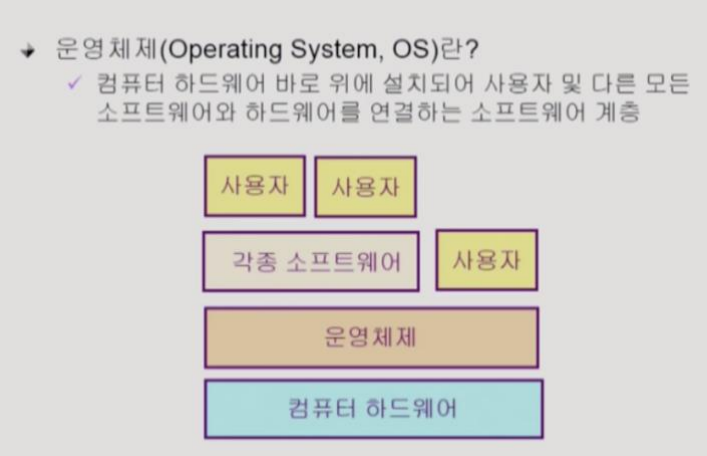
< Introduction to Operating Systems >

1. 운영체제란 = 하드웨어 바로 위에 설치되어있는 소프트웨어



- 사용자가 직접 하드웨어에 접근하지 않으면서, 실행되도록 하는것.
- 운영체제의 기능을 두 가지로 생각할 수 있다.

1. 하드웨어와의 소통 = 컴퓨터 시스템의 자원(한정된 메모리, CPU) 을 효율적으로 관리해주는 역할
2. SW 와 사용자와의 소통 = 여러 프로그램이 컴퓨터를 효율적으로 사용하게 해주는 역할

- 운영체제는 컴퓨터를 편리하게 사용할 수 있는 환경을 제공한다.

2. 운영체제의 의미

좁은 의미 : 커널 -> 운영체제의 핵심적인 부분으로 전원을 킨 이후부터 부팅이 일어난 후 항상 메모리에 상주하는 부분을 일컫는 말.

넓은 의미 : 커널을 포함한 각종 주변 시스템 유틸리티를 포함한 개념(윈도우를 설치할 때, 각종 추가 파일)

3. 운영체제의 목적

- **컴퓨터 시스템의 자원(CPU, 메모리, 입출력장치)을 효율적으로 관리하는 역할** 즉, 하드웨어와 소프트웨어 자원을 효율적으로 관리하는 역할. (효율성)
  하드웨어 자원 : 프로세서, 기억장치, 입출력장치
  소프트웨어 자원 : 프로세스, 파일, 메시지
- **컴퓨터 시스템을 편리하게 사용할 수 있는 환경을 제공한다**. (형평성)
- 주어진 자원으로 최대한의 성능을 내도록
- 사용자간의 형평성 있는 자원 분배

4. 운영체제의 분류

□ 동시 작업 가능 여부

1) 단일 작업(예전꺼) – 한 번에 하나의 작업만 처리 (싱글 프로세스)

2) 다중 작업(지금꺼) – 동시에 두 개 이상의 작업 처리

□ 사용자의 수 (컴퓨터 한 대 즉 하나의 계정을 여러 사용자가 동시 접속, 접근할 수 있는지)

1) 단일 사용자 (MS-DOS, MS Windows)

2) 다중 사용자 (UNIX, NT server)

□ 처리 방식

1) 일괄 처리(**배치 프로세싱**)

작업 요청의 일정 양을 모아서 한 번에 처리하는 시스템

작업이 완전 종료될 때까지 기다려야 한다.

(프로그래밍을 청공카드로 한다.)

2) 시분할(**타임 셰어링**) – 현재 우리의 컴퓨터

여러 작업을 수행할 때 컴퓨터 처리 능력을 일정한 시간 단위로 분할하여 사용

일괄 처리 방식보다 짧은 응답 시간을 가진다.

즉, CPU 로부터 interactive 한 서비스를 받는다. (사람이 느끼기에)

(여기 조금, 여기 조금씩 CPU 제공)

3) 실시간(**리얼타임 OS**)

데드라인이 존재하여 정해진 시간 안에 어떠한 일이 반드시 종료됨을 보장하여야 하는 시스템을 위한 OS 즉, special purpose system 을 위함.

Hard realtime system : 원자로, 공장제어, 미사일 제어, **반도체 장비**, 로보트 제어

Soft realtime system : 영상 스트리밍, 네비게이션, 블랙박스

반도체 tip)

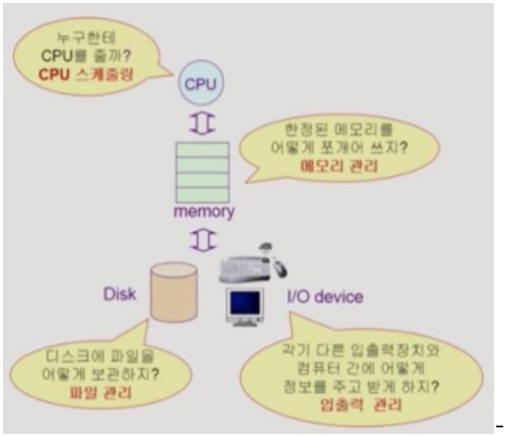
삼성 전자의 반도체 공장에서 정전 발생. 엄격한 기준이 있으므로 주가가 떨어지고 사표..

처음 공정 단계를 진행할 때 반도체가 파이프 라이닝으로 진행된다. 하나의 공정 끝나면 그 다음 공정으로 넘어가고 또 끝나면 그 다음 공정으로 넘어가고.. 그런데 하나의 공정마다 데드라인이 존재한다. 한 달 정도 걸리지만 매일 반도체가 하나씩 완성이 된다. 그러나 한 공정 단계가 느려지면, 전체 공정이 영향을 받는다. 납품을 제대로 못한다. -> 즉 정전이 나면 중간의 것을 꺼내서 버려야 한다.

5. 몇 가지 용어

- 멀티 테스킹 : 여러 작업이 동시에 진행 되는 것. 엄밀히 말하면 CPU 는 매 순간 하나의 작업만 실행 중이다. 하나의 작업이 끝나기 전에 다른 작업이 수행 가능한 것
- 멀티 프로그래밍 : 메모리를 강조한 측면의 멀티 테스킹. 메모리에 여러 프로그램이 동시에 올라가는 것. 멀티 테스킹에서는 멀티 프로그래밍이 지원 되어야 한다.
- 타임 셰어링 : CPU 를 강조한 측면의 멀티 테스킹
- 멀티 프로세스 : 실행 중인 프로그램
- **멀티 프로세서** : 보통 CPU 를 말한다. CPU 가 여러 개 있는 컴퓨터를 말한다. 다른 용어들과 HW 적으로 다른 시스템이라는 것에 주의해야 한다.

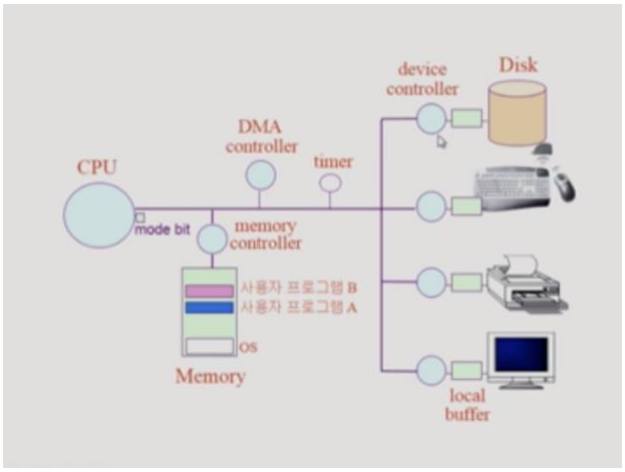
6. 운영체제의 구조



-> 입출력 관리는 인터럽트로 관리한다

< System Structure & Program Execution >

7. 컴퓨터 시스템 구조



-> 크게는 CPU/memory/IO device 로 구성되어 있다.

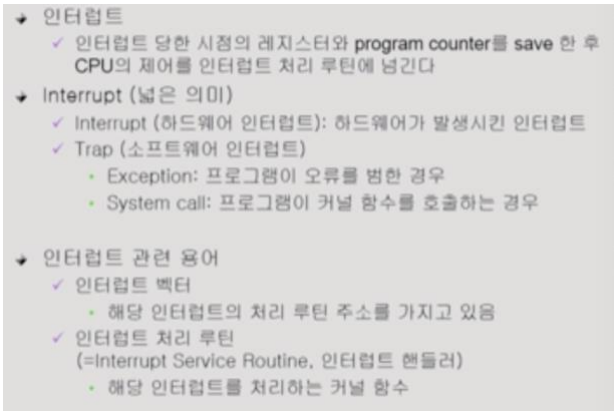
-> CPU 의 작업 공간이 메모리이기 때문에, **매 클럭 사이클 마다 메모리에서 instruction 즉, 기계어를 하나씩 읽어서 수행하게 된다.**

-> 하드디스크는 보조 장치로 이야기 하지만 I/O 디바이스로의 역할도 한다. 메인 메모리에서 데이터를 읽기도 메모리에 데이터를 저장하기도 한다.

-> 각 디바이스바다 디바이스 컨트롤러가 붙어 있어서, 디바이스마다 전담하는 CPU 역할을 한다.

-> 타이머는 특정 프로그램이 CPU 를 독점하는 것을 막기 위해 존재하는 HW 다. 타이머 값이 0 이 되면 timer interrupt 가 발생하여 실행 중이었던 프로세스로부터 CPU 를 뺏는다.

-> 인터럽트가 들어오면 CPU 제어권이 운영체제에게 넘어가게 된다. 이 때만! 운영체제에게 제어권이 넘어간다. 나머지는 사용자 프로그램이 쓰고있다. 즉, **PC 가 가리키는 매 instruction 을 수행하던 중 인터럽트가 있으면 운영체제에게 제어권이 넘어가고, 없다면 사용자 요청 수행.**



보통 interrupt 는 하드웨어 인터럽트 : IO controller 의 인터럽트, timer interrupt

넓은 의미에선 trap 을 포함한다.

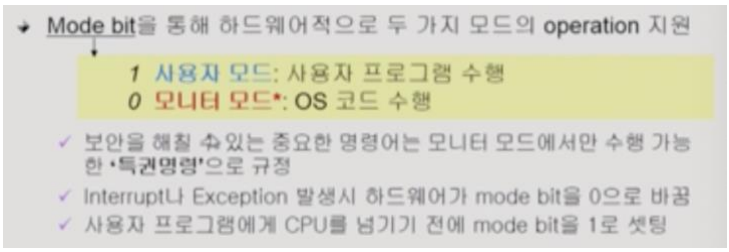
1. 각각의 interrupt 마다 무슨 일을 할지는 정해져 있다. 코드로 = **인터럽트 루틴**

2. 그 함수들의 주소를 정리해놓은 테이블 = **인터럽트 벡터**

Tip)IO 를 하기 위해서 필요한 interrupt 는 소프트웨어 or 하드웨어 인터럽트냐?

