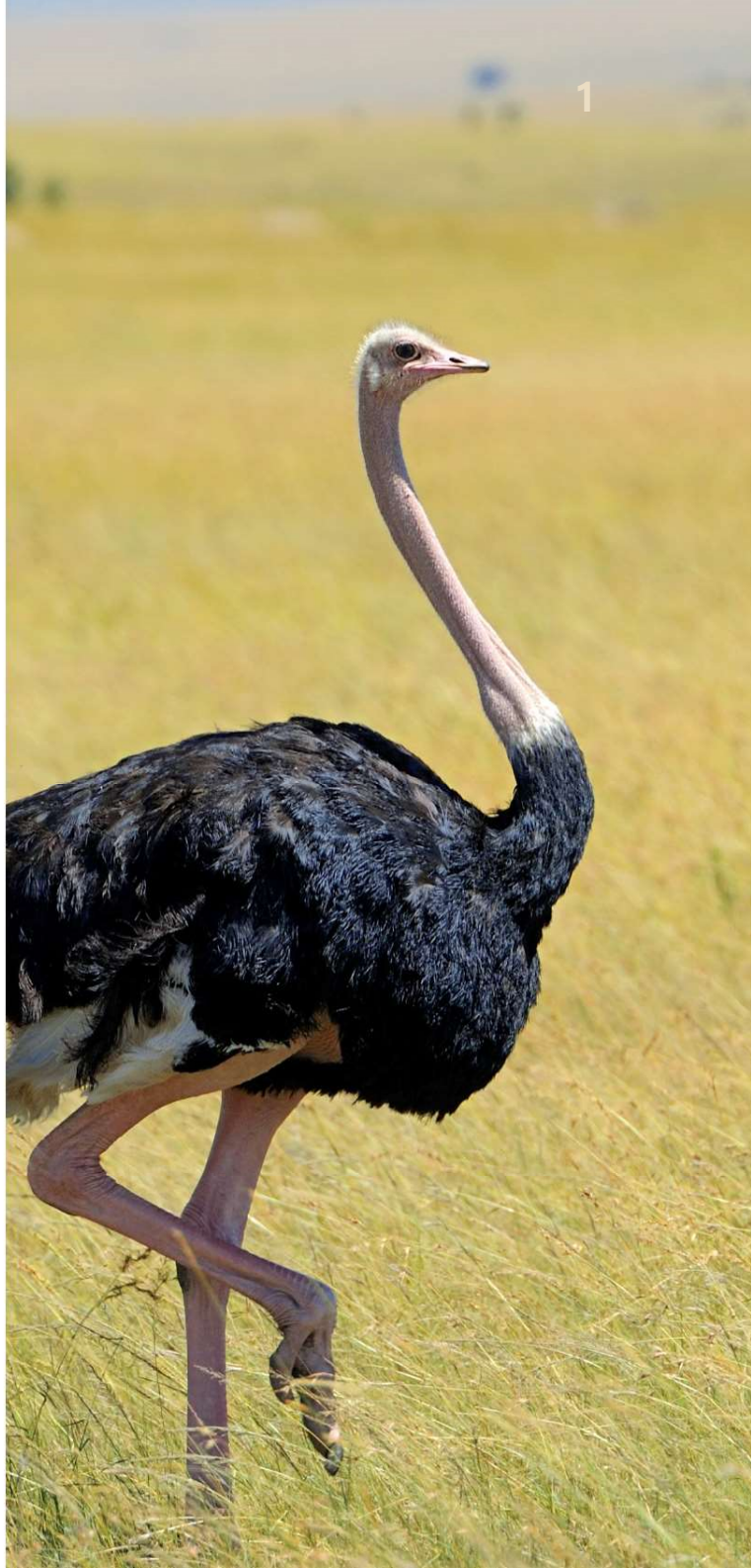
Chapter

07

교착상태



강의 목표

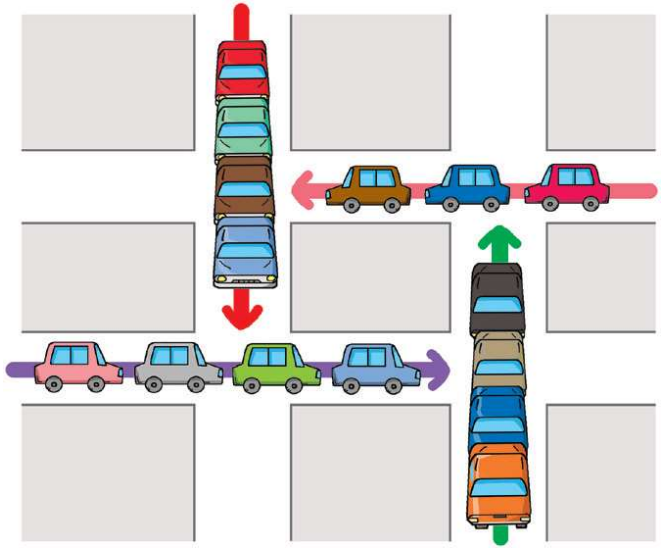
1. 식사하는 철학자 문제를 통해 처음으로 제기된 교착상태의 개념을 이해한다.
2. 컴퓨터 시스템에서의 교착상태 정의와 교착상태를 판단할 수 있는 자원 할당 그래프를 이해한다.
3. 교착상태가 유발 가능한 코프만의 4가지 조건을 이해한다.
4. 교착상태의 해결 방법을 이해한다.
   - 교착상태 예방, 회피, 감지 및 복구, 무시

3

1. 교착상태 문제 제기

실생활에서 발생하는 교착상태(Deadlock) 사례

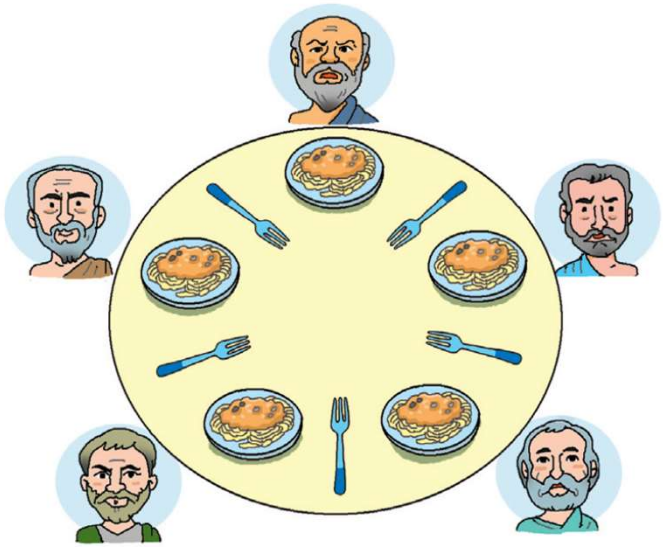
한 사람이 밥을 먹기 위해서는 숟가락,
젓가락이 모두 필요한 상황.
A는 숟가락을 들고, B는 젓가락을 들고,
A는 젓가락을 사용할 수 있을 때까지 대기,
B는 숟가락을 사용할 수 있을 때까지 대기,
무한 대기 발생



자동차들이 한 길을 점유하고
다른 길을 막고 있는 경우

교착상태 : 자원을 소유한 채, 모두 상대방이 소유한 자원을 기다리면서 무한 대기

식사하는 철학자 문제 (Dining Philosophers Problem)



1965 년 Edsger Dijkstra에 의해 처음으로 문제화
병렬처리(concurrent programming)에서의 동기화 이슈와 해결 방법을 설명하고자 낸 학생 시험 문제(네델란드의 Eindhoven University of Technology)

- 5명의 철학자가 원탁에서 식사. 식사 시간은 서로 다를 수 있음
- 자리마다 스파게티 1개와 양 옆에 포크 있음
- 각 철학자는 옆의 철학자에게 말할 수 없음
- 식사를 하기 위해서는 양 옆의 포크가 동시에 들려 있어야 함
- 왼쪽 포크를 먼저 들고, 다음 오른쪽 포크를 드는 순서
- 포크가 사용 중이면 대기

식사하는 데 어떠 문제가 있을까?

식사하는 철학자 문제

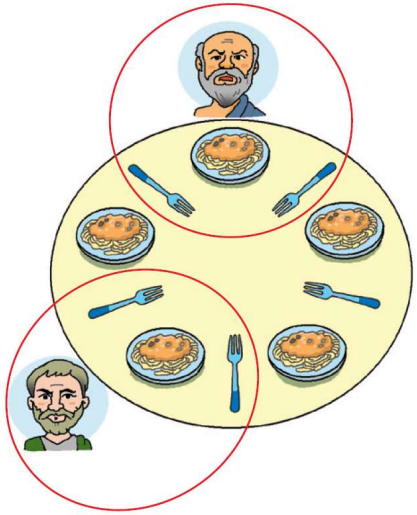
Communicating Sequential Processes
C. A. R. Hoare
1985년 Prentice Hall 출판사에서 출간
- Dijkstra의 문제를 공식화한 내용 포함

고대에 부유한 박애주의자가 저명한 다섯 명의 철학자를 위해 대학을 기증하였습니다. 각 철학자는 자신의 전문적인 사고 활동을 할 수 있는 방과 공동으로 식사를 할 수 있는 식당이 제공되었습니다.
이 식당에는 5 개의 의자로 둘러싸인 원형 테이블이 구비되어 있고, 테이블에는 앉을 철학자의 이름이 붙어 있습니다. 철학자의 이름은 PHIL0, PHIL1, PHIL2, PHIL3, PHIL4였으며, 테이블을 따라 반 시계 방향으로 배치되었습니다. 각 철학자의 왼쪽에는 황금 포크가, 중앙에는 한 개의 그릇에 스파게티가 놓여 있습니다. 스파게티는 끊임없이 보충됩니다.
철학자는 대부분의 시간을 사고로 보내지만, 배고플 때는 식당에 가서 자기 의자에 앉아, 자신의 왼쪽에 있는 포크를 들어 스파게티 속에 넣습니다. 그러나 스파게티를 입으로 가져가기 위해서는 두 번째 포크가 반드시 필요하므로, 철학자는 그의 오른쪽에 있는 포크도 가져야만 합니다. 먹기가 끝나면 두 포크를 내려 놓고 의자에서 일어나 계속 생각을 할 것입니다.
물론 하나의 포크는 한 번에 오직 한 철학자 만 사용할 수 있습니다. 다른 철학자가 포크를 사용하려면 포크가 사용가능하게 될 때까지 기다려야합니다. (저자의 번역)

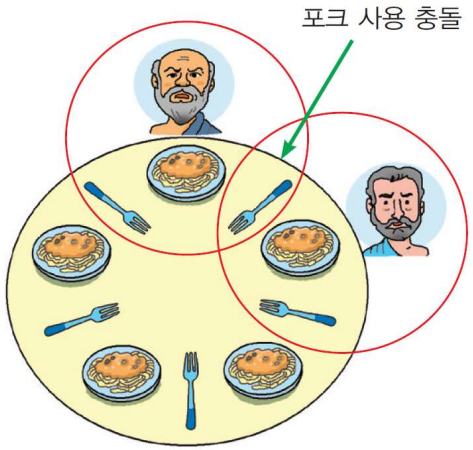
철학자들이 식사하는 동안 언제 어떤 문제가 생길까요?

갑자기 모든 철학자들이 동시에 자리에 앉아 식사를 하려고 할 때 문제가 생깁니다.

