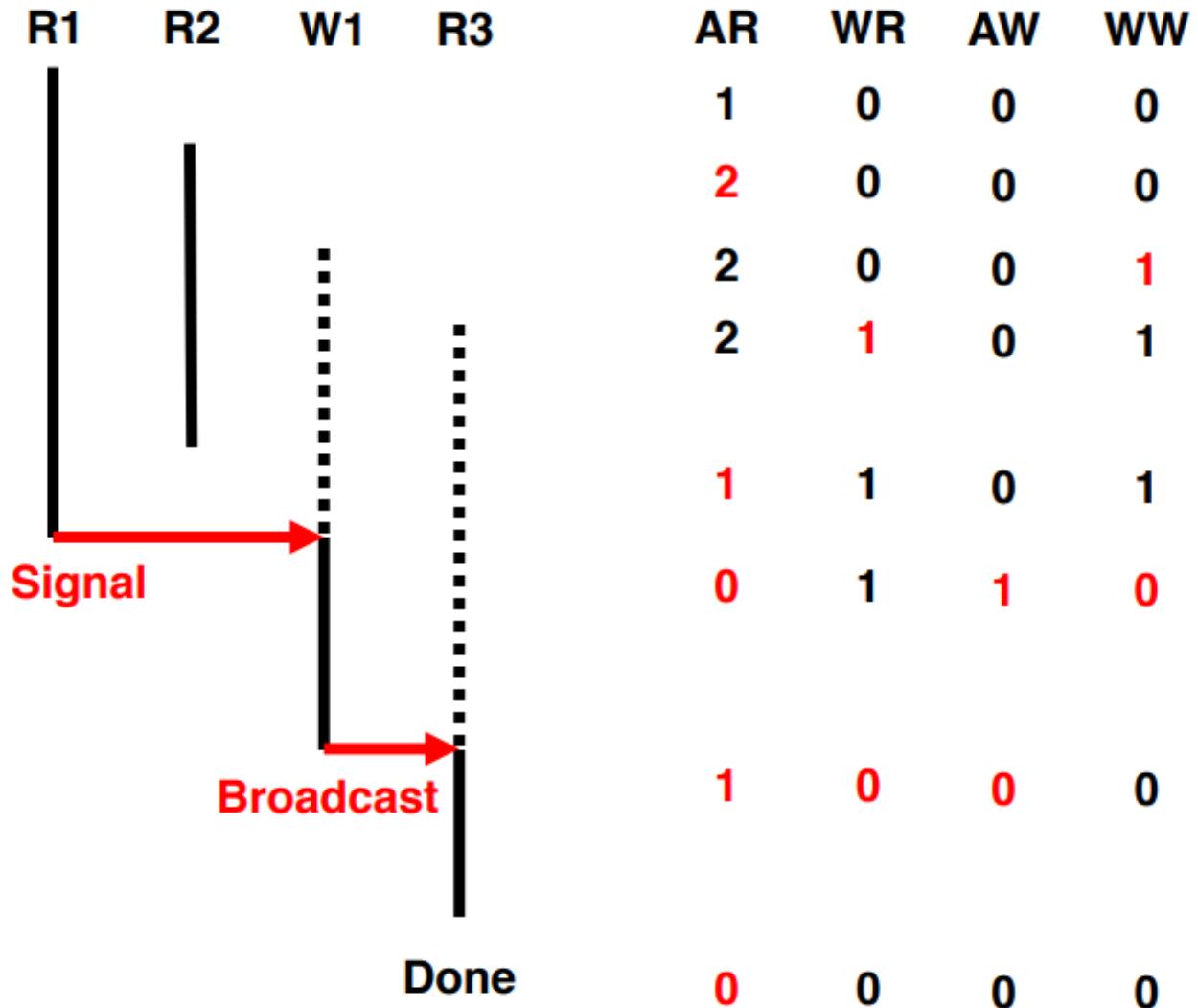
    while ((AW + WW) > 0) { // Is it safe to read?
        WR++; // No. Writers exist
        okToRead.wait(&lock); // Sleep on cond var
        WR--; // No longer waiting
    }
    Why release lock here? // Now we are active!
    AR++;
    lock.release(); // Perform actual read-only access
    AccessDatabase(ReadOnly);