둘다 필요하다. 요청할 때는 SW 끝날 때는 HW interrupt 필요하다.

-> 모드 bit = CPU 제어를 운영체제가 가지고 있는지 또는 사용자가 가지고 있는지를 나타낸다.



0 일때는 운영체제가 CPU 를 가지고 있으므로 모든 instruction 사용 가능하다. IO 접근하는 instruction 도 사용 가능하다. 사용자 프로그램이 CPU 를 가지고 있을 때는 1 로 바꾸어놓은 후 전달한다. 따라서 한정된 instruction 만 사용 가능하다.

-> CPU 가 인터럽트를 너무 많이 당한다. DMA. controller 를 두어서 CPU 와 DMA 가 메모리에 접근 가능하게 하고, 메모리 컨트롤러가 동시 접근을 막는다. DMA controller 는 IO 디바이스에서의 내용을 메모리에 복사하는 일 까지 해준다. 그 작업이 끝났을 때 CPU 에게 인터럽트를 한번만 걸어서 인터럽트의 빈도를 줄여 CPU 가 일을 효율적으로 할 수 있게 해준다.

Tip) **디바이스 드라이버 VS 디바이스 컨트롤러**

디바이스 드라이버 : 각 디바이스를 처리하기 위해 즉, 디바이스의 인터페이스에 맞게 접근할 수 있도록 설치하는 소프트웨어 모듈 하나의 하드웨어를 붙이면 그 장치에 접근하기 위한 디바이스 모듈을 설치해야 한다.

디바이스 컨트롤러 : 각 디바이스를 전담하기 위한 작은 HW 장치, 작은 CPU

CPU 의 역할은 PC(Program counter)가 가리키는 다음에 실행할 주소에 접근하여 일을 수행.

그리고 그 instruction 중에서 IO 장치를 접근해야 하는 상황이 되면 디바이스 드라이버를 통해서 읽고 쓰기의 명령을 한다. 디바이스 드라이버가 실제로 읽고 쓰는 코드는 아니다. 그 코드는 디스크 컨트롤러가 그 코드의 지시를 받아서 일을 하는 것이고, CPU 는 메모리 안에 있는 지시를 받아서 일을 하는 것이다. 디바이스는 디바이스 드라이버가 아닌 디스크 안에 펌웨어에 있는 곳에서 읽어와서 명령어를 실행한다. 디바이스 드라이버는 CPU 가 실행하는 장치를 수행하기 위해서 필요한 코드를 담고 있다.

8. 입출력의 수행

1) 시스템 콜 : 사용자 프로그램은 직접 IO 할 수 없다. 즉 운영체제에게 부탁해야 한다. 사용자 **프로그램은 시스템 콜로 운영체제에게 IO 를 요청한다.**

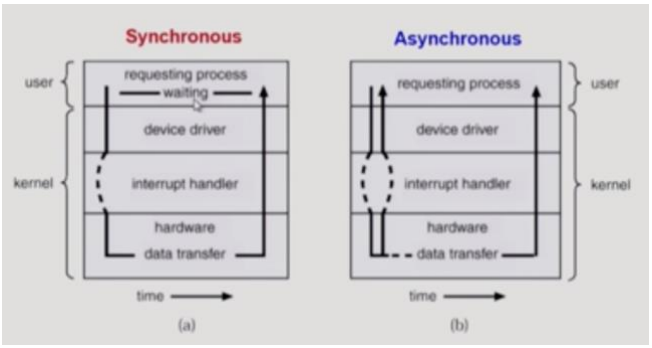
IO 디바이스를 접근하는 모든 실행은 mod bit 가 0 일 때만 실행 가능하다. 즉 운영체제만 실행할 수 있게 막아놓았다. 사용자 프로그램이 CPU 로 instruction 을 실행하다가 IO 디바이스를 실행하려고 하면 직접 못하므로, 운영체제에게 요청해야 하는데 요청하려면 PC 가 OS 의 주소 영역으로 점프해야 하는데 이는 mod bit 이 0 일 때는 불가능하다. 따라서 사용자 프로그램이 운영체제에게 서비스를 요청할 때는 시스템 콜을 한다. 운영체제에 있는 함수를 사용자 프로그램이 요청하는 것. 의도적으로 인터럽트 라인을 세팅한 후 CPU 가 하던 일을 멈추며 제어권이 운영체제에게 넘어가게 된다.

9. 입출력에서의 동기식(synchronous I/O)과 비동기식(asynchronous I/O)

완료 결과를 눈으로 확인한 후 다음 작업 진행 = 동기식 입출력

- 동기식 입출력 (synchronous I/O)
  - ✓ I/O 요청 후 입출력 작업이 완료된 후에야 제어가 사용자 프로그램에 넘어감
  - ✓ 구현 방법 1
    - I/O가 끝날 때까지 CPU를 낭비시킴
    - 매시점 하나의 I/O만 일어날 수 있음
  - ✓ 구현 방법 2
    - I/O가 완료될 때까지 해당 프로그램에게서 CPU를 빼앗음
    - I/O 처리를 기다리는 줄에 그 프로그램을 줄 세움
    - 다른 프로그램에게 CPU를 줌
- 비동기식 입출력 (asynchronous I/O)
  - ✓ I/O가 시작된 후 입출력 작업이 끝나기를 기다리지 않고 제어가 사용자 프로그램에 즉시 넘어감

☆ 두 경우 모두 I/O의 완료는 인터럽트로 알려줌



a) 결과를 보고 해야하는 다음 작업

b) 읽어온 데이터와 상관없이 할 수 있는 작업

10. DMA(direct memory access)

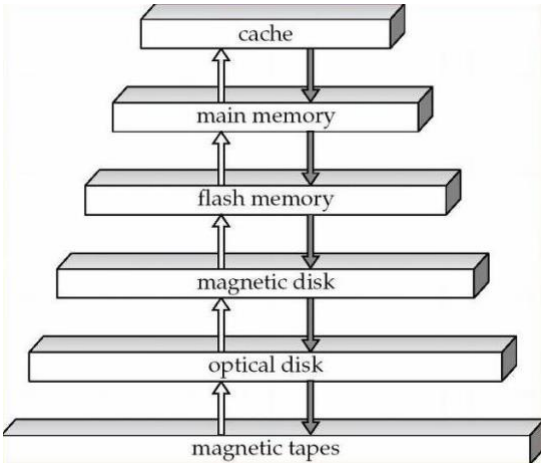
- 빠른 입출력 장치를 메모리에 가까운 속도로 처리하기 위해 사용한다. (인터럽트 많으므로)

- 바이트 단위가 아니라 블록 단위로 인터럽트를 발생시킨다.

원래는 메모리에 접근할 수 있는 장치는 CPU 뿐이지만, CPU 가 인터럽트를 너무 많이 당하므로 overhead 발생한다. 따라서 DMA 도 메모리에 접근할 수 있도록 한다. 작은 일들은 (버퍼가 차기 전까지의 일들)은 DMA 가 처리한 후 device buffer storage 가 찰때마다 DMA 가 CPU 에게 말해주는 방식으로 진행한다.

11. 저장장치 계층구조

가장 위에 CPU/레지스터



- 위로 올라갈수록, 빈도 높다. 속도 빠르다. 가격 비싸다. 용량 적다.
- 메인 메모리까지 휘발성/아래 비휘발성
- CPU 는 메인 메모리까지 접근이 가능하다. (excutable 하다)

- Caching : 재사용을 목적으로 더 빠른 저장 시스템에 정보 저장하는 것.

12. 프로그램의 실행

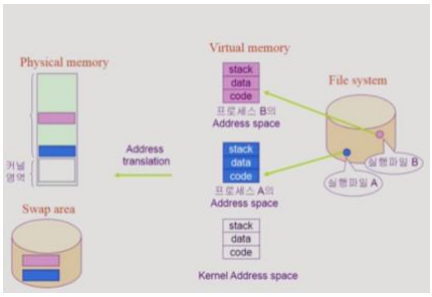
- 프로그램은 실행파일 형태로 파일 시스템(하드디스크)에 저장되며, 실행파일을 실행시키게 되면 메모리에 올라가서 프로세스가 된다.

- 어떤 프로그램을 실행시키게 되면, 가상 메모리에 프로그램의 메모리 주소 공간이 형성된다.

(스택, 데이터, 코드를 담고있다.)

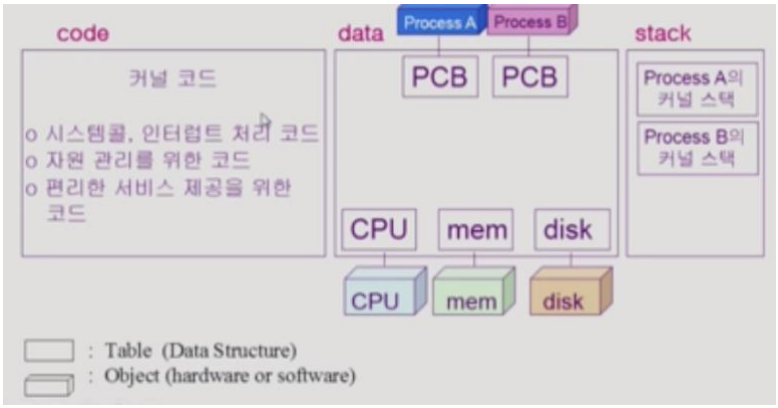
- 코드는 CPU 에서 실행할 기계어 코드, 데이터는 전역변수, 자료구조, 스택은 함수 형태 저장

- 실행될 부분만 물리 메모리에 load 하여 사용한다. Swap area 는 메모리의 연장선 즉 휘발성.



VM 에서 0 으로 시작하지만 PM 에선 아니므로 Address translation

13. 운영체제 커널 주소 공간의 내용



Code: 각각의 인터럽트마다 해야할 일이 함수로 들어있다.

Data : 운영체제가 사용하는 여러 자료구조가 정의, HW 의 종류마다 자료구조가 있을 것.

각 프로그램마다 관리하기 위한 자료구조(PCB = process control block)

Stack: 함수의 호출과 return 시 사용. 사용자 프로그램마다 커널 스택을 따로 사용한다.

14. 함수의 종류 (유저모드와 커널모드)

- 사용자 정의 함수 : 직접 작성한 함수 (내 주소공간 안의 code 에 존재)
- 라이브러리 함수 : 갖다 쓴 함수, 실행 파일에 포함되어 있다. (내 주소공간 안의 code 에 존재)
- 커널 함수 : 운영체제 안에서 정의된 함수. 시스템 콜(커널 함수의 호출)을 통해 가져다 쓸 수 있다. 인터럽트 라인 세팅 후 CPU 제어를 넘기면서 넘어가야 한다. (운영체제 주소공간 안의 code 에 존재)

< 3 장 Process >

1. 프로세스의 개념

- process is a **program in execution**(실행 중인 프로그램)
- **context** : 프로그램이 무엇을 어떻게 어디까지 실행했고, 어떤 상태에 있는지를 나타낸다. (PC 가 나타내는 독자적인 주소공간으로) 아래의 3 가지가 있다.