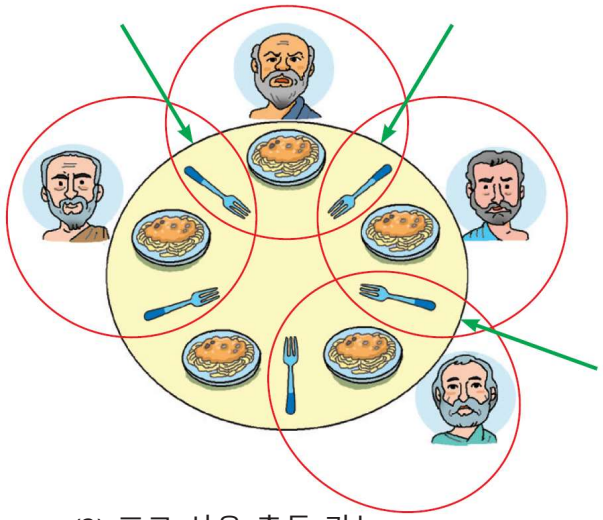
철학자가 식사하는 모든 경우 분석



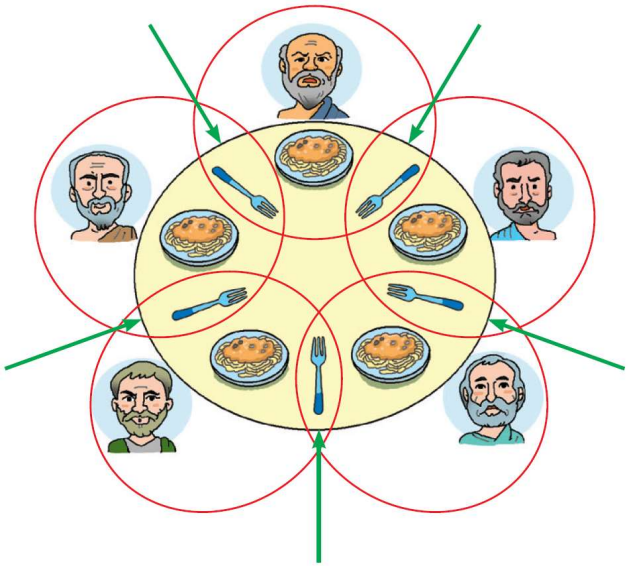
(1) 문제 없이 식사



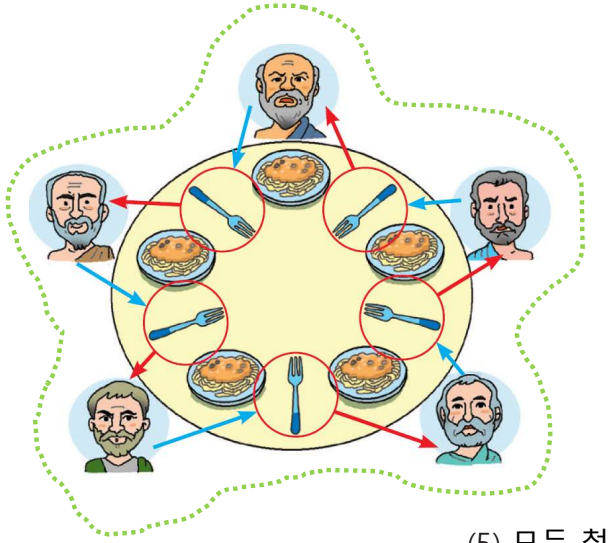
(2) 포크 사용 충돌 가능
둘 중 하나가 잠깐 대기

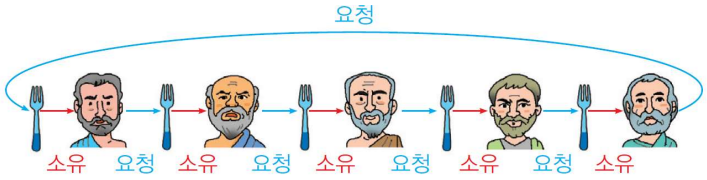


(3) 포크 사용 충돌 가능.
누군가 잠깐 대기. 무한 대기는 발생하지 않음



(4) 포크 사용 충돌 가능. 포크를 잡는 순간이 약간 다른 경우 여러 철학자가 잠깐씩 대기하면서 식사 가능

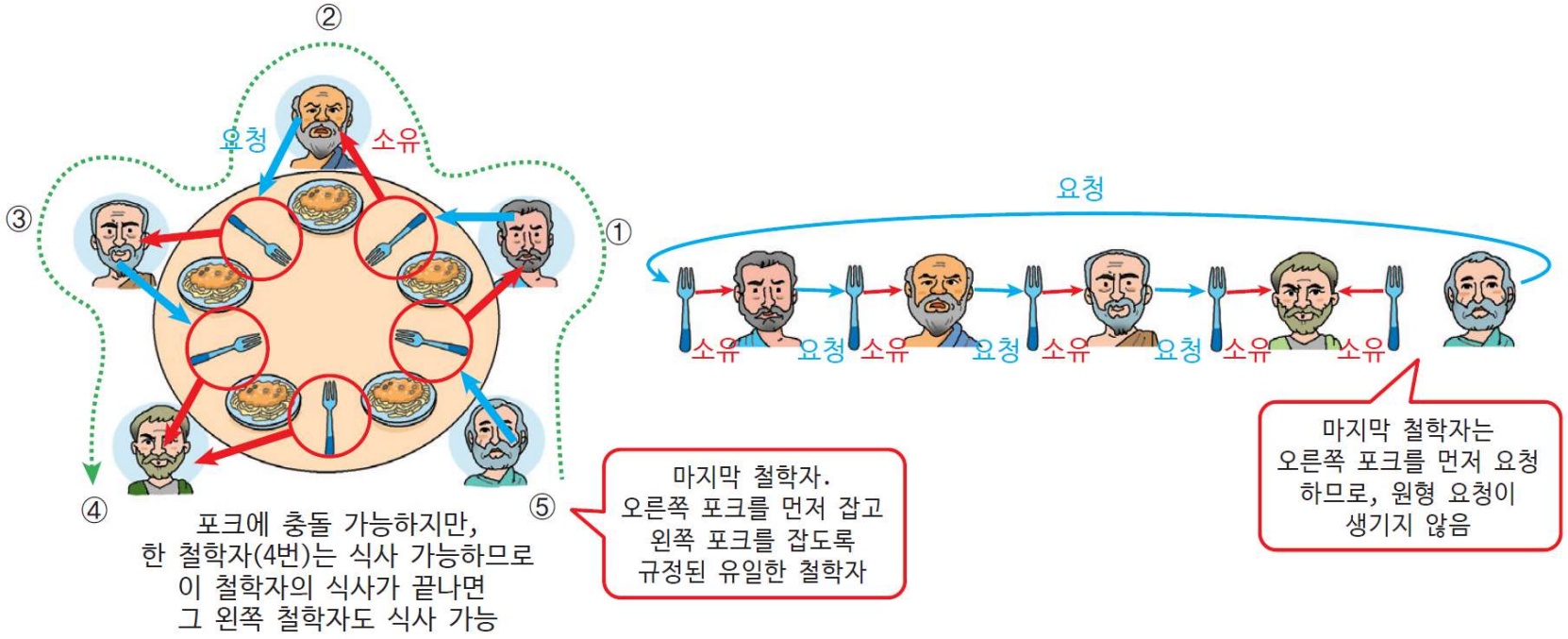




(5) 모든 철학자가 동시에 왼쪽 포크를 든 경우 오른쪽 포크를 들려고 할 때 모든 철학자의 무한 대기 발생

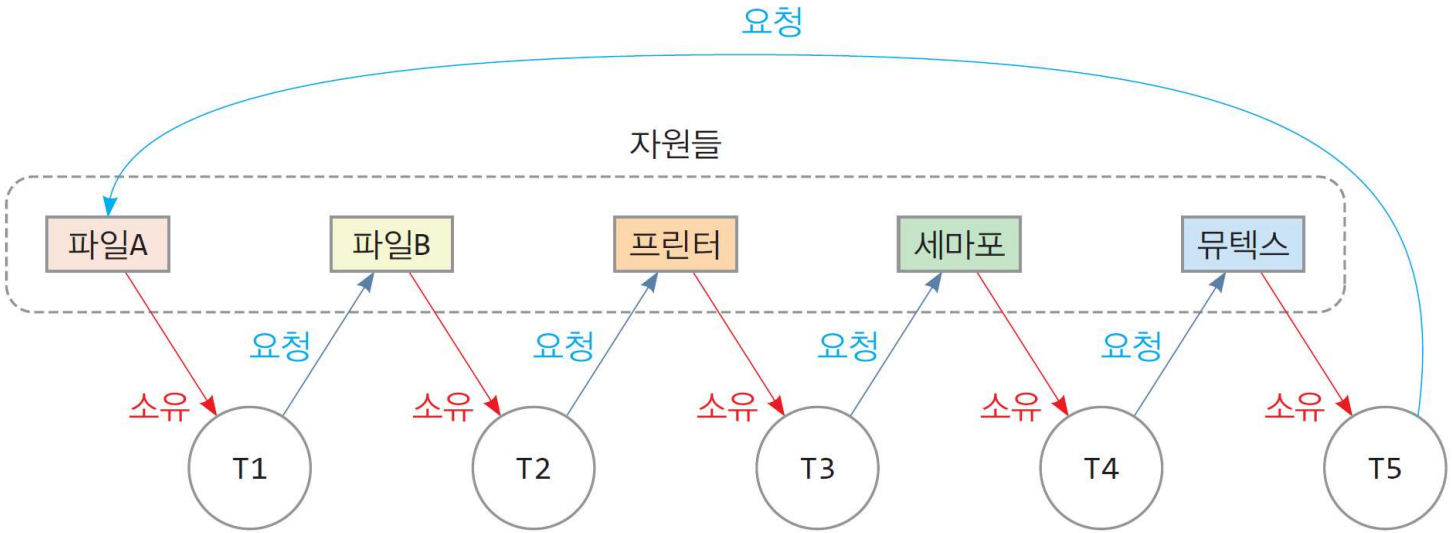
철학자들의 교착상태 원인과 해결

- 교착상태 원인 – 환형 요청/대기(circular wait)
  - 5명 모두 왼쪽 포크를 가지고 오른쪽 포크를 요청하는 환형 고리
  - 환형 고리는 스스로 인식이나 해체 불가
- 교착상태 해결 – '환형 대기'가 생기지 않도록
  - 마지막 철학자(5번)만 오른쪽 포크를 먼저 잡고 왼쪽을 잡도록 규칙 수정 -> 이 규칙을 어떻게 알고리즘으로 만들 수 있을까?



