9장. 가상 메모리

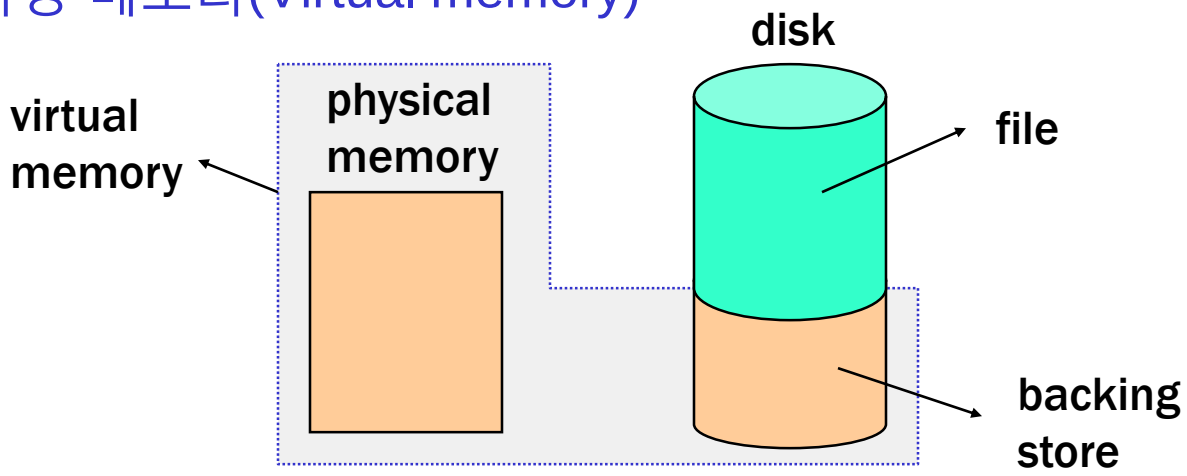
목표

- 가상 메모리의 이점(benefits) 소개
- 요구 페이징, 페이지 교체 정책, 페이지 프레임 할당 개념 설명
- working-set model의 원리 논의
- 공유 메모리와 memory mapped file 관계 탐구

9.1 배경 지식

- 실행되는 instruction은 물리 메모리에 있어야 함
- 이 요구조건의 충족 방법은?
  1. 프로그램의 전체 논리 주소 공간을 물리 메모리에 적재 후 실행
  2. 동적 적재(dynamic loading) – programmer's work
  3. **가상 메모리** 사용 – 실행에 필요한 부분만 물리 메모리에 위치

- 가상 메모리(Virtual memory)