  1)**HW** 의 context : HW 의 수행상태를 나타낸다. Ex) PC, 각종 register

  2) **프로세스**의 주소공간 : stact, data, code

  3) **OS** 의 context : PCB(Process Control Block)프로세스 하나 당 1 개씩 있다,

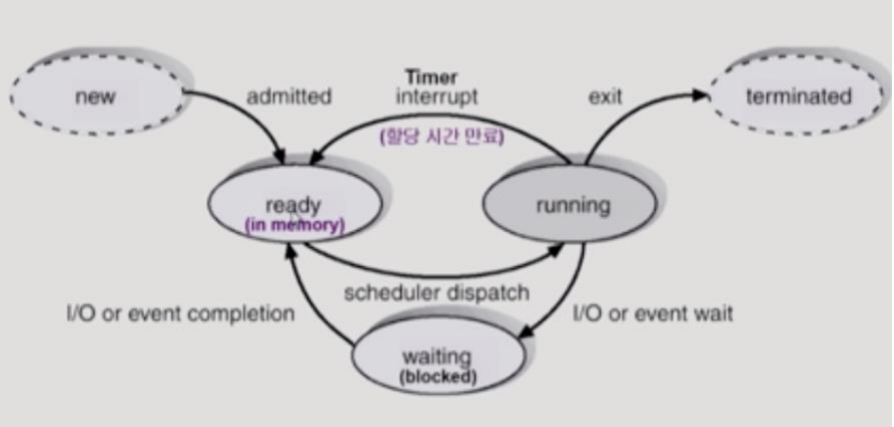
  + kernel stack (프로세스마다 있는 운영체제 함수 호출이 이루어질 때의 stack)

2. 프로세스의 상태

- Running : CPU 를 사용중인 process
- Ready : CPU 를 기다리는 상태, 메모리위에 올라와있는 상태

  Ready 상태의 process 들이 번갈아가면서 CPU 를 잡으면 = **time sharing**
- Blocked (wait, sleep) : CPU 를 주어도 당장 instruction 수행이 어려운 상태

  메모리에 올라와 있지 않고, 디스크에 있다. Ex) 디스크에서 파일을 읽어오는 경우
- New : 프로세스가 생성 중인 상태
- Terminated : 수행이 끝나 process 가 정리중인 상태

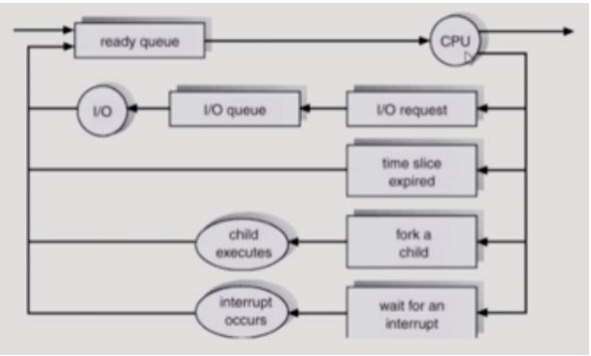


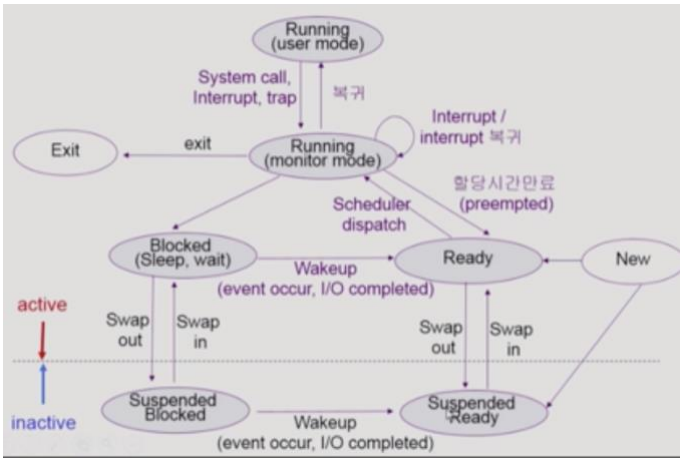
Ex) Running 중에 디스크에서 무언가를 읽어와야 한다면, 또는 입력 받을 때의 시뮬레이션

프로세스 상태가 Running -> Blocked 로 바뀌면서 디스크 IO queue 에 줄선다. 디스크가 queue 안에 있는 것을 순서대로 처리한다. 작업이 끝나면 Disk controller 가 CPU 에게 interrupt 를 건다. (요청한 IO 작업이 끝났으므로) 그럼 CPU 제어권이 OS 로 넘어가고 프로세스의 메모리 영역에 데이터를 넘겨준 후 Blocked->Ready 로 바꾸어 대기상태로 바꿔준다.

+ 공유데이터에 접근할 때도 다른 P 가 사용중이면 blocked 상태로 queue 에 넣는다.

- **어떠한 프로그램이든 실행될 때, CPU burst 와 I/O burst 를 반복하면서 실행된다. 단, 프로그램의 종류에 따라 빈도가 다르다. 사람과의 interaction 이 많을수록 I/O burst 가 증가한다.**
- **I/O 빈도가 많은 프로그램 = I/O bound job**
- **CPU 빈도가 많은 프로그램 = CPU bound job (계산 위주의 job)**
- **job = process**





3. PCB : 운영체제가 각 프로세스를 관리하기 위해 프로세스 당 유지하는 정보
   1) OS 가 관리상 사용하는 정보 : Process start(ready, running), Process ID, scheduling information, priority
   2) CPU 수행 관련 HW 값 : PC, R
   3) 메모리 관련 : Code, Data, Stack 위치
   4) 파일 관련 : Open file descriptions

-------PCB에서 유지되는 정보----------
● PID : 프로세스의 고유 번호
● 상태 : 준비, 대기, 실행 등의 상태
● 포인터 : 다음 실행될 프로세스의 포인터
● Register save area : 레지스터 관련 정보
● Priority : 스케줄링 및 프로세스 우선순위
● 할당된 자원 정보
● Account : CPU 사용시간, 실제 사용된 시간
● 입출력 상태 정보
---

4. Context Switch : 한 P 에서 다른 P 로 넘겨주는 과정

OS 가 마지막 단계를 PCB 에 save 해놓은 후 switch

주의) System Call, interrupt 발생은 Context switch 아니다. (Cache 메모리 안지운다)

5. Queue 정리

- Job queue : 현재 시스템 내에 있는 모든 프로세스의 집합 (Ready Q, Device Q 포함)
- Ready queue : 현재 메모리 내에 있으면서 CPU 를 잡아서 실행되기를 기다리는 프로세스의 집합
- Device queue : I/O device 의 처리를 기다리는 프로세스의 집합

6. 스케줄러

1) CPU scheduler(Short-term scheduler) : 어떤 프로세스를 다음에 running 시킬지
2) Job scheduler(Long-term scheduler) : P 중 어떤 것을 ready queue 에 보낼지, P 에 M 를 주는 문제 관리
3) Swapper(Medium-Term Scheduler) : M 에 너무 많은 P 가 있으면 일부 디스크로 보낸다.
   - Suspended (Stopped)상태 : 수행이 정지되고 P 통째로 디스크로 Swap out 된 상태. (ex:ctrl+c)

☆ Blocked: 자신이 요청한 event가 만족되면 Ready
☆ Suspended: 외부에서 resume해 주어야 Active

(외부 : 사용자가 임의로)

7. thread : Process 내부에 CPU 수행 단위가 여러 개 있는 경우

-> 공통 부분 (=task) : code, data, OS resource 는 같다.

-> CPU 수행 단위가 여러 개이므로 스택, R, PC 여러 개 있어야 한다. (CPU 수행 관련 정보는 여러 개 별도로)

Tip) 여러 개 thread = lightweight Process 라고도 한다. / 하나의 thread 만을 가지는 것 = heavyweight process

1) 장점

빠른 응답성 : Thread 하나가 blocked 상태일 때, 다른 thread 가 응답할 수 있다.

Ex) 웹 페이지 읽어올 때 까지 다른 thread 가 화면을 보이기라도 한다. 텍스트라도 보여서 덜 답답하다.

- IO 작업을 보고 출력하지않고 텍스트라도 먼저 출력 즉, **일종의 asynchronous**

자원 절약 : 동일한 일을 하는 다중 스레드를 형성하여 높은 처리(throughput)과 성능 향상을 얻을 수 있다.

(같은 code 인데 각각의 P 아니므로 자원을 공유하여 자원 절약)

경제적 : Process 를 하나 더 생성하지 않아도 된다. 오버헤드 큰 Context Switching 하지 않아도 된다.

시간 절약 : 병렬성을 높일 수 있다. (CPU 가 여러 개인 컴퓨터만 가능)

2) Thread 의 종류

- Kernel Threads (ex:Unix) : 운영체제가 안다.
- User Threads (ex:Solaris thread) : 운영체제가 몰라서 제약이 있다.

<4 장 Process management>

8. 프로세스의 생성과 종료

- Parent P 가 children P 를 만든다. -> 부모의 주소 공간을 복사한 후 그 공간에 새로운 프로그램을 올린다.

  fork() 후 exec() : 복제 후 덮어씌우기
- 자원을 일부 공유 할 수도 있고 아닐 수도 있다.
- 부모가 자식의 종료를 기다릴 수도 있다.
- **exit()** system call 이 main 함수가 종료될 때 컴파일러가 자동으로 넣어준다.
  - 자식이 먼저 종료된 후 부모에게 데이터를 보내준다.**wait()** 를 통해서
- abort() : 부모가 자식의 수행을 종료 시킴
- 부모 프로세스가 종료되는 경우는 말단부터 단계적인 종료가 일어나야 한다.

Tip) Copy-on-write(COW) : write 가 발생하였을 때 copy 하겠다.

리눅스에서는 일단 카피 하지 않고, PC 만 카피하여 똑같은 위치를 가리키면서 주소 공간을 공유하며 대기

- 내용이 달라질 경우 write()진행.

Tip) fork() 도 system call 이다. (커널 모드로 바뀌는 것은 전부 System call)

9. fork(), exec(), wait(), exit() system call

```
int main()
{  int pid;
   pid = fork();
   if (pid == 0)      /* this is child */
      printf("\n Hello, I am child!\n");
   else if  (pid >0)   /* this is parent */
      printf("\n Hello, I am parent!\n");
}
```

- 자식 프로세스는 code, context 를 그대로 복사한 후, PC 도 복제되므로 fork()코드 이후부터 실행하게 된다.
- 자식과 부모를 구분하기 위해 결과값이 다르다. Parent process pid >0, Child process pid=0

```
int main()
{  int pid;
   pid = fork();
   if (pid == 0)                  /* this is child */
   {   printf("\n Hello, I am child! Now I'll run date \n");
       execlp("/bin/date",  "/bin/date", (char *) 0);
   }
   else if (pid > 0)              /* this is parent */
      printf("\n Hello, I am parent!\n");
}
```

- exec()하고 나면, 새로운 프로그램이 된다. exec()이전으로 돌아올 수는 없다.
- 부모 P 가 wait()에 도달하면 자식 P 가 종료되는 경우까지 blocked 된다.
- exit()는 프로그램이 자발적으로 종료될 때 실행된다.
- 비자발적 종료
  - 부모 P 의 자식 P 종료(abort()), ctrl+c, kill 이나 break 친 경우, 부모가 종료하는 경우

10. process 간의 통신/협력 방법

- 원체 process 는 독립적이지만, 통신/협력이 일어날 때가 있다. 두 가지 방법으로 존재.