식사하는 철학자와 컴퓨터 시스템

- 식사하는 철학자 문제는 교착 상태 문제를 비유
  - 교착상태는 다중프로그래밍 시스템 초기에 노출된 문제점
  - 철학자 : 프로세스
  - 포크 : 자원
  - 스파게티 : 프로세스가 처리할 작업



P1~P5의 5개의 프로세스들 사이에서 발생한 교착상태 모습

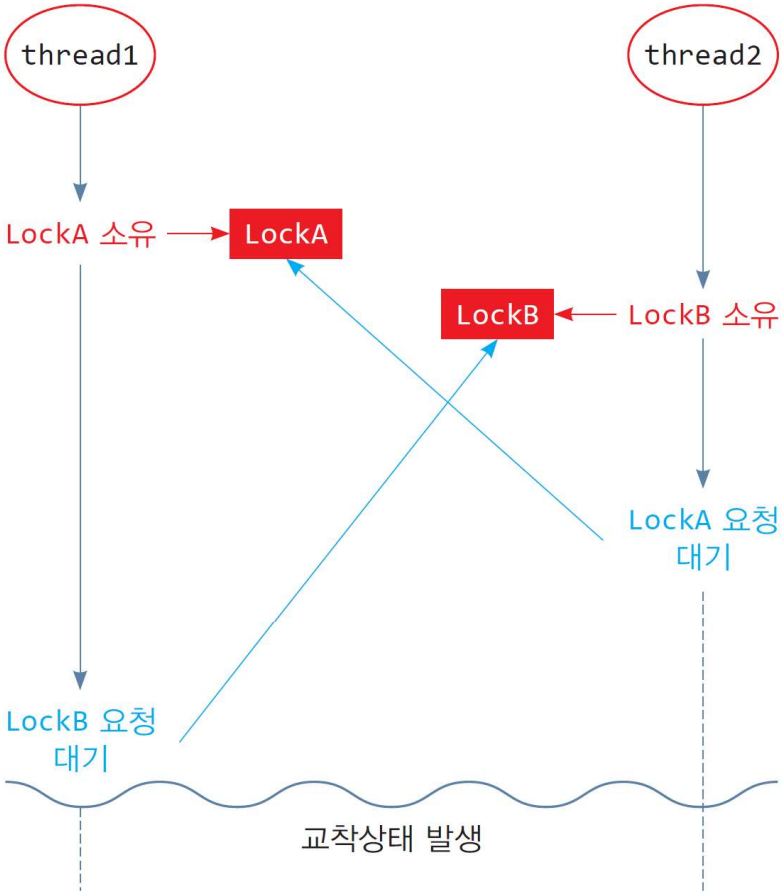
2. 교착상태

컴퓨터 시스템에서의 교착상태 정의

- 교착상태(deadlock)
  - 자원을 소유한 스레드들 사이에서, 각 스레드는 다른 스레드가 소유한 자원을 요청하여 무한정 대기하고 있는 현상
    - deadly embrace : 죽음의 포옹, 풀지 못하는 포옹
    - 교착상태 문제는 1965년 Dijkstra의 banker's algorithm research에서 처음 제기
- 교착상태 발생 위치
  - 사용자가 작성한 멀티스레드 응용프로그램에서 주로 발생
    - 정교하지 못한 코딩에서 비롯
  - 커널 내에서도 발생
    - 거의 발생하지 않음, 매우 정교하게 작성되기 때문
  - 교착상태를 막도록 운영하는 컴퓨터 시스템은 거의 없는 실상
    - 막는데 많은 시간과 공간의 비용이 들기 때문? 그러면 어떻게 해결?
    - 교착상태가 발생하도록 두고, 교착상태가 발생한 것 같으면, 시스템 재시작, 혹은 의심스러운 몇몇 프로그램 종료

전형적인 멀티스레드 교착 상태 사례

- 교착상태의 전형적인 발생 상황
  - 2개의 스레드가 각각 락 **소유,** 상대가 가진 락 요청하고 **기다릴 때**
    - 단일 CPU/다중 CPU 모두에서 발생, T1과 T2가 서로 다른 CPU에서 실행될 때도 발생
  - 락과 자원에 대한 경쟁이 있는 한 교착상태는 언제든 발생 가능




```
void* thread1(void *a)
{
    . . .
    pthread_mutex_lock(&LockA);
    . . .
    pthread_mutex_lock(&LockB);
    . . .
    pthread_mutex_unlock(&LockB);
    . . .
    pthread_mutex_unlock(&LockA);
}

void* thread2(void *a)
{
    . . .
    pthread_mutex_lock(&LockB);
    . . .
    pthread_,mutex_lock(&LockA);
    . . .
    pthread_mutex_unlock(&LockA);
    . . .
    pthread_mutex_unlock(&LockB);
}
```

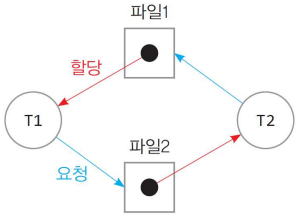
교착상태 발생 가능

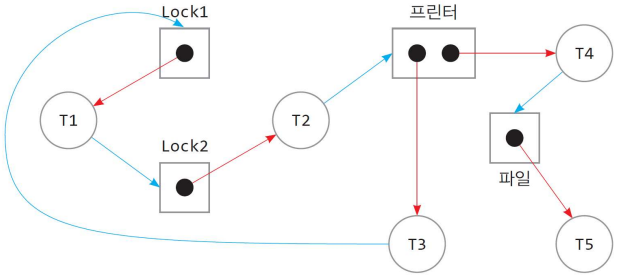
교착상태 발생 가능

교착상태를 유발시킬 수 있는 컴퓨터 시스템의 잠재적 요인

1. 자원
   - 교착상태의 발생 원인
     - 교착상태는 멀티스레드가 자원을 동시에 사용하려는 충돌이 요인
   - 컴퓨터 시스템에는 많은 자원 존재
     - 소프트웨어 자원 – 뮤텍스, 스핀락, 세마포, 파일, 데이터베이스, 파일 락
     - 하드웨어 자원 – 프린터, 메모리, 프로세서 등
2. 자원과 스레드
   - 한 스레드가 여러 자원을 동시에 필요로 하는 상황이 요인
3. 자원과 운영체제
   - 한 번에 하나씩 자원을 할당하는 운영체제 정책이 요인
     - 만일 스레드가 필요한 자원을 한 번에 모두 요청하도록 한다면? 교착상태가 발생하지 않게 할 수 있다.
4. 자원 비선점
   - 할당된 자원은 스레드가 자발적으로 내놓기 전에 강제로 뺐지 못하는 정책이 요인
     - 운영체제는 스레드가 가진 자원을 강제로 뺏지 못함
     - 만일 강제로 빼앗을 수 있다면? 교착상태가 발생하지 않게 할 수 있다.

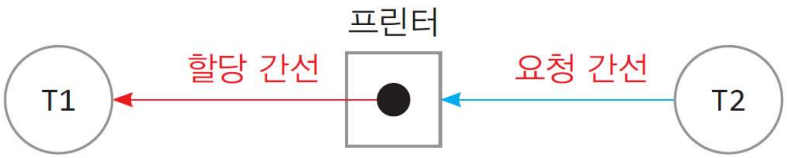
교착상태 모델링





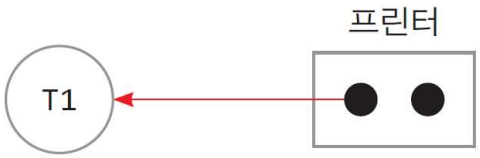
- 자원 할당 그래프(Resource Allocation Graph, RAG)
  - 그래프의요소
    - 꼭지점(vertex) – 스레드(원), 자원(사각형)
    - 간선(edge) – 소유/요청 관계. 할당 간선과 요청 간선
      - 할당 간선(assignment edge) : 자원에서 스레드로 향하는 화살표. 할당 받은 상태 표시
      - 요청 간선(request) : 스레드에서 자원으로 향하는 화살표. 요청 표시
  - 자원에 대한 시스템의 상태를 나타내는 방향성 그래프
    - 컴퓨터 시스템에 실행 중인 전체 스레드와 자원의 개수
    - 각 자원의 총 인스턴스 개수와 할당 가능한 인스턴스 개수
    - 각 스레드가 할당 받아 소유하고 있는 자원의 인스턴스 개수
    - 각 스레드가 실행에 필요한 자원 유형과 인스턴스 개수
- 자원할당그래프를 통해 교착상태 판단
  - 교착상태 예방, 회피, 감지를 위한 알고리즘 개발에 필요

자원 할당 그래프 사례

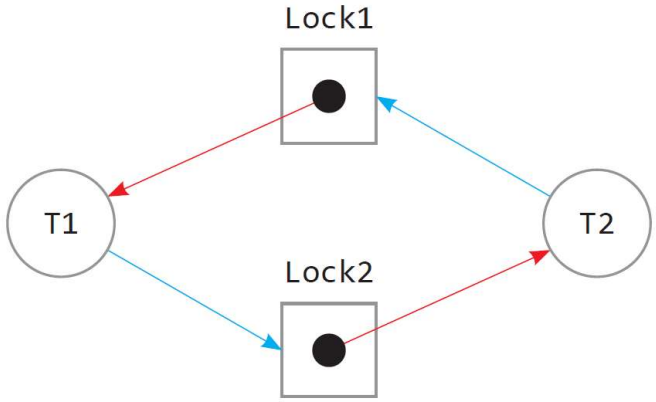


(a) 시스템에는 2개의 스레드 T1과 T2 그리고 프린터 1개 있음. T1은 프린터 소유. T2는 프린터 요청 대기

(b) 시스템에는 2개의 스레드 T1과 T2 그리고 2개의 프린터 있음. T1과 T2 각각 프린터 1개씩 소유

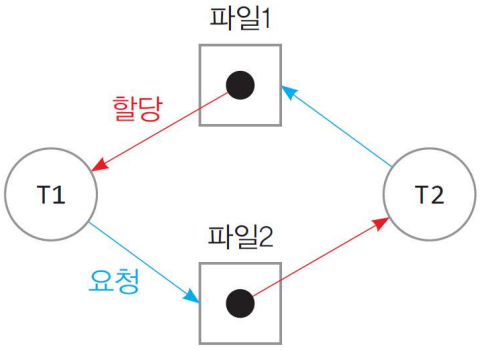


(c) 시스템에는 T1 스레드와 2개의 프린터 있음. T1이 프린터 1개 소유

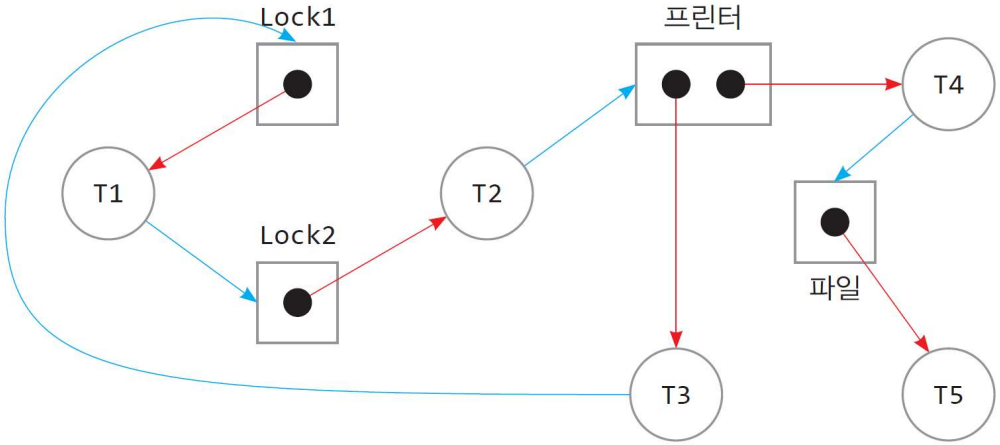


(d) 시스템에는 2개의 스레드 T1과 T2 그리고 Lock1과 Lock2의 두 자원이 있음. T1은 Lock1을 소유하고 Lock2를 요청. T2는 Lock2를 소유하고 Lock1을 요청