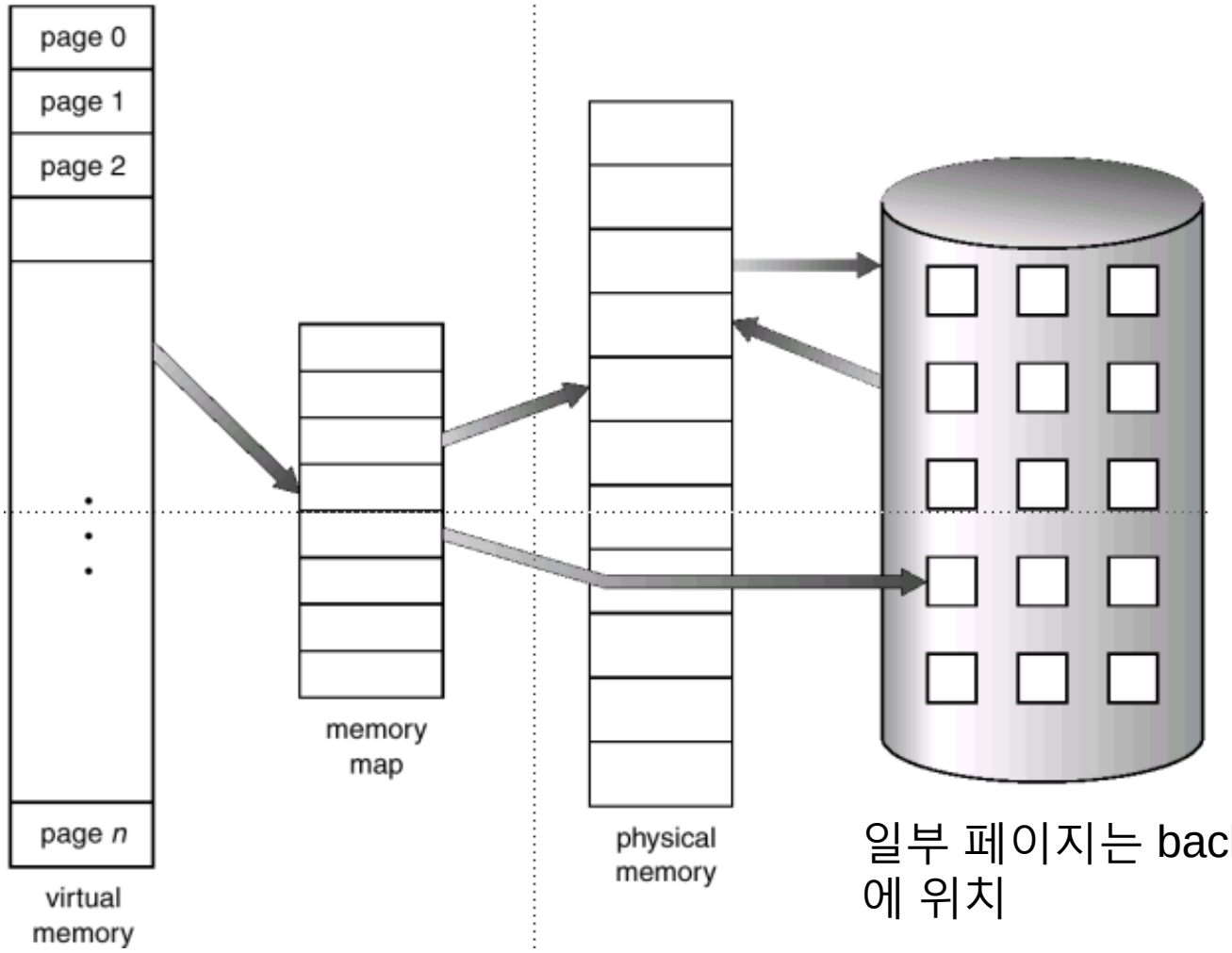


가상메모리(Virtual memory)

- Virtual memory
  - 프로그램의 논리 메모리와 물리적 메모리를 분리
  - 프로세스가 완전히 메모리에 적재되지 않아도 프로세스 실행 허용
  - 물리적 메모리보다 크기가 큰 가상 메모리 제공 가능
    (virtual memory size ≤ physical memory size+ backing store size)
  - 프로그램 크기가 물리적 메모리보다 클 수 있음
  - 페이지 단위의 swap-in/swap-out → 입출력 크기 감소

- Virtual memory의 구현 방법
  - **요구 페이징**(Demand paging)
  - 요구 세그먼테이션(Demand segmentation)→ 가변 크기 때문에 더 복잡