1) 메시지 전송

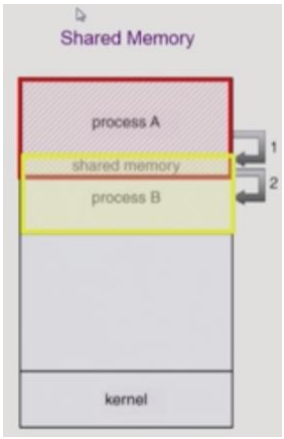
직접 P 간 데이터를 전달할 방법은 없고, kernel 을 통해서 진행된다. 아래의 두 가지 방법 존재

Tip) Direct Communication 과 Indirect Communication

공통점 : OS 를 통해 이루어진다.

차이점 : Direct Comm 는 전달받을 P 와 메시지를 명시한다. Indirect 는 메일 박스에 넣는다.(게시판)

2) Shared memory



- PA 가 적은 내용을 PB 가 볼 수 있다. 일부 주소 공간을 공유한다. Shared M 사용시 시스템 콜을 보낸 후 커널이 부여해 주어야 한다.

Tip) thread 간의 협력

- Thread 는 사실상 하나의 P 이므로 P 간의 협력으로 보기는 어렵다.
- 동일한 Process 를 구성하는 thread 들 간에는 주소 공간을 공유하므로 협력이 가능하다.

11. CPU 스케줄링

- I/O bound job 에게 CPU 를 우선적으로, 더 많이 할당해야 한다.
  - I/O 바운드 잡은 주로 사람과의 interaction 이 많으므로 사람이 response 를 기다려야 하는 경우가 많이 생긴다 즉, 지루하다고 느낄 확률이 증가한다. 따라서 CPU 를 우선적으로 할당해 주어야 한다.
- CPU Scheduler : OS 내에서 스케줄링 하는 코드일 뿐.
  Ready 상태의 프로세스 중에서 이번에 CPU 를 줄 프로세스를 고른다.
- Dispatcher : 역시나 OS 내의 코드
  CPU 의 제어권을 CPU 스케줄러가 선택한 P 에게 넘긴다.
  - 이 과정이 context switch
- **스케줄링이 필요한 대표적인 경우 (1, 4 는 nonpreemptive 하다. 2,3 은 preemptive 즉, 자진반납)**
  1) Running-> Blocked (ex: I/O 를 요청하는 시스템 콜)
     어차피 I/O 요청 받으러 가야 하므로 다른 P 에게 CPU 넘겨준다.
  2) Running->Ready (ex: 타이머 interrupt)
  3) Blocked->Ready (ex : I/O 완료 후 interrupt)
     I/O 요청 전부 완료 했으니 다시 메모리로 load.
  4) Terminate (프로그램의 종료)

12. CPU 스케줄링 성능 척도 평가

- 시스템(CPU) 입장 = **이용률(utilization), 처리량(throughput)**
- 프로그램(user) 입장 = **소요시간(turnaround time), 대기시간(waiting time), 응답시간(response time)**
  - 소요시간 : 전체 시간
  - 대기시간 : 프로세스 완료 시까지 CPU 를 선점하지 못한 총 시간
  - 응답시간 : 처음 CPU 를 선점하기까지 걸린 시간

13. 스케줄링 방법

1) **FCFS(first-come first served)** : 먼저 온 것을 먼저 처리한다.
   - 단점 : 평균 waiting time 길다 (짧은 시간 걸리는 P 가 늦게 도착하면 오래 기다려야한다.)

   Tip) **Convoy effect** : 뒤에 도착한 짧은 프로세스가 오래 기다리는 현상
2) **SJF(Shortest-Job-First)** : 짧은 시간 걸리는 P 먼저 처리한다.

- 평균 waiting time 이 가장 작다.
- **Nonpreemptive(CPU burst 가 완료될 때까지 CPU 를 선점하지 않음)**
- **Preemptive(현재 수행중인 P 의 남은 burst time 보다 더 짧은 CPU burst time 을 가지는 새로운 P 가 오면 CPU 뺏김)**

  = SRTF(shortest-Remaining-Time-First) ->average waiting time 이 가장 짧아지는 방식
- 단점 : starvation 문제(긴 P 가 영원히 서비스를 못 받을 수 있다.)
- 단점 : 정확한 CPU 사용 시간을 미리 알 수 없다. **exponential averaging** 으로 추정만 가능

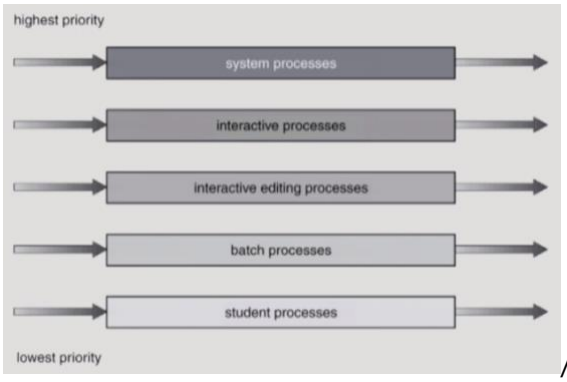
  $\tau_{n+1} = \alpha t_n + (1-\alpha)\tau_n$ //최근의 n 이 가중치가 크고 과거일수록 점점 작아지는 구조

3) **Priority Scheduling** : 우선순위가 높은 P 먼저 처리한다.
   - Nonpreemptive 와 Preemptive 존재한다.
   - SJF 도 일종의 Priority Scheduling 이다.
   - 단점 : 우선순위가 낮은 P 의 starving
   - **Aging : P 의 대기 시간이 증가할수록 우선순위를 높여준다.**
4) **RR(Round Robin)** : 각 P 는 동일한 크기의 할당 시간(time quantum)을 가진다.
   - 장점 : **response time(응답시간)이 빠르다.**

     = 어떤 P 도 (n-1)*q time 이상 기다리지 않는다.
   - 긴 시간이 걸리는 P 는 waiting time 이 길어진다.
   - Q 가 너무 크면 FCFS 와 같아지고, Q 가 너무 작아지면 context switch 오버헤드가 커진다.

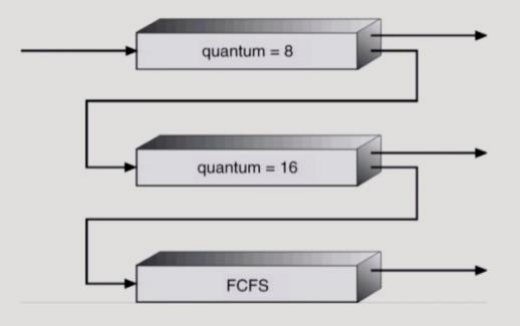
     = 10 ~ 100ms 의 적당한 시간으로 Q 를 정해야 한다.
   - CPU 사용 시간이 모두 동일한 여러 개의 P 를 실행할 때 안좋을 수도 있다.

14. Multilevel Queue



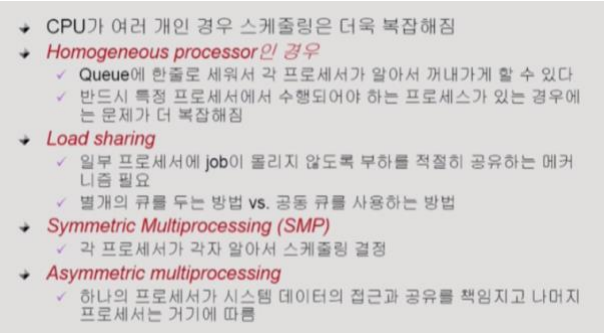
//큐마다 우선순위와 스케줄링 기준이 있다.

+ Multilevel Feedback Queue



//처음에는 짧은 Q 의 RR, 두번째는 긴 Q 의 RR, 마지막은 FCFS

 Aging 으로 해결할 수 있다.



15. Real-Time Scheduling : 정해진 시간 안에 반드시 실행 되어야 하는 일

- CPU 스케줄링에서도 deadline 이 보장되는 것이 중요하다.
- Hard real-time system : 반드시 deadline 이 지켜져야 하는 system
- Soft real-time system : 일반 프로세스에 비해 높은 priority 를 갖도록 해야 하는 system

16. Thread scheduling

- Local scheduling : User level thread 의 경우 OS 는 해당 P 에게 CPU 를 줄지만 결정, CPU 할당 후에 어떤 thread 에게 CPU 를 줄지는 process 내부에서 결정. 사용자 process 가 결정한다.
- Global Scheduling : OS 가 process scheduling 하듯 어떠한 알고리즘에 의하여 결정한다.

17. 알고리즘 성능 평가 방법 3 가지

1) Queueing models : arrival rate 와 service rate 등을 통해 수행 index 값을 계산 (이론)
2) Implementation & Measurement : 실제 시스템을 구현하여 실제 작업(workload)에 대해 성능을 측정 비교
3) Simulation : 예제를 만들어서 trace 를 입력으로 하여 계산해본다.

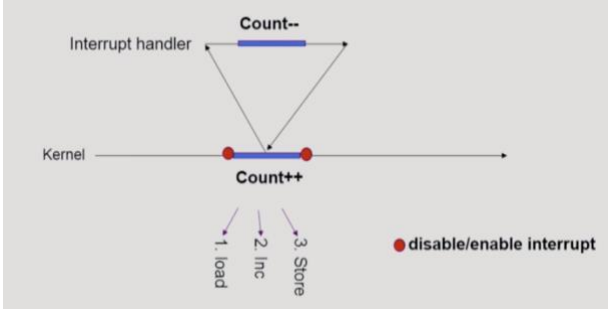
18. Race condition

: 두 개 이상의 프로세스가 공통 자원을 병행적으로(concurrently) 읽거나 쓸 때, 공용 데이터에 대한 접근이 어떤 순서에 따라 이루어졌는지에 따라 그 실행 결과가 달라지는 상황

- **race condition 을 막기 위해서는 concurrent process 는 동기화(synchronize)되어야 한다.**
- Memory 를 공유하는 CPU 가 여럿 있는 경우 (**Multiprocessor system**)
- Address Space 를 공유하는 Process 가 여럿 있는 경우 (**Shared Memory**)
  (공유 M 를 사용하는 P 간, 커널 내부 데이터를 접근하는 루틴들 간)
  + 시스템 콜을 통해 커널에 접근하는 P 의 루틴이 겹치는 경우

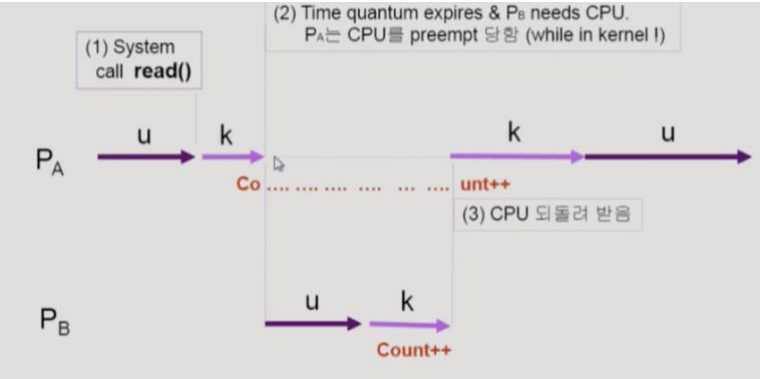
1) Kernel 수행 중 interrupt 발생 시

Kernel 안에서 increase 시 load->Increase->store 로 일어난다. 그러나 R 에 load 한 상태로 interrupt 들어왔을 경우, interrupt handler 로 넘어간다. 그러나 increase 된 값이 반영되지 않음.