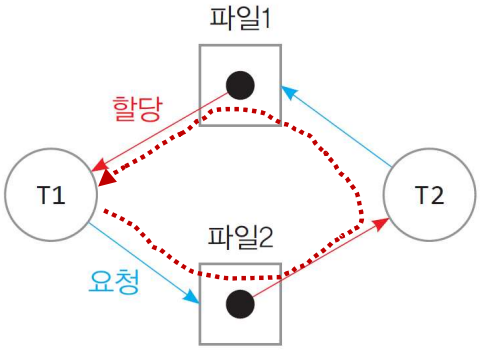
교착상태가 발생한 자원 할당 그래프 사례

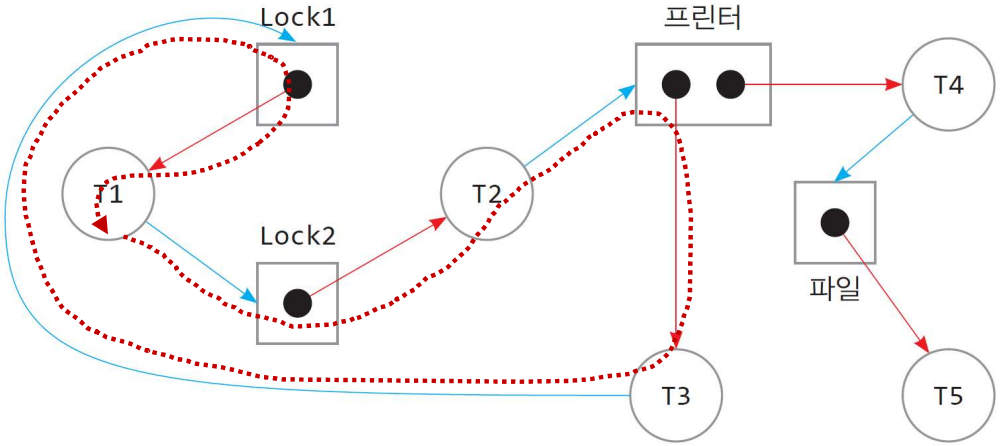


(a) T1, T2의 교착 상태

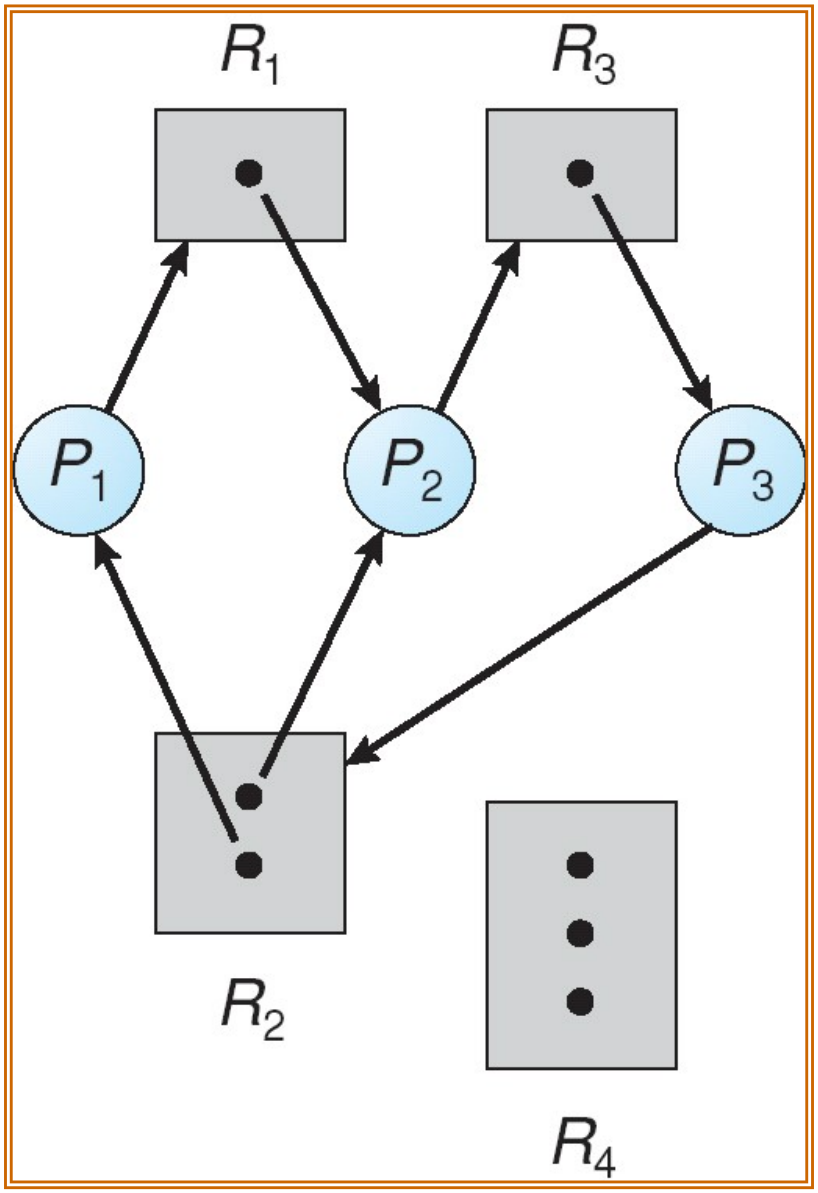


(b) T1, T2, T3의 교착 상태

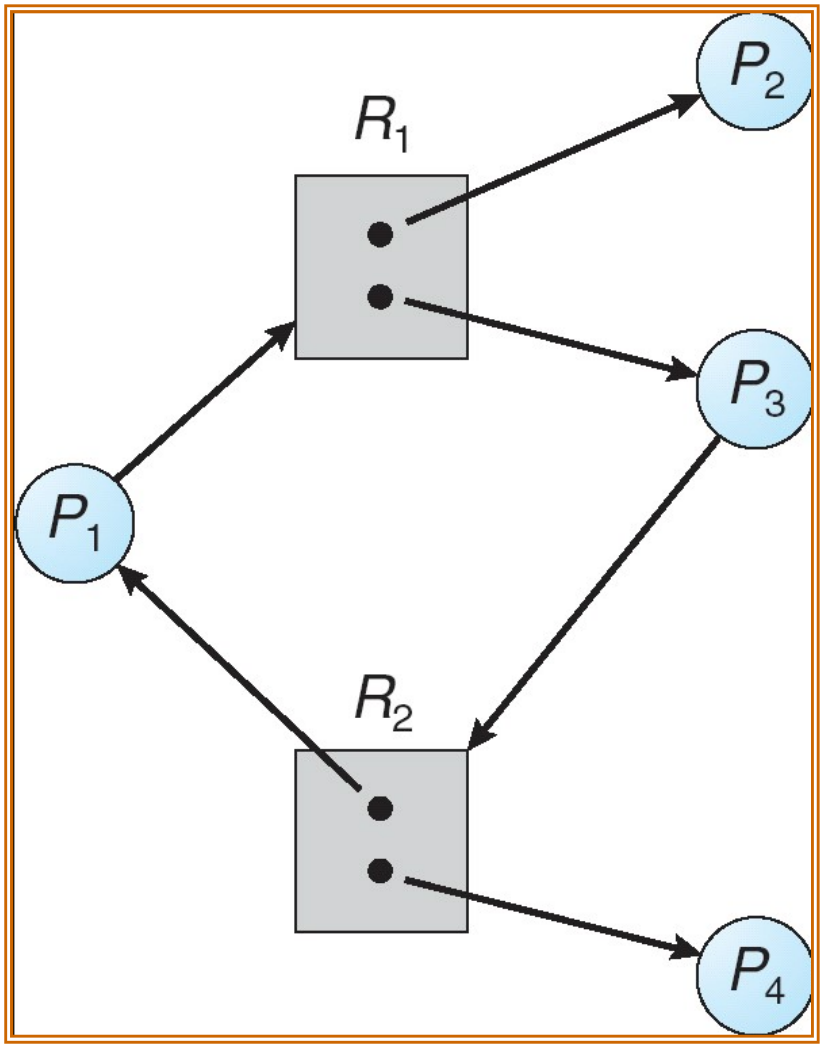




Resource Allocation Graph With A Deadlock



Resource Allocation Graph With A Cycle But No Deadlock



탐구 7-1: 교착상태가 발생하는 프로그램 만들기

deadlock.c

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <pthread.h>
#include <unistd.h>

int x = 0; // 공유 변수
int y = 0; // 공유 변수
pthread_mutex_t lock1;  // 뮤텍스 락 변수
pthread_mutex_t lock2;  // 뮤텍스 락 변수

void* worker1(void* arg) { // 스레드 코드
    pthread_mutex_lock(&lock1); // x를 독점 사용하기 위해 lock1 잠그기
    printf("%s lock1 잠금₩n", (char*)arg);
        x++;
        sleep(2); // 2초 잠자기

        pthread_mutex_lock(&lock2); // y를 독점 사용하기 위해 lock2 잠그기
        printf("%s lock2 잠금₩n", (char*)arg);
        y++;
        pthread_mutex_unlock(&lock2); // lock2 풀기
        printf("%s lock2 해제₩n", (char*)arg);

    pthread_mutex_unlock(&lock1); // lock1 풀기
    printf("%s lock1 해제₩n", (char*)arg);
}

void* worker2(void* arg) { // 스레드 코드
    pthread_mutex_lock(&lock2); // y를 독점 사용하기 위해 lock2 잠그기
    printf("%s lock2 잠금₩n", (char*)arg);
        y++;
        sleep(2); // 2초 잠자기

        pthread_mutex_lock(&lock1); // x를 독점 사용하기 위해 lock1 잠그기
        printf("%s lock1 잠금₩n", (char*)arg);
        x++;
        pthread_mutex_unlock(&lock1); // lock1 풀기
        printf("%s lock1 해제 ₩n", (char*)arg);

    pthread_mutex_unlock(&lock2); // lock2 풀기
    printf("%s lock2 해제₩n", (char*)arg);
}
```

```
int main() {
    char *name[] = {"황기태", "이찬수"};
    pthread_t tid[2];

    pthread_mutex_init(&lock1, NULL); // 뮤텍스 락 변수 lock1 초기화
    pthread_mutex_init(&lock2, NULL); // 뮤텍스 락 변수 lock2 초기화

    pthread_create(&tid[0], NULL, worker1, name[0]);  // worker1 스레드 생성
    pthread_create(&tid[1], NULL, worker2, name[1]); // worker2 스레드 생성

    pthread_join(tid[0], NULL);
    pthread_join(tid[1], NULL);

    pthread_mutex_destroy(&lock2);
    pthread_mutex_destroy(&lock1);

    printf("x = %d, y = %d₩n", x, y);