    // Now, check out of system
    lock.Acquire();
    AR--; // No longer active
    if (AR == 0 && WW > 0) // No other active readers
        okToWrite.signal(); // Wake up one writer
    lock.Release();
}

```

```
Writer() {
    // First check self into system
    lock.Acquire();
    while ((AW + AR) > 0) { // Is it safe to write?
        WW++; // No. Active users exist
        okToWrite.wait(&lock); // Sleep on cond var
        WW--; // No longer waiting
    }
    AW++; // Now we are active!
    lock.release();
    // Perform actual read/write access
    AccessDatabase(ReadWrite);
    // Now, check out of system
    lock.Acquire();
    AW--; // No longer active
    if (WW > 0){ // Give priority to writers
        okToWrite.signal(); // Wake up one writer
    } else if (WR > 0) { // Otherwise, wake reader
        okToRead.broadcast(); // Wake all readers
    }
    lock.Release();
}
```

- R1, R2, W1, R3 순으로 온다고 가정



The Dining Philosophers

- 5명의 철학자가 테이블을 둘러싸고 있다고 가정
 - 2명의 철학자 사이에는 하나의 포크가 존재(총 5개)
 - 각 철학자는 생각할때(포크 필요없음), 먹을때(포크 2개 필요)가 있음
 - 이 포크를 위한 투쟁
- Key Challenge
 - Deadlock은 없어야 함
 - 어떤 철학자도 Starve하는 일은 없어야 함
 - Concurrency가 높다

```
while (1) {
    think();
    getforks();
    eat();
    putforks();
}
```

Basic loop of each philosopher

```
// helper functions
int left(int p) { return p; }

int right(int p) {
    return (p + 1) % 5;
}
```

Helper functions (Downey's solutions)

- 왼쪽의 포크를 요청할 때 left, 오른쪽은 right 호출

```

1 void getforks() {
2     sem_wait(forks[left(p)]);
3     sem_wait(forks[right(p)]);
4 }
5
6 void putforks() {
7     sem_post(forks[left(p)]);
8     sem_post(forks[right(p)]);
9 }

```

The **getforks()** and **putforks()** Routines (Broken Solution)

- 포크 하나별로 Semaphore 하나가 필요함
 - 데드락 발생
 - 모든 철학자가 자신의 왼쪽의 포크를 집었을 경우, 모두 영원히 데드락
 - 포크를 얻는 방법을 바꿔야 함
 - 4번째 철학자는 포크를 얻는 방법을 다르게 바꿈(오른쪽 먼저)
 - 데드락 발생 가능성이 없어짐

```

1 void getforks() {
2     if (p == 4) {
3         sem_wait(forks[right(p)]);
4         sem_wait(forks[left(p)]);
5     } else {
6         sem_wait(forks[left(p)]);
7         sem_wait(forks[right(p)]);
8     }
9 }

```

How to Implement Semaphores

- Zemaphore 라는 걸 만듬

```

1  typedef struct __Zem_t {
2      int value;
3      pthread_cond_t cond;
4      pthread_mutex_t lock;
5  } Zem_t;
6
7  // only one thread can call this
8  void Zem_init(Zem_t *s, int value) {
9      s->value = value;
10     Cond_init(&s->cond);
11     Mutex_init(&s->lock);
12 }
13
14 void Zem_wait(Zem_t *s) {
15     Mutex_lock(&s->lock);
16     while (s->value <= 0)
17     Cond_wait(&s->cond, &s->lock);
18     s->value--;
19     Mutex_unlock(&s->lock);
20 }
21 ...

```

```

22 void Zem_post(Zem_t *s) {
23     Mutex_lock(&s->lock);
24     s->value++;
25     Cond_signal(&s->cond);
26     Mutex_unlock(&s->lock);
27 }

```

- 값이 0보다 작아질 수 없음
- 구현하기 쉽고, 현재의 리눅스 구현과 일치

Semaphore에서 Monitor를 만들수 있을까?

- 보기에는 쉬움 : Mutex 사용하기

```

Wait()    { semaphore.P(); }
Signal() { semaphore.V(); }

```

- Wait가 Lock을 가진채로 Sleep에 들어갈 가능성이 있음