- Critical section 중(공유 데이터에 접근하는 코드를 실행하는 중)에서는 interrupt 처리를 하지 않는 방법으로 해결한다.

2) Process 가 system call 을 하여 kernel mode 로 수행 중인데 context switch 가 일어나는 경우



Kernel code 실행 중 할당된 시간이 끝난 후 다른 P 로 넘어가고 critical section 또 거치며 증가 완료되기 전에 또 context switch 가 일어난 경우

□ 커널 모드에서 수행 중일 때는 CPU 를 preempt 하지 않음. User mode 로 돌아갈 때 preempt

3) Multiprocessor 에서 shared memory 내의 kernel data

이전의 방법처럼 단순히 interrupt enable/disable 로 해결되지 않는다.

CPU 가 여러 개 있는 경우. Critical section 의 데이터에 접근할 때 lock 을 걸고 완료 후 풀어주어야 한다.

□ 한번에 하나의 CPU 만이 커널에 들어갈 수 있게 한다. (비효율적)

□ 커널 내부에 있는 각 공유 데이터에 접근할 때마다 그 데이터에 대한 lock/unlock 을 한다.

19. SW 적으로 critical section 을 해결하기 위한 충족 조건

1) Mutual Exclusion(상호 배제): 하나의 프로세스가 critical section 수행 중이면, 다른 모든 프로세스들은 들어가면 안된다.
2) Progress: 아무도 critical section 에 없을 때 들어가려는 프로세스가 있으면 허용한다.
3) Bounded Waiting: critical section 을 위한 대기 과정에서 지나친 starving 이 없어야 한다.

20. SW 적인 해결

1) 본인의 차례가 아니면 while 돌면서 기다리고, 본인 차례이면 critical section 에 들어간다. 나올때 turn 을 다른 Process 로 바꿔준다.

```
do {
    while (turn != 0) ;     /* My turn? */
    critical section
    turn = 1;               /* Now it's your turn */
    remainder section
} while (1);
```

□ Progress 조건에 맞지 않는 코드(P 마다 빈도가 다를 수 있다.)

2) Process 마다 flag 변수가 있다. Critical section 에 들어가고 싶을 경우 flag 를 1 로 한다. 처음엔 0. 상대방 flag 가 0 일 때 들어간다. 빠져나올때 0 으로 바꾼다.

```
do {
   flag[i] = true;        /* Pretend I am in */
   while (flag[j]) ;      /* Is he also in? then wait */
   critical section
   flag [i] = false;      /* I am out now */
   remainder section
} while (1);
```

- 둘다 깃발을 들고 있을 수 있다. 아무도 못 들어갈 수 있다.

3) Peterson's Algorithm(피터슨의 알고리즘)

: 상대방이 깃발을 들고있고 상대방의 차례일 때만 기다린다. 내 차례일 때 두 가지 중 상대방이 어느 하나라도 만족하지 못하면 내가 들어간다. 들어가면서 상대방의 차례로 바꿔주고 나올 때 내 깃발을 내린다.

```
do {
        flag [i]= true;        /* My intention is to enter .... */
        turn = j;              /* Set to his turn */
        while (flag [j] && turn == j) ;  /* wait only if ...*/
        critical section
        flag [i] = false;
        remainder section
    } while (1);
```

- 3 가지 충족 조건을 모두 만족한다. 최고야
- But, Busy waiting(=spin lock)문제 발생
  = while 문 도는 동안 계속 CPU 와 memory 를 쓰면서 wait 하므로 비효율적.

21. HW 적인 해결 Test & Set

: 어떤 데이터를 읽고 쓰는 것이 하나의 instruction 으로 실행이 가능하다면, 해결할 수 있다.

- Critical section 에 들어가기 전에 lock 을 걸고, 나올 때 lock 을 푼다.
  (화장실 문 같은 원리)

```
Synchronization variable:
        boolean lock = false;

Process Pi
        do {
           while (Test_and_Set(lock)) ;
           critical section
           lock = false;
           remainder section
        }
```

22. Semaphores(세마포어)

: 정해진 변수 값 만큼 자원을 획득할 수 있다. P 와 V 는 atomic 하다.(동일 연산)

(Semaphore 는 일종의 추상 자료형)

- P 연산: 공유 데이터를 획득(lock 을 거는 과정)
- V 연산: 공유 데이터를 반환(lock 을 푸는 과정)
- Busy-wait (=spin lock)코드

```
Synchronization variable
semaphore mutex;    /* initially 1:  1개가 CS에 들어갈 수 있다 */

Process Pi
do {
        P(mutex);           /* If positive, dec-&-enter, Otherwise, wait. */
        critical section
        V(mutex);           /* Increment semaphore */
        remainder section
} while (1);
```

- Critical section 의 길이가 짧으면 사용해도 효율에 크게 차이 없음.

- Block & wakeup(=sleep lock)코드

```
typedef struct
{    int value;                 /* semaphore */
     struct process *L;         /*process wait queue*/
} semaphore;
```

세마포어를 기다리며 block 된 process 를 queue 형태로 list 에 매달아둔다.

```
P(S):   S.value--;      /* prepare to enter */
        if (S.value <0)  /* Oops, negative, I cannot enter*/
        {           add this process to S.L;
                    block();
        }

V(S):   S.value++;
        if (S.value <= 0) {
                    remove a process P from S.L;
                    wakeup(P);
        }
```

따라서 잠들고 깨우는 코드가 추가된다.

S.value 가 음수면 누군가가 자원을 기다리고 있다는 것. 깨울것이 있는지를 나타낸다.

-> CPU 적으로 효율적이다. But, Block & wakeup 의 overhead 가 있다. 일반적으로는 더 좋음.

23. 세마포어의 종류

1) Counting semaphore

: 자원의 개수가 정수로 주어진다. 자원이 여러개.

2) Binary semaphore(=mutex)

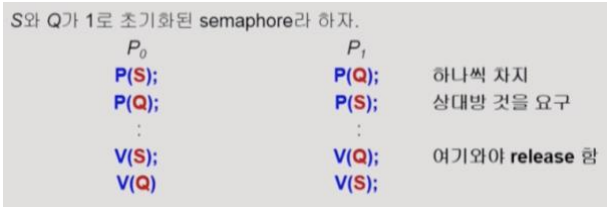
: 0 또는 1 값만 가질 수 있는 semaphore

- 주로 상호 배제에 사용.

24. Deadlock

: 세마포어의 문제점으로, 둘 이상의 프로세스가 서로 상대방에 의해 충족될 수 있는 event 를 무한히 기다리는 현상

- A 를 B 로 copy 하는 상황에선 A 와 B 를 모두 보유한 상황에서 A 에서 읽어서 B 에 쓴 후 둘 다 반환해야 한다. 이와 같이 Semaphore S, Q 를 모두 획득한 상황에서 일을 하려는 작업을 두 프로세스가 하려고 할 때, S 와 Q 가 자원의 개수가 1 인 semaphore 라고 한다면 문제가 생긴다.



상대방이 가진 것을 영원히 기다리게 된다.

□ 자원을 획득하는 순서를 맞춰주면 해결할 수 있다. 프로그래머가 코드 작성 시 유의해야 한다.

EX) 철학자들의 식사에서 모두가 왼쪽 젓가락을 들고 모두가 굶어 죽는 현상

25. starvation

: 특정 프로세스들만 자원을 공유하고 다른 프로세스에게 기회를 주지 않는 것.

Ex) 철학자들의 식사에서 양쪽 두 명이 한 명을 굶겨 죽이는 현상

26. Synchronous 의 문제점

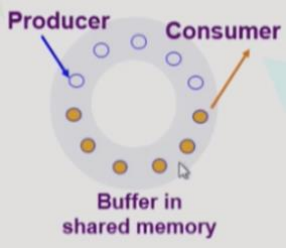
1) Bounded-Buffer Problem: 버퍼의 크기가 유한한 환경에서 생산자 소비자 문제

생산자 둘이 빈 버퍼 하나에 데이터를 동시에 넣으려 한다. -> lock 필요

소비자 둘이 찬 버퍼 하나에 데이터를 동시에 꺼내려 한다. -> lock 필요

+) 버퍼가 다 차면 생산자가 채울 수 없다. 빈 버퍼가 생길 때 까지 기다려야 한다.

+) 소비자의 반대 상황도 마찬가지. -> 가용 자원의 개수를 세는 Semaphore 필요



- 빈/찬 버퍼가 있는지/없는지 + 꺼내는/넣는 다른 프로세스가 있는지/없는지의 2 개의 세마포어로 해결

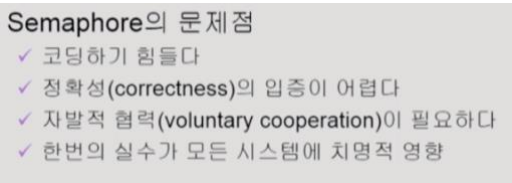
2) Readers-Writers Problem: 한 Process 가 공유 data 에 write 중일 때 다른 process 가 접근하면 안되지만, Read 는 동시에 여럿이 해도 된다는 문제

- 마지막 읽는 프로세스면 lock 을 풀어준다. Write 가능하도록.
- 읽을 때는 readcount++시킨다.
- Starvation 발생 가능한데, 신호등 만들면 된다.

3) 식사하는 철학자 문제: 생각하거나 밥 먹는다.

- 4 명의 철학자만이 테이블에 동시에 앉을 수 있도록 한다.
- 젓가락을 두 개 모두 집을 수 있을 때에만 젓가락을 집을 수 있게 한다.
- 짝수(홀수)철학자는 왼쪽(오른쪽) 젓가락부터 집도록 한다.

27. 세마포어의 문제점



- 모니터를 제공하여 해결한다.

28. 모니터

: 공유 데이터를 접근하기 위해서는 procedure 를 꼭 거쳐야 한다. 하나만 가능하게 해주므로 lock 걸 필요 없다.

- 모니터를 통해서 접근해야 한다.
- 공유 버퍼 자체가 모니터 안에 정의되어 있기 때문에 lock 을 걸 필요가 없다. (세마포어코드 - lock)

- 모니터 안에서 하나의 프로세스만 활성화된다. (wait, signal)

29. Deadlock (교착상태)

: 각자가 일부 자원을 점유하고 있으면서 상대방이 점유한 자원을 요청하는 상태

- 자원은 HW 자원 일수도 SW 자원 일수도 있다.