    return 0;
}
```

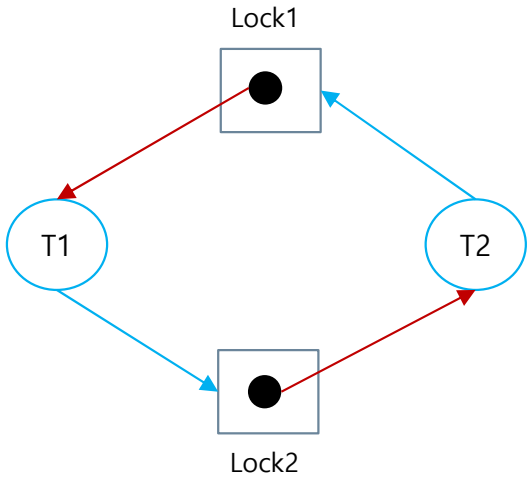
```
$ gcc -o deadlock deadlock.c –lpthread
$ ./deadlock
황기태 lock1 잠금
이찬수 lock2 잠금
(무한정 대기 상태)
^C
$
```

탐구 7-1 코드의 교착 상태 발생 과정

worker1 스레드	x	y	worker2 스레드
pthread_mutex_lock(&lock1);	**lock1 소유**		
x++;	x 독점사용가능		
sleep(2);			
[blocked]		**lock2 소유**	**pthread_mutex_lock(&lock2);**
[blocked]		y 독점사용가능	y++;
[blocked]			sleep(2);
[blocked]			*[blocked]*
[blocked]			*[blocked]*
[blocked]			*[blocked]*
pthread_mutex_lock(&lock2);	**lock2 요청/대기**		*[blocked]*
[waiting lock2]		**lock1 요청/대기**	**pthread_mutex_lock(&lock1);**
[waiting lock2]			[waiting lock1]
[waiting lock2]	교착상태 발생!		[waiting lock1]
[waiting lock2]			[waiting lock1]
[waiting lock2]			[waiting lock1]

2초 경과

1. x는 배타적 자원
2. 점유하면서 대기
4. 원형 대기 시작
3. 강제로 x, y를 빼앗을 수 없음



교착 상태 발생 조건을 모두 보여줌

- 상호 배제
- 소유와 대기
- 선점 없이 대기
- 원형 대기

3. 교착상태 해결

교착상태가 발생하는 4가지 필요 조건

- 코프만 조건(Coffman condition)
  - 교착상태가 발생하는 4가지 필요 조건(충분조건은 아님)
    - Computing Survey, Vol. 3, No. 2, June, 1971에 실린 논문
  - 다음 4가지 상황이 허용되는 시스템은 언제든 교착상태 발생 가능
    - 상호 배제(Mutual Exclusion)
      - 각 자원은 한 번에 하나의 스레드에게만 할당
      - 자원이 한 스레드에게 할당되면 다른 스레드에게는 할당될 수 없음
    - 소유하면서 대기(Hold & Wait)
      - 스레드가 한 자원을 소유(*hold*)하면서 다른 자원을 기다리기
    - 강제 자원 반환 불가(No Preemption)
      - 스레드에게 할당된 자원을 강제로 빼앗지 못함
    - 환형 대기(Circular Wait)
      - 한 그룹의 스레드들에 대해, 각 스레드는 다른 스레드가 요청하는 자원을 소유하는 원형 고리 형성
  - 4가지 조건 중 한 가지라도 성립되지 않으면, 교착상태 발생 않음

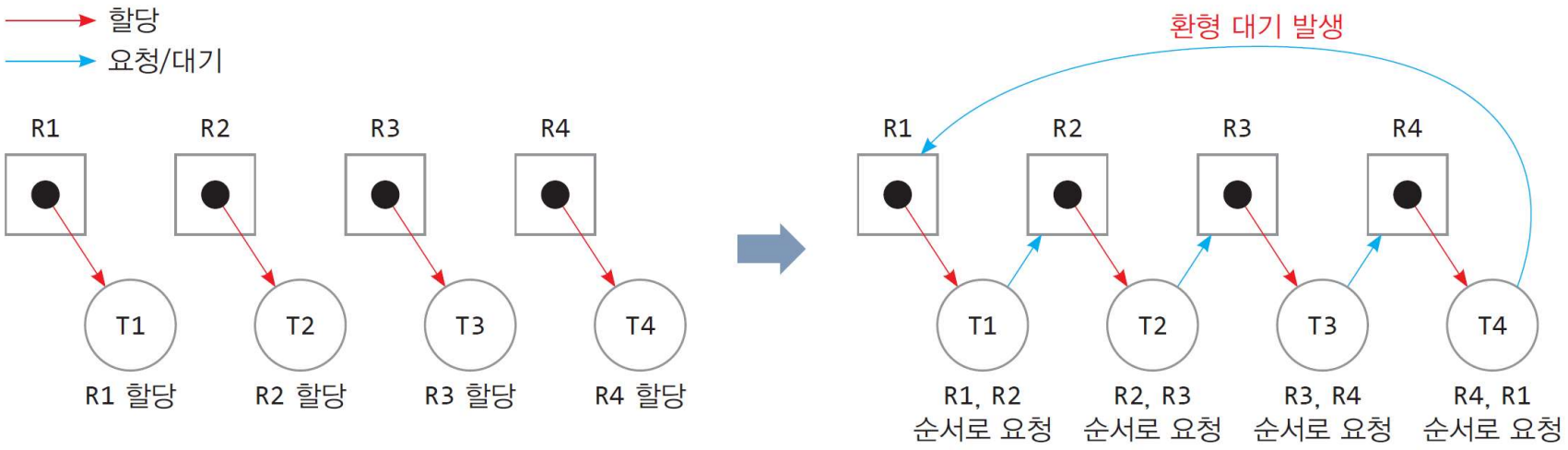
교착상태 해결 방법

1. 교착상태 예방(prevention)
   - 교착상태 발생 여지를 차단하여 예방
   - 교착상태에 빠지는 4가지 조건 중 하나 이상의 조건이 성립되지 못하도록 시스템 구성
2. 교착상태 회피(avoidance)
   - 미래에 교착상태로 가지 않도록 회피
   - 자원 할당 시마다 미래의 교착 상태 가능성을 검사하여 교착 상태가 발생하지 않을 것이라고 확신하는 경우에만 자원 할당
     - 안전한 상태와 불안전한 상태로 시스템 상태 분류, 안전한 상태인 경우에만 자원 할당
     - banker's algorithm
     - 자원 할당 시마다 교착 상태 가능성을 검사하므로 시스템 성능 저하
3. 교착상태 감지 및 복구(detection and recovery)
   - 교착상태를 감지하는 프로그램 구동, 발견 후 교착상태 해제
     - 백그라운드에서 교착 상태를 감지하는 프로세스가 늘 실행되어야 하는 부담
4. 교착상태 무시
   - 아무런 대비책 없음, 교착상태는 없다고 단정
   - 사용자가 이상을 느끼면 재실행할 것이라고 믿는 방법
   - 리눅스, 윈도우 등 현재 대부분의 운영체제에서 사용하는 가장 일반적인 방법
     - 교착상태 예방, 회피,감지 복구 등에는 많은 시간과 공간이 필요하며 시스템의 성능을 떨어뜨리기 때문
     - 파국을 부르지 않는 작업들에 대해서는 교착상태 무시
     - ostrich 알고리즘

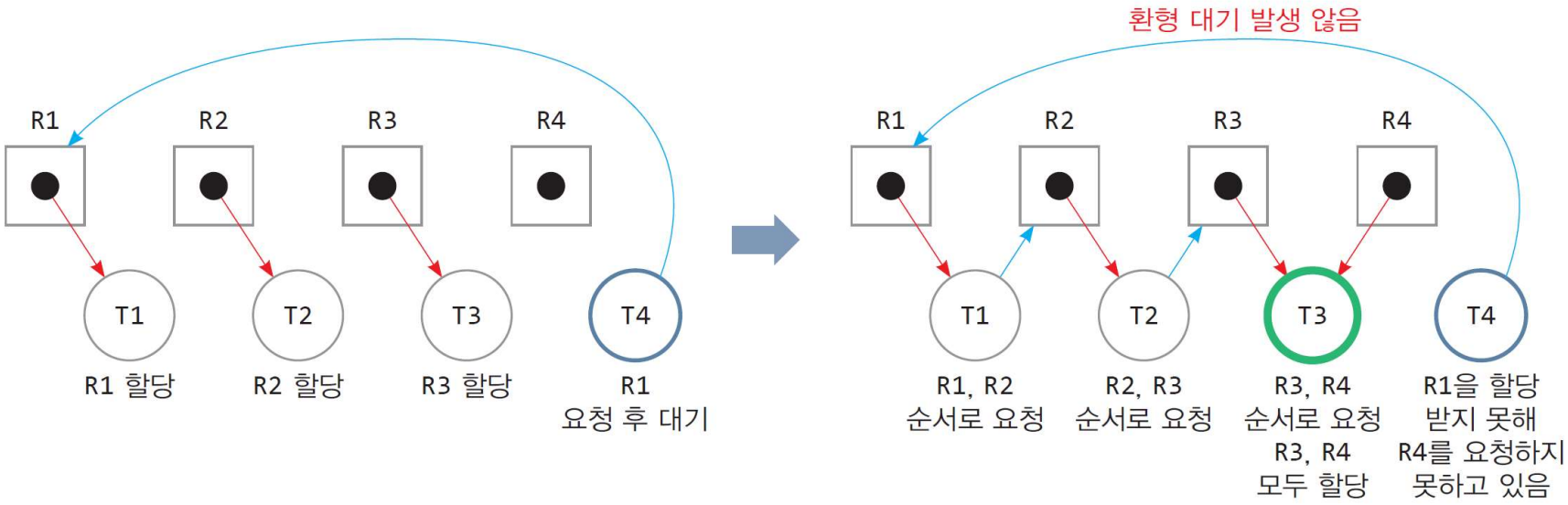
교착상태 예방

- 코프만의 4가지 조건 중 최소 하나를 성립하지 못하게 함
  1. 상호 배제(Mutual Exclusion) 조건 → 상호 배제 없애기
     - 동시에 2개 이상의 스레드가 자원을 활용할 수 있도록 함
     - 컴퓨터 시스템에서 근본적으로 적용 불가능한 방법
  2. 소유하면서 대기(Hold & Wait) 조건 → 기다리지 않게
     - 방법 1 : 운영체제는 스레드 실행 전 필요한 모든 자원을 파악한 후 모든 자원을 할당 받은 후 시작
       - 당장 사용하지 않는 자원을 스레드에게 묶어 두기 때문에 자원 활용률이 떨어짐 → 다른 스레드는 필요한 자원을 할당 받지 못하고 실행 대기
       - 필요한 모든 자원을 미리 파악하기가 현실적으로 쉽지 않음
     - 방법 2 : 스레드가 새로운 자원을 요청하려면, 현재 할당 받은 모든 자원을 반환하고, 한꺼번에 요청하여 할당
     - 방법1과 방법2 모두 가능하지 않거나 매우 비효율적인 방법
  3. 강제 자원 반환 불가(No Pre-emption) 조건 → 선점 허용
     - 자원을 강제로 반환하게 된 스레드가 자원을 다시 사용하게 될 때 이전 상태로 되돌아갈 수 있도록 상태를 관리할 필요
     - 간단치 않고 오버헤드 매우 큼
  4. 환형 대기(Circular Wait) 조건 → 환형 대기 제거
     - 모든 자원에게 번호를 매기고, 번호순으로 자원을 할당 받게 함

환형 대기가 발생하지 않도록 번호 순으로 자원 할당



(a) 환형 대기가 발생하는 경우



(b) 스레드가 번호 순으로 자원을 할당 받아 환형 대기가 발생하지 않는 경우.
T4가 R1과 R4가 필요할 때, R1부터 할당 받으면 환형 대기 발생 않음

환형 대기가 발생하지 않도록 번호 순으로 자원 할당

- 실제 상황에서 모든 스레드(프로세스)가 자원 번호가 증가하는 순서대로 요청하는 것은 쉽지 않다.
- 예를 들어, 현재 R2, R6, R9를 사용 중 Ti가 R7을 추가로 필요한다면?

교착상태 회피

교착 상태 회피에 관해선 다른 교재 자료로 설명 (Slide 28 ~ 54)

- 자원 할당 시, 미래에 환형 대기가 발생할 것으로 판단되면 자원 할당 하지 않는 정책
- banker's 알고리즘으로 해결
  - Edsger Dijkstra 에 의해 개발된 알고리즘. 자원 할당 전에 미래에 교착상태가 발생하지 않을 것인지 안전한지 판단하는 알고리즘
    - 은행에서의 대출 알고리즘(돈을 대출한 사람, 돈을 대출하려고 하는 사람)
  - 안전한 상태
    - 현재 프로세스들을 어떤 순서로 실행 시켰을 때, 모든 프로세스들이 자신이 요청하는 자원을 가지고 실행할 수 있다면 안전한 상태
  - 불안전한 상태