```

Wait(Lock *lock) {
    lock->Release();
    semaphore.P();
    lock->Acquire();
}
Signal() { semaphore.V(); }

```

- 상태변수는 History가 없고, Semaphore는 있다
- 스레드 하나가 Signal하고, 아무도 안기다리고 있으면?
- 슬라이드 참조 너무 어려움 예;
- 결론
 - 모니터는 프로그램의 로직을 뜻함
 - 필요하면 Wait
 - 뭔가 바꾸면 Signal, 다른 스레드가 일하도록
 - Monitor-Based 프로그램의 기본 구조

```

lock
while (need to wait) {
    condvar.wait();
}
unlock

```

} Check and/or update
 state variables
 Wait if necessary

do something so no need to wait

lock

condvar.signal();

unlock

} Check and/or update
 state variables

- Lock + 하나 이상의 Condition Variables
 - 공유 데이터에 접근할 때 lock을 꼭 획득하고
 - Critical Section 안에서 대기해야 할 때 Condition Variable 사용
 - Wait(), Signal(), Broadcast()
- 임시노트
- P. 33 Reader() { lock.Acquire();

```

while(AW + WW) > 0 ==> 누가 쓰고 있다는 것임
WR++;
okToRead.wait(&lock); // sleep on cond var
WR--;

```

....

```
AR--; // No longer active if (AR == 0 && WW > 0) // AR이 0이라는 것은 마지막 리더라는 뜻 okToWrite.signal(); //  
Wake up one writer lock.Release();
```

P. 36

lock.Acquire(); ==> 크리티컬 섹션

R1, R2 모두 읽음 W1 도착 ==> Active Reader가 두명이나 존재하기 때문에 대기 R3 도착 ==> W1때문에 대기 R2가 끝남 ==> 마지막 리더가 아니기 때문에 그냥 통과 R1이 끝남 ==> 마지막 리더임, W1이 있기 때문에 신호를 보내서 깨움 W1 신호를 받아 깨어남 ==> W1이 ACTIVE해짐, W1이 진행 W1이 끝남 ==> Writer가 있으면 writer를 깨우는데 reader밖에 없음 대기중인 reader를 모두 깨움 R3 실행 R3 끝남

만약 마지막 리더인지 확인도 안하고 그냥 깨운다면? Writer가 okToWrit.wait에서 깼다가 다시 잠듬

마지막 리더가 여러 writer를 다 깨운다면? Lock.acquire();에서 서로 경쟁, 하나만 통과 (lock.release();) 어차피 또 writer가 okToWrit.wait에서 걸러짐

마지막 리더가 Reader를 깨운다면? While (AW+WW)에서 걸러짐 ==> writer와 reader가 모두 잠들게 되는 상황

모니터 = 락 1개와 컨디션 변수 여러개를 써서 기다리는 상황을 연출하면 됨

P. 80

세마포어로 컨디션 조건을 만들어보자 Wait() 함수(잠들게) Signal() 함수(깨움)

잠들때 락을 풀어줘야함 깨어났을때 락을 가지고 있어야 함

P. 82

Common Concurrency Problems

- 실제 상황에서 발생하는 Concurrency Problem에 주목

Application	What it does	Non-Deadlock	Deadlock
MySQL	Database Server	14	9
Apache	Web Server	13	4
Mozilla	Web Browser	41	16
Open Office	Office Suite	6	2
Total		74	31

Non-Deadlock Bugs

- 대부분의 Concurrency Bug를 차지함

Atomicity Violation

- 다양한 메모리 접근 요청으로부터 요구되는 Serializable가 위반됨

```
1  Thread1::  
2      if (thd->proc_info) {  
3          ...  
4          fputs(thd->proc_info , ...);  
5          ...  
6      }  
7  
8  Thread2::  
9      thd->proc_info = NULL;
```

- 두개의 스레드가 동시에 thd->proc_info에 접근
- 해결법 : 해당 부분에 Lock을 더한다

Order Violation

- 메모리 접근의 순서가 요구한대로 안되고, 뒤바뀜