30. Deadlock 발생 조건 4 가지

1) 상호 배제: 매 순간 하나의 프로세스만이 자원을 사용할 수 있음
2) No preemption(비 선점): 프로세스는 자원을 스스로 내어놓을 뿐 강제로 빼앗기지 않음
3) Hold and wait: 자원을 가진 프로세스가 다른 자원을 기다릴 때 자원을 놓지 않고 계속 기다리고 있음
4) Circular wait: 자원을 기다리는 프로세스간에 사이클이 형성됨

   -> Resource-allocation grapgh(자원 할당 그래프)를 보고 알 수있다.

31. Resource-allocation grapgh(자원 할당 그래프)

: Cycle 이 없으면 deadlock 이 아니다. 있으면 고민 해봐야함. Deadlock 일수도 아닐수도 있다.

32. Deadlock 의 처리방법

1) Deadlock prevention: Deadlock 발생 조건 4 가지 중 하나를 차단하여 예방하는 방법
   - Hold and wait(시작 시 모든 필요한 자원을 할당, 필요할 경우 모두 놓고 다시 요청)
   - No preemption(preemption 으로 바꿈 그러나 context 가 저장 및 보존되어야 함)
   - Circular wait(모든 자원 유형에 할당 순서를 정하여 순서대로 할당)
     - 모두에 대하여, Utilization 저하, throughput 감소, starvation 문제 (비효율적)
2) Deadlock Avoidance

   : 최대 자원을 미리 알아 놓고, Deadlock 의 가능성이 없는 경우에만 자원 할당

   +) 자원 1 개일땐 graph 로 여러 개 일 땐 Banker's Algorithm(최대-할당)으로 해결
3) Deadlock Detection and recovery

   : 자원 1 개일땐 graph 로 여러 개 일 땐 Banker's Algorithm(최대-할당)으로 detection
     - Recovery1: 발생 시 다 죽여버린다.
     - Recovery2: deadlock 없어질 때까지 하나씩 다 죽인다.
4) Deadlock Ignorance: 매우 드물게 발생하므로 조치 자체가 overhead 다. 무시(대부분의 OS 가 채택)

<5 장 Memory management>

1. Address

1) Logical address(=virtual address)
   - 프로세스마다 독립적으로 가지는 주소 공간

- 각 프로세스마다 0 번지부터 시작
- CPU 가 보는 주소는 logical address 이다.

2) Physical address
   - 메모리에 실제 올라가는 위치

- 주소 바인딩(Address binding): 주소를 결정하는 것
- 어떠한 프로그램이 실행되기 위해선 실데 물리 메모리 주소가 있어야 한다.
- Symbolic Address(프로그래머의 변수) -> Logical Address -> Physical address

2. 주소 바인딩이 일어나는 시점

1) Compile time binding
   : 물리적 주소가 컴파일 시 정해진다.
2) Load time binding
   : 로더의 책임 하에 물리적 메모리 주소가 부여된다.
3) Execution time binding(=Run time binding)
   : 수행 시작 이후에도 프로세스의 메모리 상 위치를 옮길 수 있다.
   - 하드웨어적 지원이 필요하다 즉, MMU 의 도움.

3. **MMU(=Memory Management Unit)**

: 주소 변환을 해주는 **하드웨어**

- Relocation register(=base register): 시작 주소
- Limit register: 크기
  - 만약 limit register 보다 큰 logical address 요청이면 악의적이므로 trap
- 사용자와 CPU 는 logical address 만 알면 된다.

4. 몇 가지 용어

1) Dynamic Loading
   : 프로그램을 메모리에 동적으로 그때 그때 필요할 때 마다 올린다. <-> static loading(통째로 올림)
   - 프로그래머가 OS 가 지원하는 라이브러리를 이용하여 load 구현
2) Overlay
   : 초창기 프로그래머가 프로그램 쪼개서 올리고 내린 거
3) Swapping
   : 프로세스를 일시적으로 메모리에서 쫓아내는거
4) Dynamic Linking
   :Linking 을 실행시간까지 미루는 기법<-> static linking(라이브로리가 프로그램의 실행 파일 코드에 포함됨)

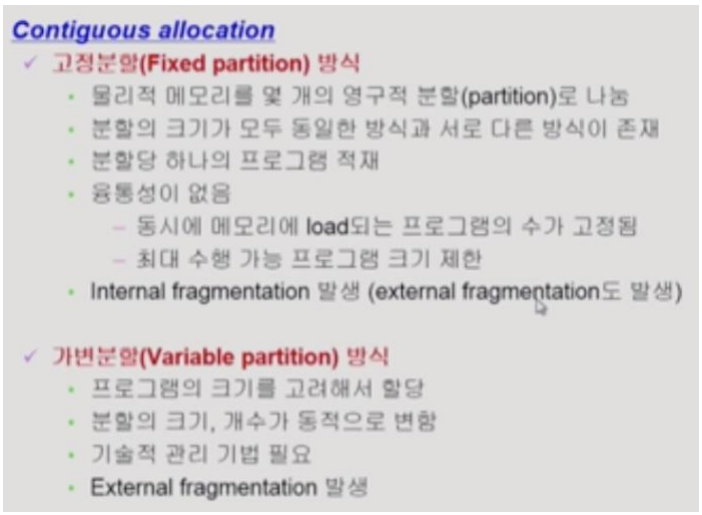
- Static linking
  - ✓ 라이브러리가 프로그램의 실행 파일 코드에 포함됨
  - ✓ 실행 파일의 크기가 커짐
  - ✓ 동일한 라이브러리를 각각의 프로세스가 메모리에 올리므로 메모리 낭비 (eg. printf 함수의 라이브러리 코드)
- Dynamic linking
  - ✓ 라이브러리가 실행시 연결(link)됨
  - ✓ 라이브러리 호출 부분에 라이브러리 루틴의 위치를 찾기 위한 stub이라는 작은 코드를 둠
  - ✓ 라이브러리가 이미 메모리에 있으면 그 루틴의 주소로 가고 없으면 디스크에서 읽어옴
  - ✓ 운영체제의 도움이 필요

5. Contiguous allocation(연속 할당)

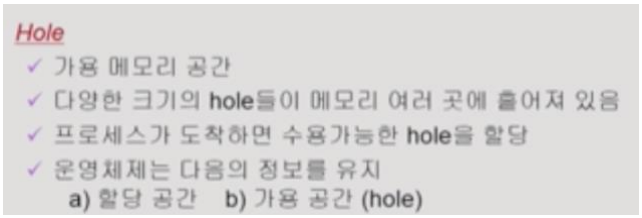
: 각각의 프로세스가 메모리의 연속적인 공간에 적재되도록 하는 것

- External fragmentation: 프로그램보다 fragmentation 이 작다.
- Internal fragmentation: 프로그램을 넣고 난 후의 fragmentation

//가변 분할에선 internal framentation 안생긴다.



- Hole



Hole 중에서 어느 공간에 program 을 넣어야 할까

: **Dynamic storage-Allocation Problem**

- **First-fit: 처음 발견한 hole**
- **Best-fit: size 가 n 이상인 가장 작은 hole 을 찾아서 할당**
- **Wort-fit: size: 가장 큰 hole 에 할당**

(First-fit 과 best-fit 이 효율적)

- Compaction: 사용 중인 메모리 영역을 한 군데로 몰고 hole 들을 다른 한 곳으로 몰아 큰 block 을 만드는 것 (run time binding 이 지원 돼야 할 수 있다.)

6. Noncontiguous allocation(연속 할당)

:하나의 프로세스가 메모리의 여러 영역에 분산되어 올라갈 수 있음

- Paging

  : 하나의 프로그램을 구성하는 주소 공간을 같은 크기의 page 로 자른다. Physical M 도 자른다.(page frame)

  Page 크기 = frame 크기(internal fragmentation 생길 수 있다 mod 나머지때문에)

  - MMU 에 의한 주소 변환이 복잡해진다.

- Segmentation

  : 프로그램의 주소 공간을 의미 있는 공간의 단위로 자른다.

  1) code /data/stack 단위

  2) 함수 단위

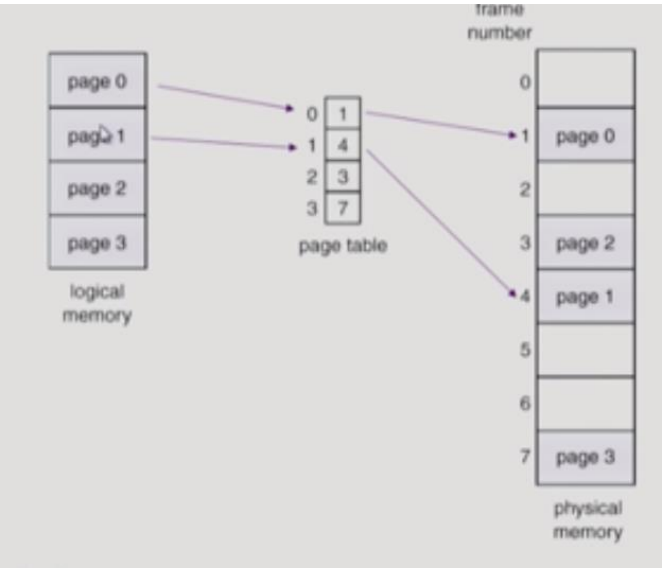
  -> 크기 동일하지 않으므로 **Dynamic storage-Allocation Problem 발생 가능**

7. paging

- Page table

  : logical memory 의 page 가 몇 번째 physical memory 의 frame 에 올라가 있는지 나타낸다.

  - Page number 만 바뀌고 내부의 page offset 은 변환이 없다.