    - 환형 대기에 빠질 수 있다면 불안전한 상태
  - 알고리즘
    - 각 프로세스가 실행 시작 전에 필요한 전체 자원의 수를 운영체제에게 알림
    - 자원을 할당할 때마다, 자원을 할당해주었을 때 교착상태가 발생하지 않을 만큼 안전한 상태인지 판단하여 안전한 상태일 때만 자원 할당
    - 각 프로세스가 필요한 자원의 개수, 현재 각 프로세스가 할당 받은 자원을 개수, 그리고 시스템 내 할당 가능한 자원의 개수를 토대로 현재 요청된 자원을 할당해도 안전한지 판단
  - 비현실적
    - 각 프로세스가 실행 전에 필요한 자원의 개수를 아는 것은 불가능
    - 프로세스의 개수도 동적으로 변하기 때문에, 미리 프로세스의 개수를 정적으로 고정시키는 것 불가능

3-3 교착 상태 회피

교착 상태 회피의 개념

- 프로세스에 자원을 할당할 때 어느 수준 이상의 자원을 나누어주면 교착 상태가 발생하는지 파악하여 그 수준 이하로 자원을 나누어주는 방법
- 교착 상태가 발생하지 않는 범위 내에서만 자원을 할당하고, 교착 상태가 발생하는 범위에 있으면 프로세스를 대기시킴
- 즉, 할당되는 자원의 수를 조절하여 교착 상태를 피함

3-3 교착 상태 회피

안정 상태와 불안정 상태

- 교착 상태 회피는 자원의 총수와 현재 할당된 자원의 수를 기준으로 시스템을 안정 상태safe state와 불안정 상태unsafe state로 나누고 시스템이 안정 상태를 유지하도록 자원을 할당
- 할당된 자원이 적으면 안정 상태가 크고, 할당된 자원이 늘어날수록 불안정 상태가 커짐
- 교착 상태는 불안정 상태의 일부분이며, 불안정 상태가 커질수록 교착 상태가 발생할 가능성이 높아짐
- 교착 상태 회피는 안정 상태를 유지할 수 있는 범위 내에서 자원을 할당함으로써 교착 상태를 피함

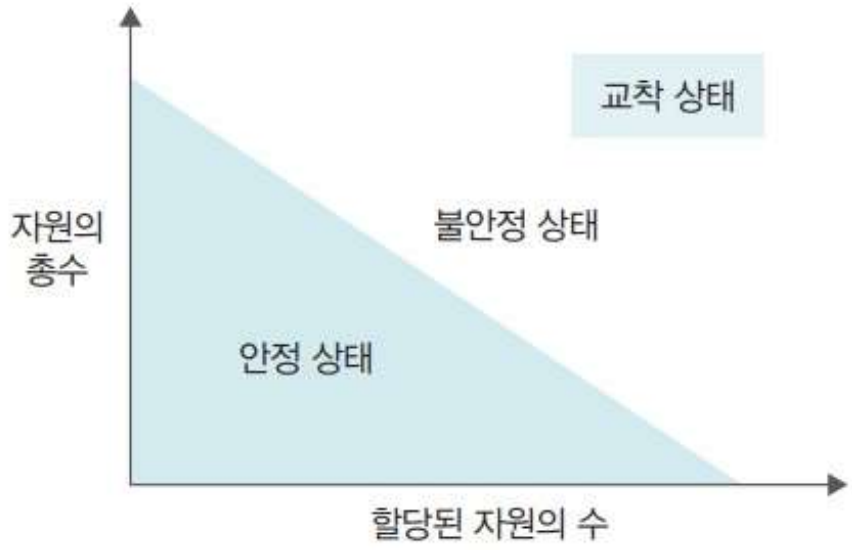


그림 6-15 안정 상태와 불안정 상태

3-3 교착 상태 회피

은행원 알고리즘

- 교착 상태 회피를 구현하는 대표적인 알고리즘
- 은행이 대출을 해주는 방식, 즉 대출 금액이 대출 가능한 범위 내이면(안정 상태) = 것과 유사한 방식

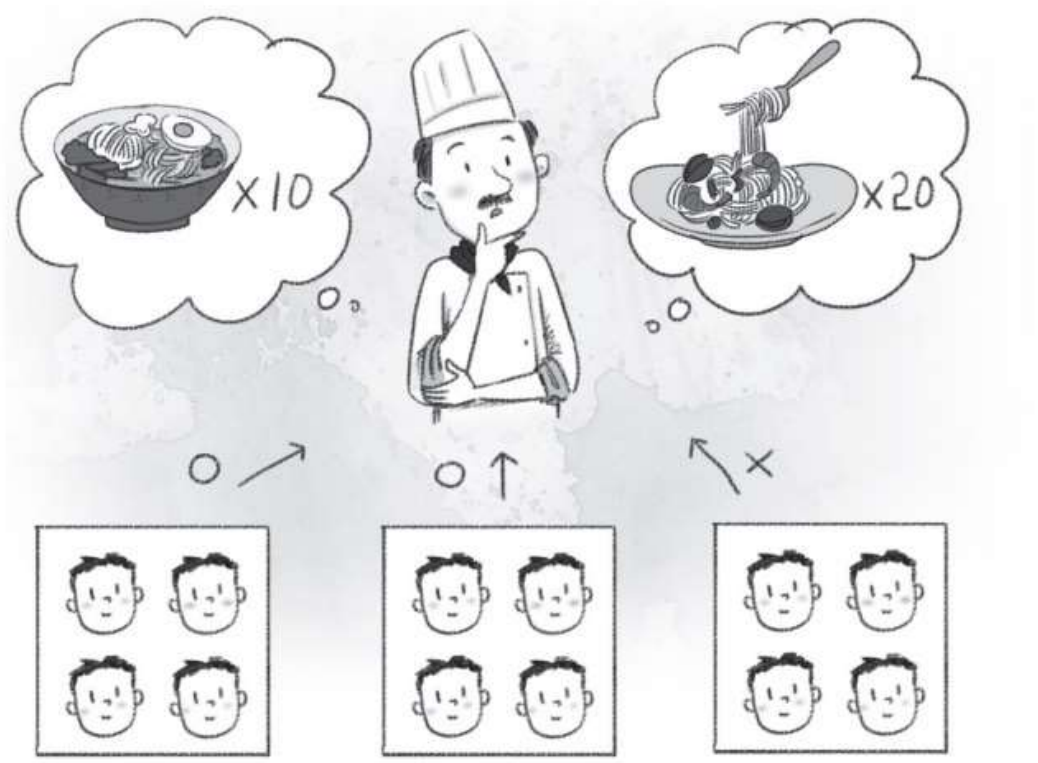


그림 6-16 은행원 알고리즘

3-3 교착 상태 회피

표 6-2 은행원 알고리즘의 변수

변수	설명
전체 자원(Total)	시스템 내 전체 자원의 수
가용 자원(Available)	시스템 내 현재 사용할 수 있는 자원의 수(가용 자원=전체 자원−모든 프로세스의 할당 자원)
최대 자원(Max)	각 프로세스가 선언한 최대 자원의 수
할당 자원(Allocation)	각 프로세스에 현재 할당된 자원의 수
기대 자원(Expect)	각 프로세스가 앞으로 사용할 자원의 수(기대 자원=최대 자원−할당 자원)

Need

3-3 교착 상태 회피

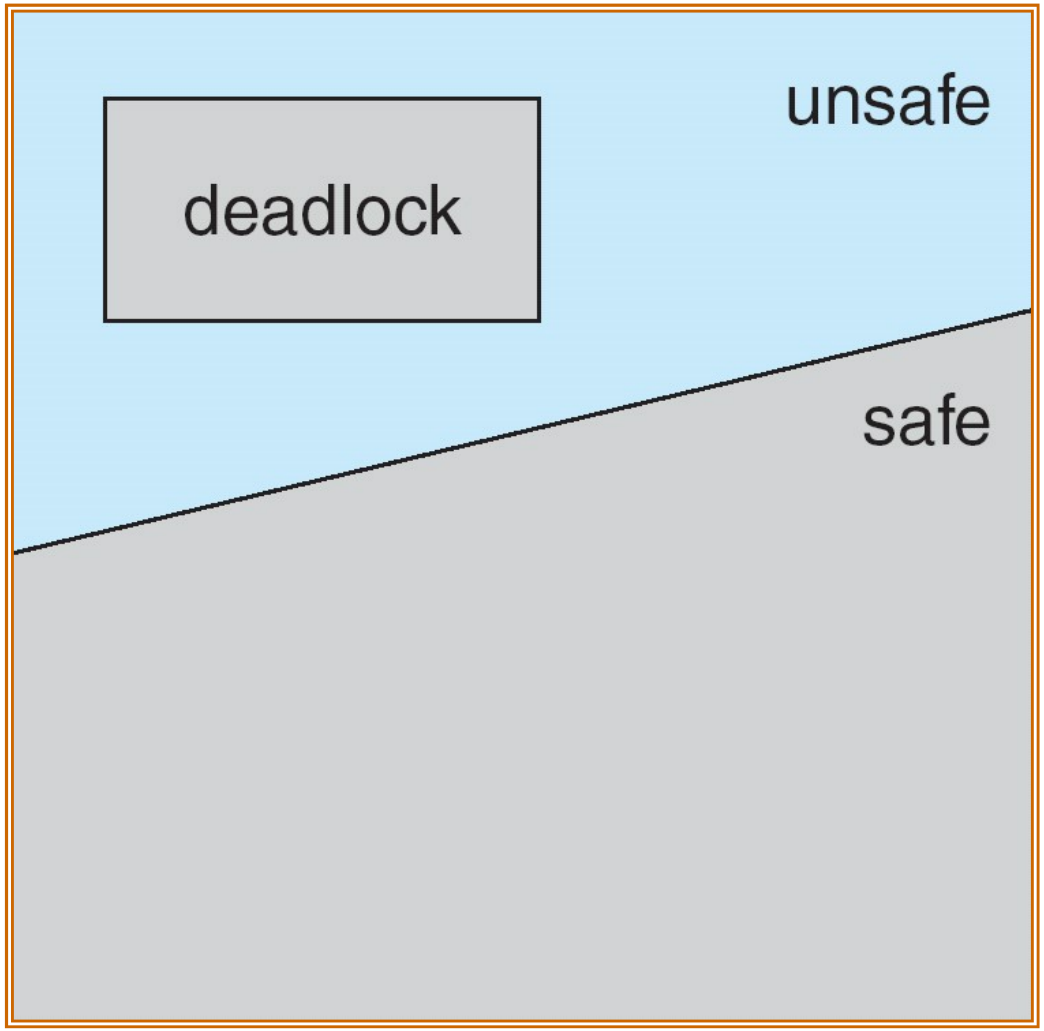
은행원 알고리즘에서 자원 할당 기준

- 요청한 자원을 할당해 준 뒤에도 시스템이 안정상태에 있다면 그 요청을 수락한다.
- 안정상태: 시스템이 안정순서(safe sequence)를 가질 때 안정상태에 있다고 말함
- Safe sequence: 각 프로세스의 Need를 어떤 순서대로 만족시켜 줄 수 있을 때, 그 순서를 safe sequence 라 부른다.

Basic Facts

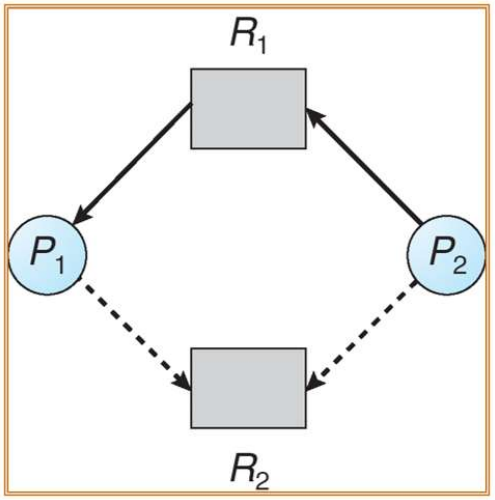
- If a system is in safe state $\Rightarrow$ no deadlocks.
- If a system is in unsafe state $\Rightarrow$ possibility of deadlock.
- Avoidance $\Rightarrow$ ensure that a system will never enter an unsafe state.

Safe, Unsafe , Deadlock State



Resource-Allocation Graph Algorithm

- *Claim edge*(요청예정을 나타내는 에지) $P_i \rightarrow R_j$ indicated that process P_j may request resource R_j; represented by a dashed line.

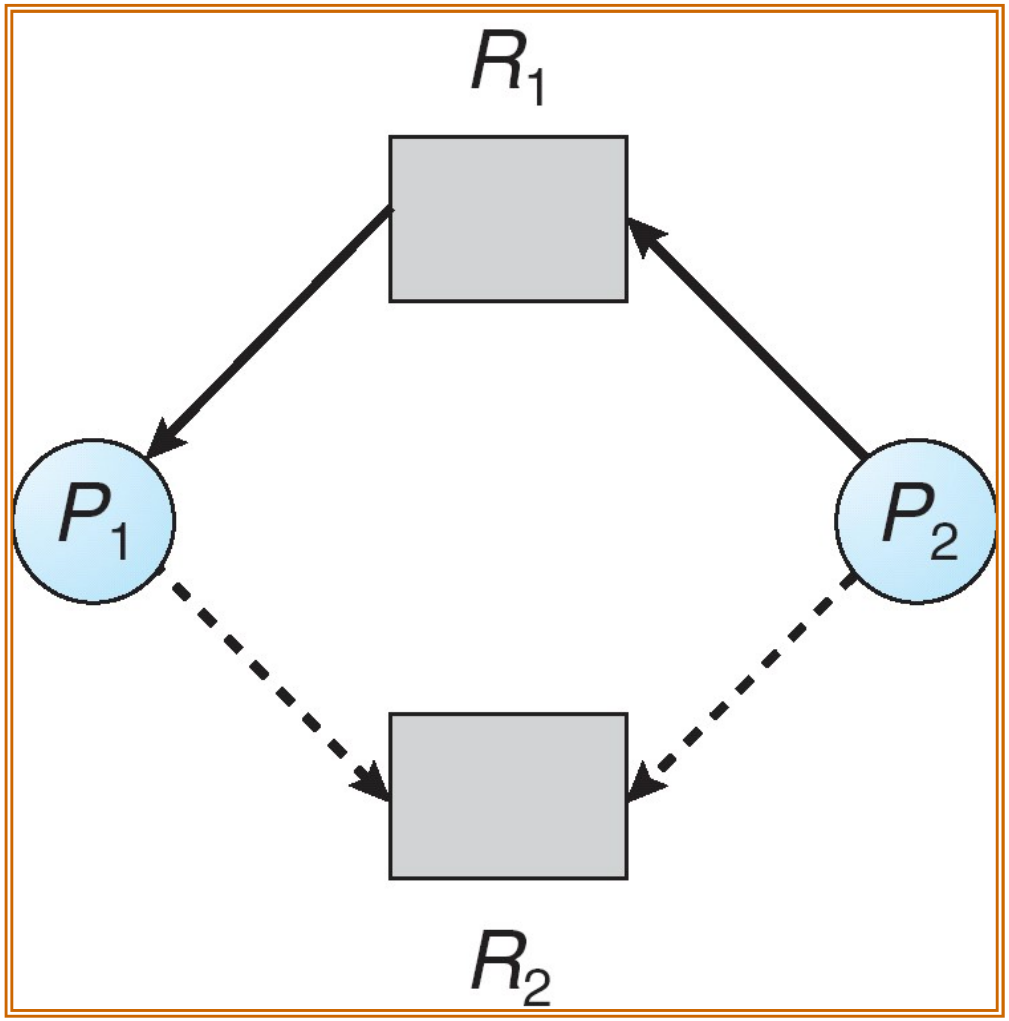


- Claim edge converts to request edge when a process requests a resource.

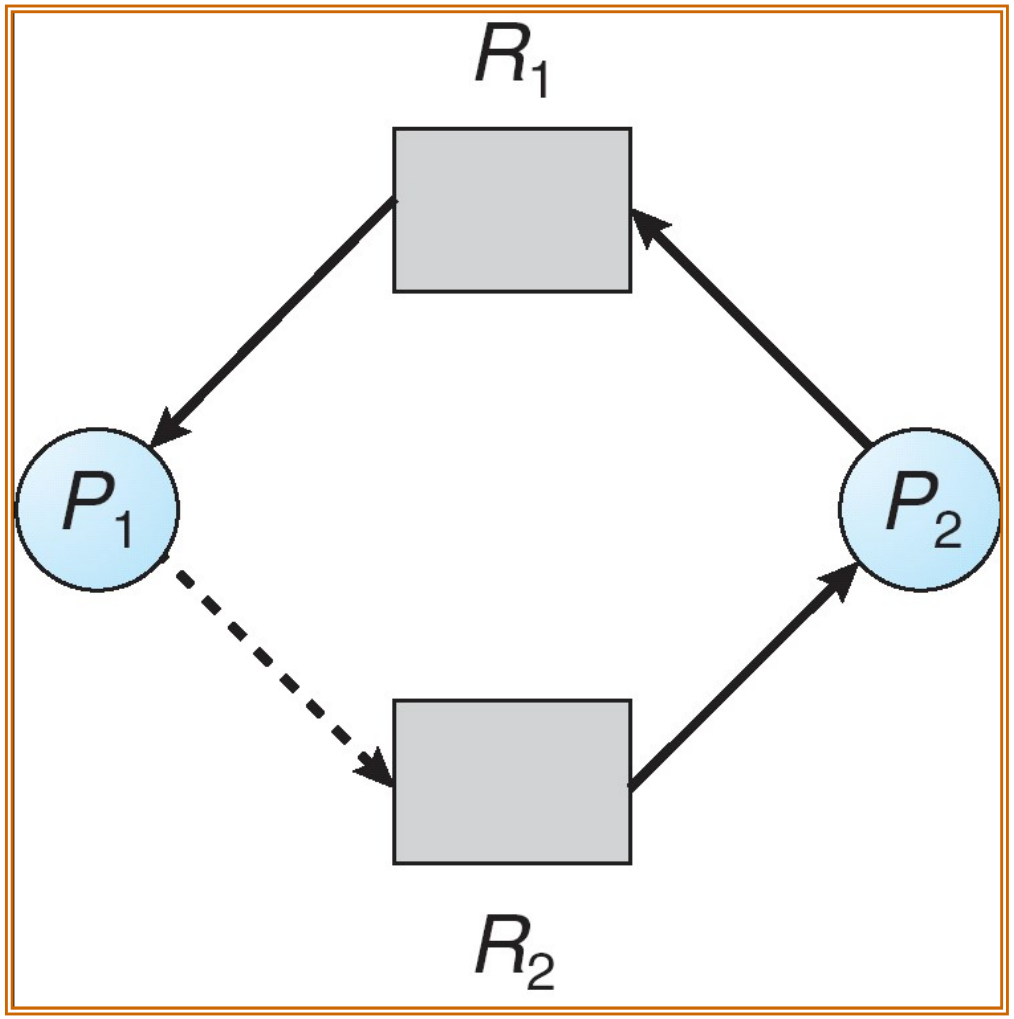
- When a resource is released by a process, assignment edge reconverts to a claim edge.

- Resources must be claimed *a priori* in the system.

Resource-Allocation Graph For Deadlock Avoidance



Unsafe State In Resource-Allocation Graph



Banker's Algorithm

- Multiple instances.
- Each process must a priori claim maximum use.
- When a process requests a resource it may have to wait.
- When a process gets all its resources it must return them in a finite amount of time.

Data Structures for the Banker's Algorithm

Let n = number of processes, and m = number of resources types.

- *Available:* Vector of length m. If available [j] = k, there are k instances of resource type R_j available.
- *Max:* n *x* m matrix. If *Max* [i,j] = k, then process P_i may request at most k instances of resource type R_j.
- *Allocation:* n x m matrix. If Allocation[i,j] = k then P_i is currently allocated k instances of R_j.
- *Need:* n x m matrix. If *Need*[i,j] = k, then P_i may need k more instances of R_j to complete its task.

Need [i,j] = *Max*[i,j] – *Allocation* [i,j].

Safety Algorithm

1. Let *Work* and *Finish* be vectors of length *m* and *n*, respectively. Initialize:

   Work = Available

   Finish [i] = false for i = 1,3, …, n.

2. Find and *i* such that both:

   (a) *Finish* [*i*] = *false*