```
1  Thread1::  
2      void init() {  
3          mThread = PR_CreateThread(mMain, ...);  
4      }  
5  
6  Thread2::  
7      void mMain(...) {  
8          mState = mThread->State  
9      }
```

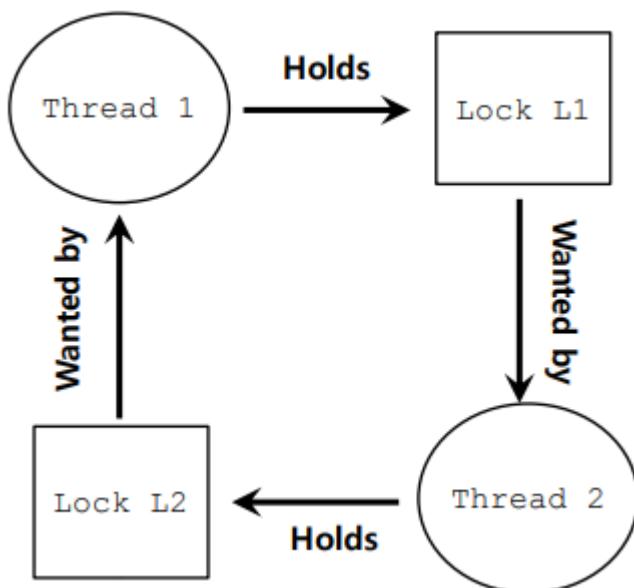
- Thread2에서 실행되는 문장은 초기화 된 후 실행 돼야함
- 해결법 : Condition Variable을 사용해서 Ordering을 강제함

```

1  pthread_mutex_t mtLock = PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER;
2  pthread_cond_t mtCond = PTHREAD_COND_INITIALIZER;
3  int mtInit = 0;
4
5  Thread 1::
6  void init(){
7      ...
8      mThread = PR_CreateThread(mMain,...);
9
10     // signal that the thread has been created.
11     pthread_mutex_lock(&mtLock);
12     mtInit = 1;
13     pthread_cond_signal(&mtCond);
14     pthread_mutex_unlock(&mtLock);
15     ...
16 }
17
18 Thread2::
19 void mMain(...){
20     // wait for the thread to be initialized ...
21     pthread_mutex_lock(&mtLock);
22     while(mtInit == 0)
23         pthread_cond_wait(&mtCond, &mtLock);
24     pthread_mutex_unlock(&mtLock);
25
26     mState = mThread->State;
27     ...
28 }
29

```

Deadlock Bugs



- 사이클의 존재
 - Thread1이 L1을 가지고 있고, Thread2는 L2를 가지고 있고, 서로 기다리는 상황
- 발생하는 이유

- 큰 코드 베이스의 경우, Component들 사이에 복잡한 의존성이 존재
- Encapsulation의 특성 때문
 - 모듈화를 위해 구체적인 구현을 숨기려함
 - locking과는 잘 맞지 않음
- 예시) 자바 벡터 클래스

```

1   Vector v1,v2;
2   v1.AddAll(v2);

```

- v1, v2를 위한 lock이 각각 필요함
- 다른 스레드가 v2.AddAll(v1)을 거의 동시에 실행하게 되면, Deadlock 발생
- Deadlock의 발생조건

Condition	Description
Mutual Exclusion	Threads claim exclusive control of resources that they require.
Hold-and-wait	Threads hold resources allocated to them while waiting for additional resources
No preemption	Resources cannot be forcibly removed from threads that are holding them.
Circular wait	There exists a circular chain of threads such that each thread holds one more resources that are being requested by the next thread in the chain

- 위 4가지 조건중 하나라도 만족이 안되면, 데드락은 발생할 수 없음

Circular Wait

- Lock의 획득에 Total Ordering을 제공
 - Global Locking Strategy에 조심스러운 디자인이 필요함
- 예시
 - 시스템에 락이 2개 (L1, L2) 있음
 - L2를 얻기 전 항상 L1을 얻게 함으로써 데드락 예방 가능

Hold-and-Wait

```

1   lock(prevention);
2   lock(L1);
3   lock(L2);
4   ...
5   unlock(prevention);

```

- 모든 락을 한번에 획득하게 함(Atomically)
 - Lock을 획득할 때 스레드 스위치가 없게 해야 함
- 문제점
 - 어떤 락이 필요한지 확인하고, 미리 획득해놔야 함

- Concurrency 하락

No Preemption

- 여러개의 Lock을 한번에 얻으려할때 문제점이 하나의 Lock을 기다릴 때 다른걸 들고있기 때문
- trylock()
 - deadlock-free, ordering-robust lock acquisition protocol을 만들기 위해 사용
 - 가용하면 락을 가져옴
 - 아니면 -1 리턴 (나중에 다시 해야함)