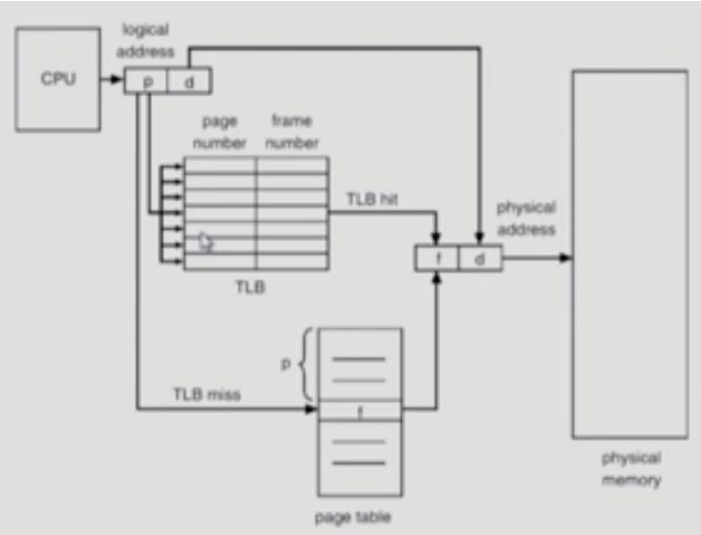
- Page table 의 구현

Page table은 *main memory*에 상주
Page-table base register (PTBR)가 *page table*을 가리킴
Page-table length register (PTLR)가 테이블 크기를 보관
모든 메모리 접근 연산에는 *2번의 memory access* 필요
page table 접근 1번, 실제 *data/instruction* 접근 1번
속도 향상을 위해
associative register 혹은 *translation look-aside buffer (TLB)*
라 불리는 고속의 lookup hardware cache 사용

- PTBR: 페이지 테이블 시작 위치
- PTLR: 페이지 테이블의 길이
- 메모리 접근이 2 번 필요 시간 너무 많이 든다.
- M 보다 빠른 M 와 CPU 사이에 존재하는 **TLB(= translation look-aside buffer)사용**
- Valid/invalid bit 이 있고, protection(접근 권한)

8. TLB

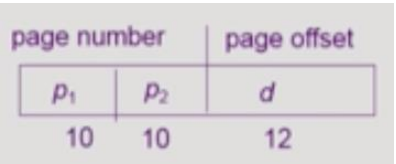
: 컴퓨터 구조 시간에 cache memory 와 같이 page table 의 주소 변환을 위한 cache

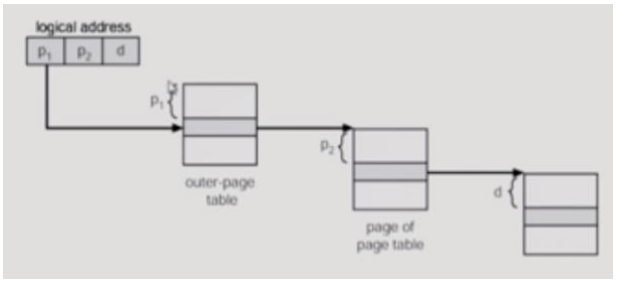


- TLB 는 page number 와 frame number 쌍으로 이루어져 있다.
- TLB 내부를 전부 찾아봐야 한다. 즉, parallel search 가 가능한 associative register 를 이용하여 구현
- TLB 는 context switch 때 flush(remove old entries) 되어야 한다.

9. 2-level page table

: 공간적 효율을 위함 (주소 체계 32, 64bit 이다 표현 가능한 정보는 2^32(4GB)-> 메가 단위의 page table 생김, 2^64(8GB)는 더 크겠지 -> 공간 낭비를 줄이고자 함)





1 table 에서 가리키는 2table 가서 p2 번째를 찾은 후 그 값은 frame #이다. Frame# 물리적 주소에서 d 번째 찾는다.

안쪽 페이지 table 의 크기는 page 크기와 같다.

- 첫 table 은 전체 주소 table 이지만, 사용되는 공간에만 2 table 만든다.

10. inverted page table

: 프로세스마다 존재하던 table 을 시스템 안에 단 하나만 존재하게 한다. 즉 물리적 메모리의 frame 개수만큼 존재한다.

- Idx 를 이용할 수 없다. 전부 검색해서 몇 번째 떨어져 있는가로 찾아야 한다.
- 공간 효율적이지만 시간적 overhead 발생 (associative register 이용해야 한다.)
- Pid 같이 저장해야 한다.

11. shared pages example

: shared code 에 대해 각각을 별도로 올리지 않고 1 copy 만 올린다.

- Read-only 로 세팅해야 한다.
- 동일한 logical address 에 위치해야 한다. (Shared code 이므로)

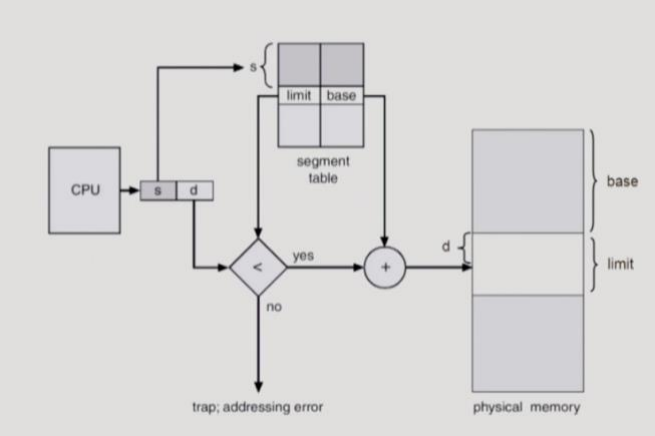
12. Segmentation

: 프로세스의 주소 공간을 의미 단위로 쪼갠 것.

- Segment 의 길이를 나타내는 limit 이 추가된다.

  //base 만큼 떨어진 곳에 limit 길이의 segment 가 있고 d 만큼의 offset 이동하면 있다.

  (base 는 Byte 단위의 주소로 주어져야 한다) -> 아닐 경우 trap

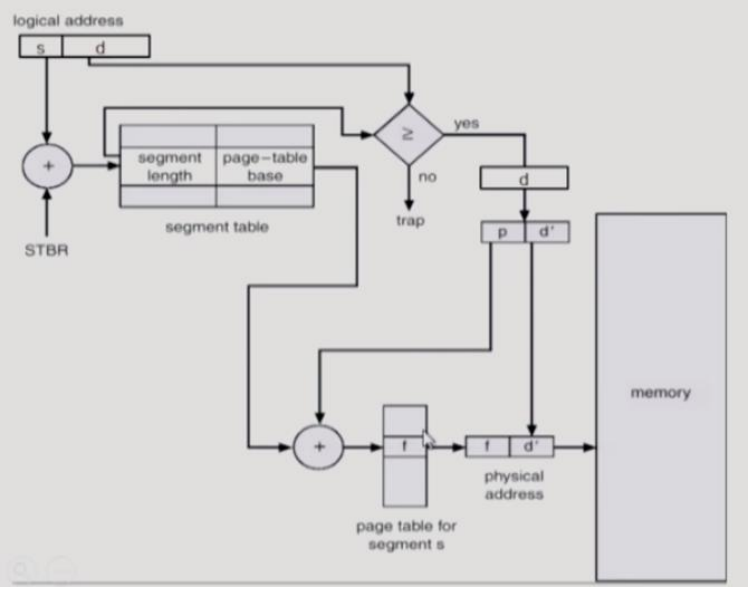


- Segmentation 은 의미 단위로 이루어지므로 sharing 과 protection 에 있어서 paging 보다 훨씬 효과적이다.

  +) table 낭비도 적다.
- But, 크기가 균일하지 않으므로 allocation 문제 발생한다.
- 마찬가지로 Sharing of Segments 존재.<-> private segment

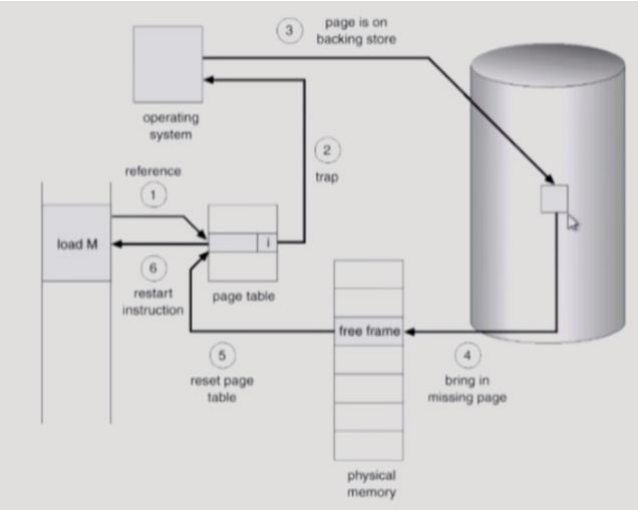
13. Paged Segmentation

: Segment 당 page table 이 존재한다. Segment-table entry 가 segment 의 base address 를 가지고있는 것이 아니라 segment 를 구성하는 page table 의 base address 를 가지고 있다.



14. Virtual Memory

- Invalid page 를 접근하면, MMU 가 trap 을 발생시킨다. (Page fault trap) 그럼, kernel mode 로 들어가서 page fault handler 가 실행된다.
- Page fault 의 처리(에만 OS 가 관여한다)



- 대부분의 경우 Page fault rate 적다. But, 한번 나면 시간 오래걸린다.

15. page replacement

: free frame 이 없는 경우 어떤 frame 을 빼앗아올지 결정해야 한다. 곧바로 사용되지 않을 page 를 쫓아내는 것이 좋다. 변경사항이 있을 경우 backing storage update 해줘야 한다.

- **Replacement algorithm** : page-fault rate 를 최소화 하는 것이 목표이다.

16. Optimal Algorithm

: 가장 먼 미래에 참조되는 page 를 replace(실현 불가능) -> **upper bound** 를 알 수 있다.

17. FIFO(First In First Out)

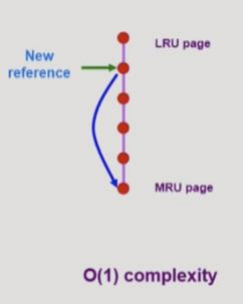
: 먼저 들어온 것을 먼저 내쫓음

- 메모리 frame 을 늘려주면 성능이 나빠진다.

18. LRU(Least Recently Used)

: 가장 오래 전에 참조된 것을 지움

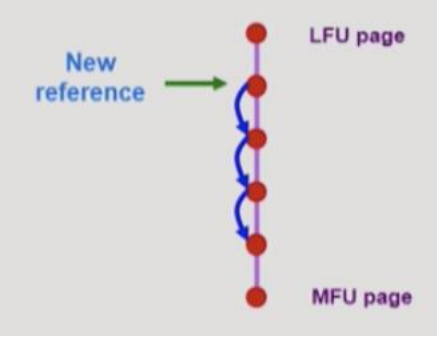
- Linked list 형태로 관리 가장 최근에 참조되면 가장 아래로 이동하고, 쫓아낼 때는 가장 위의 것을 쫓는다.
- **O(1)** complexity

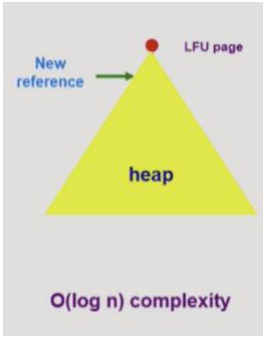


19. LFU(Least Frequently Used)

: 참조 횟수가 가장 적은 페이지를 지움

- 참조 시점의 최근성을 반영하지 못한다.
- LRU 보다 구현 복잡
- **O(n)** complexity -> 힙으로 구현 시 **O(log n)**





//아래로 갈수록 high frequency

- **OS 는 page fault 가 나지 않았을 때는 정보를 알 수 없다.**

20. Clock Algorithm (= Second chance algorithm)

: LRU 의 근사 알고리즘. OS 는 page 사용 정보 반밖에 모르므로 나온 알고리즘.