   (b) $Need_i \leq Work$

   If no such *i* exists, go to step 4.

3. $Work = Work + Allocation_i$

   Finish[*i*] = *true*

   go to step 2.

4. If *Finish* [*i*] == true for all *i*, then the system is in a safe state.

Resource-Request Algorithm for Process P_i

Request = request vector for process P_i. If $Request_i[j] = k$ then process P_i wants k instances of resource type R_j.

1. If $Request_i \leq Need_i$ go to step 2. Otherwise, raise error condition, since process has exceeded its maximum claim.
2. If $Request_i \leq Available$, go to step 3. Otherwise P_i must wait, since resources are not available.
3. Pretend to allocate requested resources to P_i by modifying the state as follows:

$$Available = Available = Request_i;$$
$$Allocation_i = Allocation_i + Request_i;$$
$$Need_i = Need_i - Request_i;$$

If safe ⇒ the resources are allocated to Pi.

If unsafe ⇒ Pi must wait, and the old resource-allocation state is restored

Example of Banker's Algorithm

- 5 processes P_0 through P_4; 3 resource types A (10 instances),
  B (5instances, and C (7 instances).
- Snapshot at time T_0:

	Allocation			*Max*			*Available*		
	A	*B*	*C*	*A*	*B*	*C*	*A*	*B*	*C*
P_0	0	1	0	7	5	3	3	3	2
P_1	2	0	0	3	2	2			
P_2	3	0	2	9	0	2			
P_3	2	1	1	2	2	2			
P_4	0	0	2	4	3	3			

Example (Cont.)

- The content of the matrix, Need is defined to be Max – Allocation.

	Need	*Max*	*Alloc.*	*Available*
	A B C	*A B C*	*A B C*	*A B C*
P_0	7 4 3	7 5 3	0 1 0	3 3 2
P_1	1 2 2	3 2 2	2 0 0	
P_2	6 0 0	9 0 2	3 0 2	
P_3	0 1 1	2 2 2	2 1 1	
P_4	4 3 1	4 3 3	0 0 2	

Example (Cont.)

	Need	*Max*	*Alloc.*	*Available*
	A B C	*A B C*	*A B C*	*A B C*
P_0	7 4 3	7 5 3	0 1 0	3 3 2
P_1	1 2 2	3 2 2	2 0 0	
P_2	6 0 0	9 0 2	3 0 2	
P_3	0 1 1	2 2 2	2 1 1	
P_4	4 3 1	4 3 3	0 0 2	

현 상태에서 P_1 또는 P_3 의 요청 수락 가능 (작은 인덱스를 선택)

P_1 수락 후, Av = (3 3 2) – (1 2 2) = (2 1 0)

$Alloc_1$ = (2 0 0)+(1 2 2) = (3 2 2)

시간이 흐르면 P_1 은 작업을 끝낸다고 봄 (safe sequence 첫 항: 1)

P_1 작업이 종료되면 Av = (2 1 0) + (3 2 2) = (5 3 2)

(5 3 2) = (3 3 2) + (2 0 0)과 같다.

Example (Cont.)

	Need	*Max*	*Alloc.*	*Available*
	A B C	*A B C*	*A B C*	*A B C*
P_0	7 4 3	7 5 3	0 1 0	3 3 2
P_1	1 2 2	3 2 2	2 0 0	
P_2	6 0 0	9 0 2	3 0 2	
P_3	0 1 1	2 2 2	2 1 1	
P_4	4 3 1	4 3 3	0 0 2	

Av′ = Av – N1
All1′ = All1 + N1
Av″ = Av′ + All1′
Av″ = Av – N1 + All1′
Av″ = Av-(All1′-All1)+All1′
Av″ = Av + All1

현 상태에서 P_1 또는 P_3 의 요청 수락 가능 (작은 인덱스를 선택)

P_1 수락 후, Av = (3 3 2) – (1 2 2) = (2 1 0)

$Alloc_1$ = (2 0 0)+(1 2 2) = (3 2 2)

시간이 흐르면 P_1 은 작업을 끝낸다고 봄 (safe sequence 첫 항: 1)

P_1 작업이 종료되면 Av = (2 1 0) + (3 2 2) = (5 3 2)

(5 3 2) = (3 3 2) + (2 0 0)과 같다.

Example (Cont.)

	Need	*Max*	*Alloc.*	*Available*
	A B C	*A B C*	*A B C*	*A B C*
P_0	7 4 3	7 5 3	0 1 0	5 3 2
P_2	6 0 0	9 0 2	3 0 2	
P_3	0 1 1	2 2 2	2 1 1	
P_4	4 3 1	4 3 3	0 0 2	

현재 safe sequence: (1)

현 상태에서 P_3 또는 P_4 요청 수락 가능 (작은 인덱스를 선택)

P_3 요청 수락 후, Av = (5 3 2) – (0 1 1) = (5 2 1)

$Alloc_3$ = (2 1 1)+(0 1 1) = (2 2 2)

시간이 흐르면 P_3은 작업을 끝낸다고 봄 (safe sequence : 1, 3)

P_3 작업이 종료되면 Av = (5 2 1) + (2 2 2) = (7 4 3)

(5 4 3) = (5 3 2) + (2 1 1)과 같다.

Example (Cont.)

	Need	*Max*	*Alloc.*	*Available*
	A B C	*A B C*	*A B C*	*A B C*
P_0	7 4 3	7 5 3	0 1 0	7 4 3
P_2	6 0 0	9 0 2	3 0 2	
P_4	4 3 1	4 3 3	0 0 2	

현재 safe sequence: (1, 3)

현 상태에서는 남은 어떤 프로세스도 수락 가능

(작은 인덱스를 선택한다고 가정하자)

P_0 요청 수락 후, Av = (5 4 3) + (0 1 0) = (7 5 3) (safe sequence : 1,3,0)

Example (Cont.)

	Need	*Max*	*Alloc.*	*Available*
	A B C	*A B C*	*A B C*	*A B C*
				7 5 3
P_2	6 0 0	9 0 2	3 0 2	
P_4	4 3 1	4 3 3	0 0 2	

유사한 방법으로 (safe sequence : 1,3,0,2,4) 를 찾을 수 있다.

Example (Cont.)

	Need	*Max*	*Alloc.*	*Available*