```

1   top:
2       lock(L1);
3       if( tryLock(L2) == -1 ) {
4           unlock(L1);
5           goto top;
6       }

```

- livelock
 - 계속해서 특정 코드를 일정하게 시도하지만 성과가없는 경우(반복)
 - 해결법 : loop back하기전에 랜덤시간 딜레이를 추가함

Mutual Exclusion

- Wait-Free
 - 강력한 하드웨어 명령을 사용
 - 명백한 Locking이 필요없는 자료구조를 만듬

```

1   int CompareAndSwap(int *address, int expected, int new) {
2       if(*address == expected) {
3           *address = new;
4           return 1; // success
5       }
6       return 0;
7   }

```

- 특정값을 일정량만큼 Atomic하게 증가시키고 싶을 때

```

1   void AtomicIncrement(int *value, int amount) {
2       do{
3           int old = *value;
4       }while( CompareAndSwap(value, old, old+amount)==0 );
5   }

```

- 획득하는 Lock이 없고
- 데드락 가능성도 없음
- livelock은 발생가능
- 더 복잡한 예시(리스트 삽입)

```

1 void insert(int value){
2     node_t * n = malloc(sizeof(node_t));
3     assert( n != NULL );
4     n->value = value ;
5     n->next = head;
6     head = n;
7 }

```

- 여러 스레드가 동시에 호출할 시, 경쟁 조건 발생
- 해결법

■ Lock Acquire/Release로 감싸기

```

1 void insert(int value){
2     node_t * n = malloc(sizeof(node_t));
3     assert( n != NULL );
4     n->value = value ;
5     lock(listlock); // begin critical section
6     n->next = head;
7     head = n;
8     unlock(listlock) ; //end critical section
9 }

```

■ Wait-Free 방법(Compare-and-Swap)

```

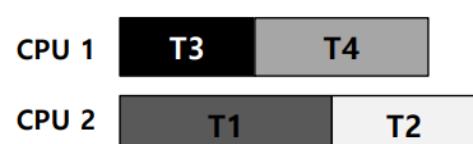
1 void insert(int value) {
2     node_t *n = malloc(sizeof(node_t));
3     assert(n != NULL);
4     n->value = value;
5     do {
6         n->next = head;
7     } while (!CompareAndSwap(&head, n->next, n));
8 }

```

Deadlock Avoidance via Scheduling

- Global Knowledge가 필요함
 - 각 스레드가 실행될 때 필요로 할 lock들
 - 스레드를 데드락 발생 가능성이 없는 순서로 실행시킴
- 2개의 프로세서 / 4개의 스레드가 있다고 가정

	T1	T2	T3	T4
L1	yes	yes	no	no
L2	yes	yes	yes	no



- 똑똑한 스케줄러는 T1/T2가 동시에 실행되지 않는다면 데드락 발생하지 않는다는 걸 암

	T1	T2	T3	T4
L1	yes	yes	yes	no
L2	yes	yes	yes	no



- 비슷한 상황, T3도 동시에 실행되면 안되기 때문에 전체 실행 시간이 늘어남

Banker's Algorithm

	Has	Max
A	0	6
B	0	5
C	0	4
D	0	7
Free: 10		
Safe		

	Has	Max
A	1	6
B	1	5
C	2	4
D	4	7
Free: 2		
Safe		

	Has	Max
A	1	6
B	2	5
C	2	4
D	4	7
Free: 1		
Unsafe!		

- ABCD를 다 도와주자
- Safe : 망하기 전
- Unsafe : 다 망함
- 안전상태를 유지할 수 있는 요구만을 수락하고, 불안전 상태를 초래할 요구는 나중에 만족될 수 있을때까지 계속 거절

Detect and Recover

- 데드락이 가끔은 발생하도록 허용하고, 발생할 시 특정 행동 수행
 - 예시) 운영체제가 멈추면, 재부팅
- 다수의 데이터베이스 시스템이 이 방식 채용
 - Deadlock Detector가 주기적으로 실행
 - Resource Graph를 만들어 사이클이 생기는지 확인
 - 데드락 발생시 시스템 재시작