- Clock algorithm
  - ✓ LRU의 근사(approximation) 알고리즘
  - ✓ 여러 명칭으로 불림
    - Second chance algorithm
    - NUR (Not Used Recently) 또는 NRU (Not Recently Used)
  - ✓ Reference bit을 사용해서 교체 대상 페이지 선정 (circular list)
  - ✓ reference bit가 0인 것을 찾을 때까지 포인터를 하나씩 앞으로 이동
  - ✓ 포인터 이동하는 중에 reference bit 1은 모두 0으로 바꿈
  - ✓ Reference bit이 0인 것을 찾으면 그 페이지를 교체
  - ✓ 한 바퀴 되돌아와서도(=second chance) 0이면 그때에는 replace 당함
  - ✓ 자주 사용되는 페이지라면 second chance가 올 때 1
- Clock algorithm의 개선
  - ✓ reference bit과 modified bit (dirty bit)을 함께 사용
  - ✓ reference bit = 1 : 최근에 참조된 페이지
  - ✓ modified bit = 1 : 최근에 변경된 페이지 (I/O를 동반하는 페이지)

21. page allocation

: locality 를 고려해서 page frame 을 할당해야 fault 가 덜 난다.

각각의 frame 에게 어느 정도의 page 를 나누어 주자.

1) Equal allocation: 모두 똑같은 개수로
2) Proportional allocation: 크기에 비례
3) Priority allocation : Priority 따라 다르게 할당

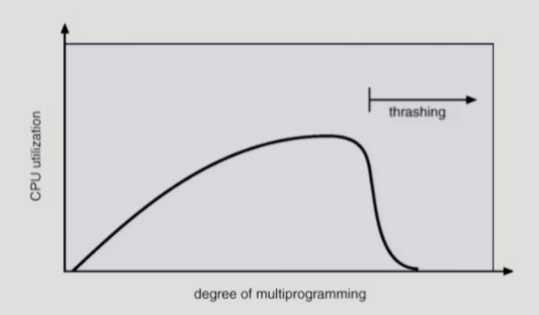
22. replacement

1) Global replacement: 미리 할당하지 않고 replacement 알고리즘에 맡긴다.
2) Local replacement: 자신에게 할당된 frame 내에서만 replacement. 다른 frame 에 영향 X
   Ex) window set algorithm, PFF

23. Thrashing

: 프로세스의 원활한 수행에 필요한 최소한의 page frame 수를 할당 받지 못한 경우 발생

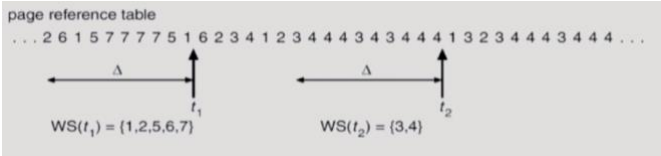
- Page fault 가 빈번하게 발생하므로 page fault rate 가 높아짐.
- CPU utilization 낮아진다. (fault 시 IO 해야하므로)
- 또 다른 프로세스가 추가된다. (**MPD: multi program degree 조절해줘야 한다.**)
- 더 빈번한 page fault



- **Working set 알고리즘으로 MPD 조절**

: 현재부터 과거 window 크기 이내의 page 를 working set 으로 유지한다.

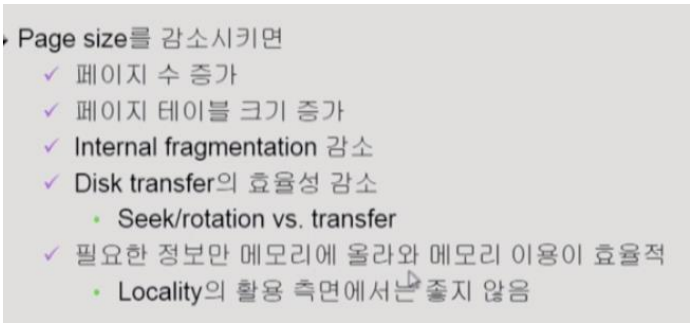
즉, 참조된 후 window size 시간 동안 page 를 메모리에 유지하고 버림.



- **PFF(Page-Fault Frequency)**

  : page-fault rate 의 상한값과 하한값을 둔다. 상한값 넘으면 frame 더주고, 하한값 이하면 frame 줄인다.

24. Page size 에 따른 정보



//디스크 입장에선 seek 시간이 길어진다. 한번에 올라오는게 좋다.

- 최근엔 page size 키워주는 추세

<6 장 File System>

1. 접근 권한 3bit 씩 표시
   1) Owner
   2) Group
   3) Public

2. File system 접근

1) Contiguous Allocation(순차적 접근)

: 연속해서 할당 된다.

- 단: Free block(= external fragmentation)생긴다.

  File 크기를 키울 수 없다. (미리 공간 확보할 수 있다고 해도 그만큼뿐이다.+ 낭비가능성 internal fragmentation)

  +) 할당 되었는데 사용 X: internal / 할당 못됨 : external

- 장: 빠른 I/O 가능하다. 한번의 seek 만 하면 된다.

  따라서, realtime 용이나 swapping 용으로 사용 가능

  Direct access(= random access)가능 (중간 위치 블럭 idx 처럼 바로 볼 수 있다.)

2) Linked Allocation

: linked list 형태

- 단: random access 불가능

  한 sector 고장 나면 뒤로 다 잃는다. (reliability 문제)

  포인터 저장해야해서 공간 효율성 떨어진다. -> FAT(File allocation table) 따로 만들면 해결

- 장: external fragmentation 안 생긴다.

3) Indexed Allocation(직접 접근)

: 블럭 하나에 idx 위치 정보 저장

장점
- ✓ External fragmentation이 발생하지 않음
- ✓ Direct access 가능

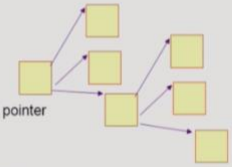
단점
- ✓ Small file의 경우 공간 낭비 (실제로 많은 file들이 small)
- ✓ Too Large file의 경우 하나의 block으로 index를 저장하기에 부족
  - 해결 방안
    1. linked scheme
    2. multil-level index

+) linked scheme: idx 블록 2 개 / 이중 idx: 또 다른 idx 가리킨다.

3. Free-Space (빈 블럭)관리: file system 이 한다.

+) Bit map or bit vector: 연속 공간 찾는데 효과적

- ***Linked list***
  - ✓ 모든 free block들을 링크로 연결 (free list)
  - ✓ 연속적인 가용공간을 찾는 것은 쉽지 않다
  - ✓ 공간의 낭비가 없다
- ***Grouping***
  - ✓ linked list 방법의 변형
  - ✓ 첫번째 free block이 n개의 pointer를 가짐
    - n-1 pointer는 free data block을 가리킴
    - 마지막 pointer가 가리키는 block은 또 다시 n pointer를 가짐



- ***Counting***
  - ✓ 프로그램들이 종종 여러 개의연속적인 block을 할당하고 반납한다는 성질에 착안
  - ✓ (first free block, # of contiguous free blocks)을 유지

4. 파일 시스템

- Virtual File System (VFS)
  - ✓ 서로 다른 다양한 file system에 대해 동일한 시스템 콜 인터페이스 (API)를 통해 접근할 수 있게 해주는 OS의 layer
- Network File System (NFS)
  - ✓ 분산 시스템에서는 네트워크를 통해 파일이 공유될 수 있음
  - ✓ NFS는 분산 환경에서의 대표적인 파일 공유 방법임

Page Cache and Buffer Cache

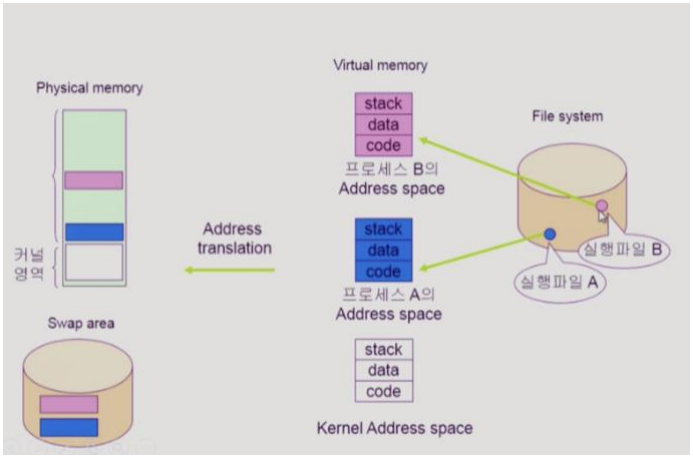
- ***Page Cache***
  - ✓ Virtual memory의 paging system에서 사용하는 page frame을 caching의 관점에서 설명하는 용어
  - ✓ Memory-Mapped I/O를 쓰는 경우 file의 I/O에서도 page cache 사용
- ***Memory-Mapped I/O***
  - ✓ File의 일부를 virtual memory에 mapping시킴
  - ✓ 매핑시킨 영역에 대한 메모리 접근 연산은 파일의 입출력을 수행하게 함
- ***Buffer Cache***
  - ✓ 파일시스템을 통한 I/O 연산은 메모리의 특정 영역인 buffer cache 사용
  - ✓ File 사용의 locality 활용
    - 한번 읽어온 block에 대한 후속 요청시 buffer cache에서 즉시 전달
  - ✓ 모든 프로세스가 공용으로 사용
  - ✓ Replacement algorithm 필요 (LRU, LFU 등)
- ***Unified Buffer Cache***
  - ✓ 최근의 OS에서는 기존의 buffer cache가 page cache에 통합됨

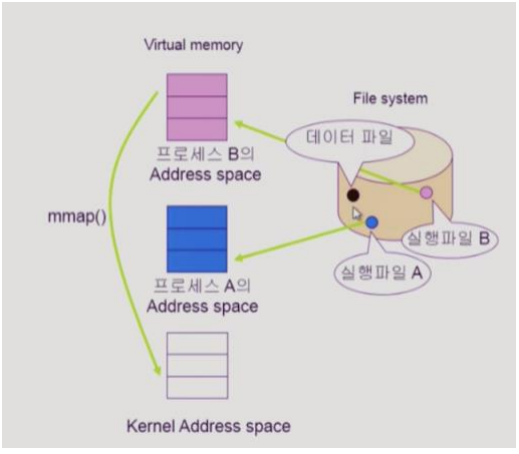
//page cache 와 buffer cache 비슷하지만 다르다.

+) buffer cache M 에 있다.

□ Page 는 OS 가 반만 알지만, buffer cache 는 OS 가 다 안다.(I/O 의 시스템 콜)

5. 프로그램의 실행





프로그램이 file system 에 실행 파일 형태로 저장되어 있다가, 실행시키면 process 가 되고 독자적인 주소 공간이 생긴다. 즉, Virtual memory 가 만들어진다. (code, data, stack) 주소 변환을 해주는 HW 에 의해서 당장 필요한 부분이 physical M 에 올라가고 쫓겨나는 애들은 swap area 로 간다. Code 는 이미 file system 에 있으므로 swap area 로 가지 않는다.

6. 디스크를 사용하는 이유

1) M 의 volatile(휘발성)한 특성 -> file system 필요

2) DRAM M 의 공간이 한정적 -> Swap space 의 용도로 사용

+) RAID: 여러개의 디스크를 묶어서 사용 (속도 향상, 신뢰성 향상)