	A B C	*A B C*	*A B C*	*A B C*
P_0	7 4 3	7 5 3	0 1 0	3 3 2
P_1	1 2 2	3 2 2	2 0 0	
P_2	6 0 0	9 0 2	3 0 2	
P_3	0 1 1	2 2 2	2 1 1	
P_4	4 3 1	4 3 3	0 0 2	

- The system is in a safe state since the sequence < P_1, P_3, P_0, P_2, P_4> satisfies safety criteria.
- 또 다른 safe sequence 도 가능. 하지만 어떤 sequence인지는 중요하지 않음. 어떤 safe sequence도 존재한다는 사실이 중요

Example: P_1 Request (1,0,2)

- Check that Request ≤ Available (that is, (1,0,2) ≤ (3,3,2) ⇒ true.

	Allocation	*Need*	*Available*
	A B C	*A B C*	*A B C*
P_0	0 1 0	7 4 3	2 3 0
P_1	3 0 2	0 2 0	
P_2	3 0 2	6 0 0	
P_3	2 1 1	0 1 1	
P_4	0 0 2	4 3 1	

	Need	*Alloc*	*Available*
	A B C	*A B C*	*A B C*
P_0	7 4 3	0 1 0	3 3 2
P_1	1 2 2	2 0 0	
P_2	6 0 0	3 0 2	
P_3	0 1 1	2 1 1	
P_4	4 3 1	0 0 2	

- Safe sequence: <P1, P3, P0, P2, P4> .
- So, this request is granted.

Example: P_4 Request (3,3,0)

- Check that Request ≤ Available (that is, (3,3,0) ≤ (3,3,2) ⇒ true.

	Allocation	*Need*	*Available*
	A B C	*A B C*	*A B C*
P_0	0 1 0	7 4 3	0 0 2
P_1	2 0 0	1 2 2	
P_2	3 0 1	6 0 0	
P_3	2 1 1	0 1 1	
P_4	3 3 2	1 0 1	

	Need	*Alloc*	*Available*
	A B C	*A B C*	*A B C*
P_0	7 4 3	0 1 0	3 3 2
P_1	1 2 2	2 0 0	
P_2	6 0 0	3 0 2	
P_3	0 1 1	2 1 1	
P_4	4 3 1	0 0 2	

- Can't find a safe sequence → Unsafe!
- So, the request is not granted at this time.

Example: P_0 Request (0,2,0)

- Check that Request ≤ Available (that is, (0,2,0) ≤ (3,3,2) ⇒ true.

	Allocation	*Need*	*Available*
	A B C	*A B C*	*A B C*
P_0	0 3 0	7 2 3	3 1 2
P_1	2 0 0	1 2 2	
P_2	3 0 2	6 0 0	
P_3	2 1 1	0 1 1	
P_4	0 0 2	4 3 1	

	Need	*Alloc*	*Available*
	A B C	*A B C*	*A B C*
P_0	7 4 3	0 1 0	3 3 2
P_1	1 2 2	2 0 0	
P_2	6 0 0	3 0 2	
P_3	0 1 1	2 1 1	
P_4	4 3 1	0 0 2	

- Safe sequence: <P3, P1, P0, P2, P4> .
- So, this request is granted.

3-3 교착 상태 회피

- 안정 상태의 예

Total=14 Available=2

Process	Max	Allocation	Expect
P1	5	2	3
P2	6	4	2
P3	10	6	4

그림 6-17 은행원 알고리즘(안정 상태)

- 불안정 상태의 예

Total=14 Available=1

Process	Max	Allocation	Expect
P1	7	3	4
P2	6	4	2
P3	10	6	4

그림 6-18 은행원 알고리즘(불안정 상태)

3-3 교착 상태 회피

교착 상태 회피의 문제점

- 프로세스가 자신이 사용할 모든 자원을 미리 선언해야 함
- 시스템의 전체 자원 수가 고정적이어야 함
- 자원이 낭비됨
- 알고리즘 적용에 따른 오버헤드가 큼

교착상태 감지 및 복구

- 교착상태를 감지하는 프로그램을 통해, 형성된 교착상태를 푼다.
  - 백그라운드에서 교착상태를 감지하는 프로그램 늘 실행
- 교착상태를 감지하였을 때의 복구 방법
  - 자원 강제 선점(preemption)
    - 교착상태에 빠진 스레드 중 하나의 자원을 강제로 빼앗아 다른 스레드에게 할당
  - 롤백(rollback)
    - 운영체제는 주기적으로 교착상태가 발생할 것으로 예측되는 스레드의 상태를 저장하여 두고 교착상태가 발생하면 마지막으로 저장된 상태로 돌아가도록 하고, 다시 시작하면서 자원을 다르게 할당
  - 스레드 강제 종료(kill process)
    - 교착상태에 빠진 스레드 중 하나 강제 종료
    - 가장 간단하면서도 효과적인 방법
  - 시간과 메모리 공간(rollback의 경우)에 대한 부담이 크기 때문에 잘 사용하지 않음

다음 그림에 등장하는 동물은?

- 어떤 동물이, 무엇을 하고 있는 걸까?
  - 타조(ostrich)
    - 사전적 의미 : 날지 못하는 매우 큰 새
    - 1600년대 초 '현실 도피 주의자'
      - 먹이를 찾느라 모래에 머리를 박은 모습을, 쫓길 때 모래에 머리를 박는다고 오인해 생긴 뜻
      - 겁쟁이-치킨

교착상태 무시 : 타조(Ostrich) 알고리즘

- 교착상태를 해결할 필요가 있을까?
  - 교착상태에 대한 통계치는 없다
    - 1년에 한 번, 혹은 10년에 한번?
  - 교착상태는 반드시 발생
    - 하지만, 교착상태의 발생 가능성이 극히 적고
    - 교착상태를 피하기 위한 비용이 많이 들어 감
- 타조 알고리즘
  - Put your head in the sand 접근법
    - 타조가 머리를 모래 속에 박고 자신이 보이지 않는 체하는 것
    - 교착상태는 발생하지 않을 거야 하고 아무 대책을 취하는 않는 접근법
  - Unix와 윈도우 등 현재 거의 모든 운영체제에서 사용
    - 의심 가는 스레드를 종료시키거나 시스템 재시작(reboot)
    - 거의 발생하지 않거나 아주 드물게 발생하는 것에 비해 교착상태 해결에는 상대적으로 비용이 많이 들기 때문
- 주의
  - 핵 시스템, 비행기, 미사일 등 시스템 재시작이 파국을 초래할 hard real-time 시스템이나 환자 감시 시스템 등에서는 적합하지 않음
    - 이런 시스템에서는 자원에 대한 프로세스의 할당 등에 대해 미리 알고 적절한 조치가 필요

교착상태를 다루는 현실적인 방안

- 대부분의 운영체제 : ostrich 알고리즘 사용
  - 교착상태가 일어나지 않을 것으로 가정하고, 교착상태에 대한 아무 대책을세우지 않음
    - 교착상태가 발생할 확률은 극히 작음
  - 교착상태 예방, 회피, 감지에는 많은 오버헤드가 소모되므로
  - 교착상태가 발생하면 시스템 재시작 혹은 특정 프로세스/스레드 강제 종료
    - 관련된 데이터를 잃어버릴 수 있음
    - 하지만 전체적으로 크지 않은 손실