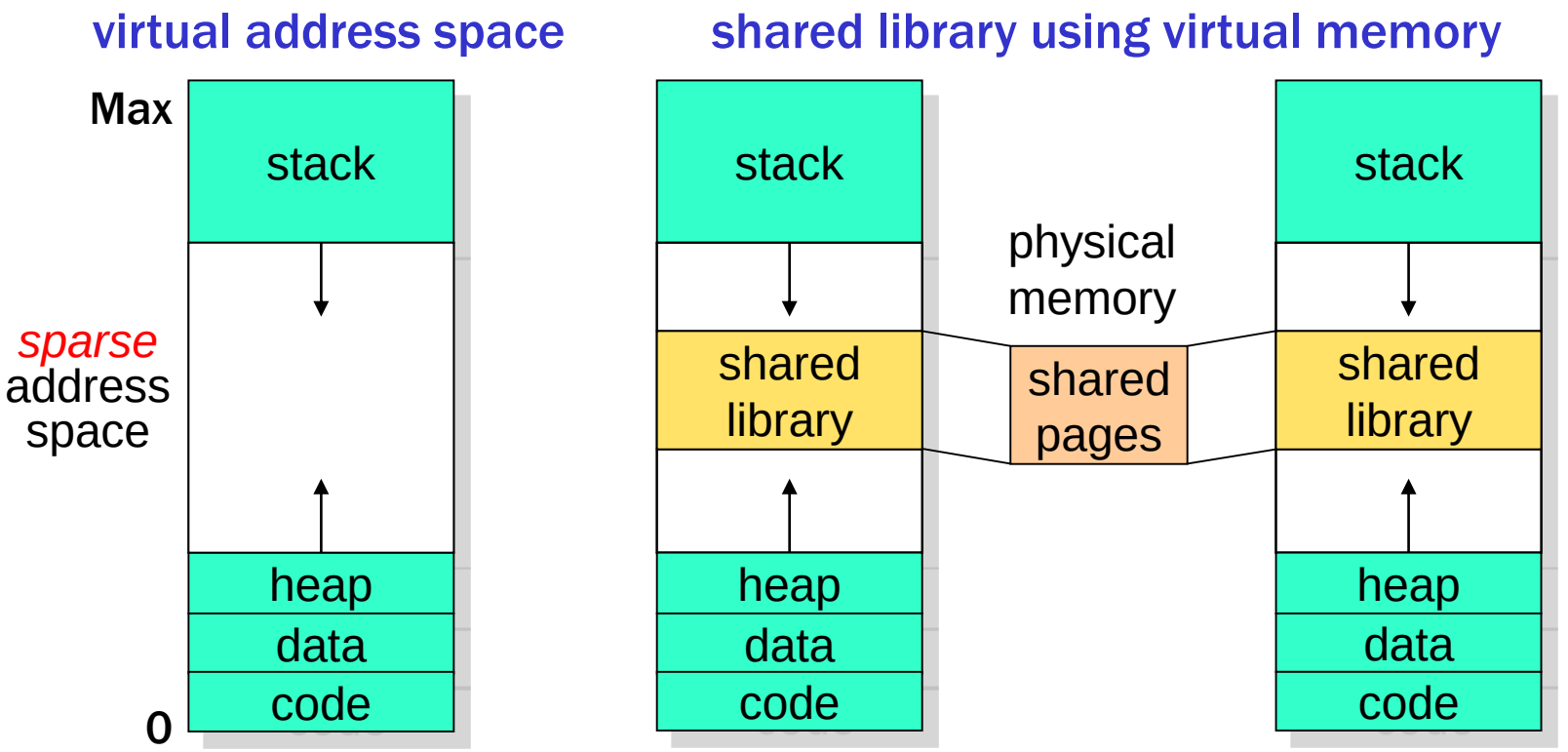
물리적 메모리보다 큰 가상 메모리



일부 페이지는 backing store에 위치

가상 메모리와 메모리 공유

- 가상 메모리는 프로세스들이 메모리와 파일 공유를 가능하게 함
  - 공유 라이브러리(shared library)
  - 공유 메모리(shared memory)
  - fork()에 의한 프로세스 생성 동안 부모와 자식프로세스가 페이지 공유
    → 효율적인 프로세스 생성



9.2 요구 페이징(Demand Paging)

- 요구 페이징(Demang Paging)
  - page가 필요할 때 page를 메모리로 가져옴 – 필요한 page들만 적재

  (cf) swapping – 프로세스를 실행할 때에 프로세스 전체 공간을 메모리에 적재하고, 메모리 공간을 비워줄 때에 전체 공간을 디스크로 이동함
  - 요구 페이징을 수행하는 프로그램을 lazy swapper 또는 pager라고 부름
- 요구 페이징의 장점
  - 입출력 감소 → swap 시간 감소
  - 적은 메모리 사용 → 메모리 공간 절약
  - 빠른 응답 시간
  - 더 많은 사용자 허용

요구 페이징 구현 - Valid Bit 사용

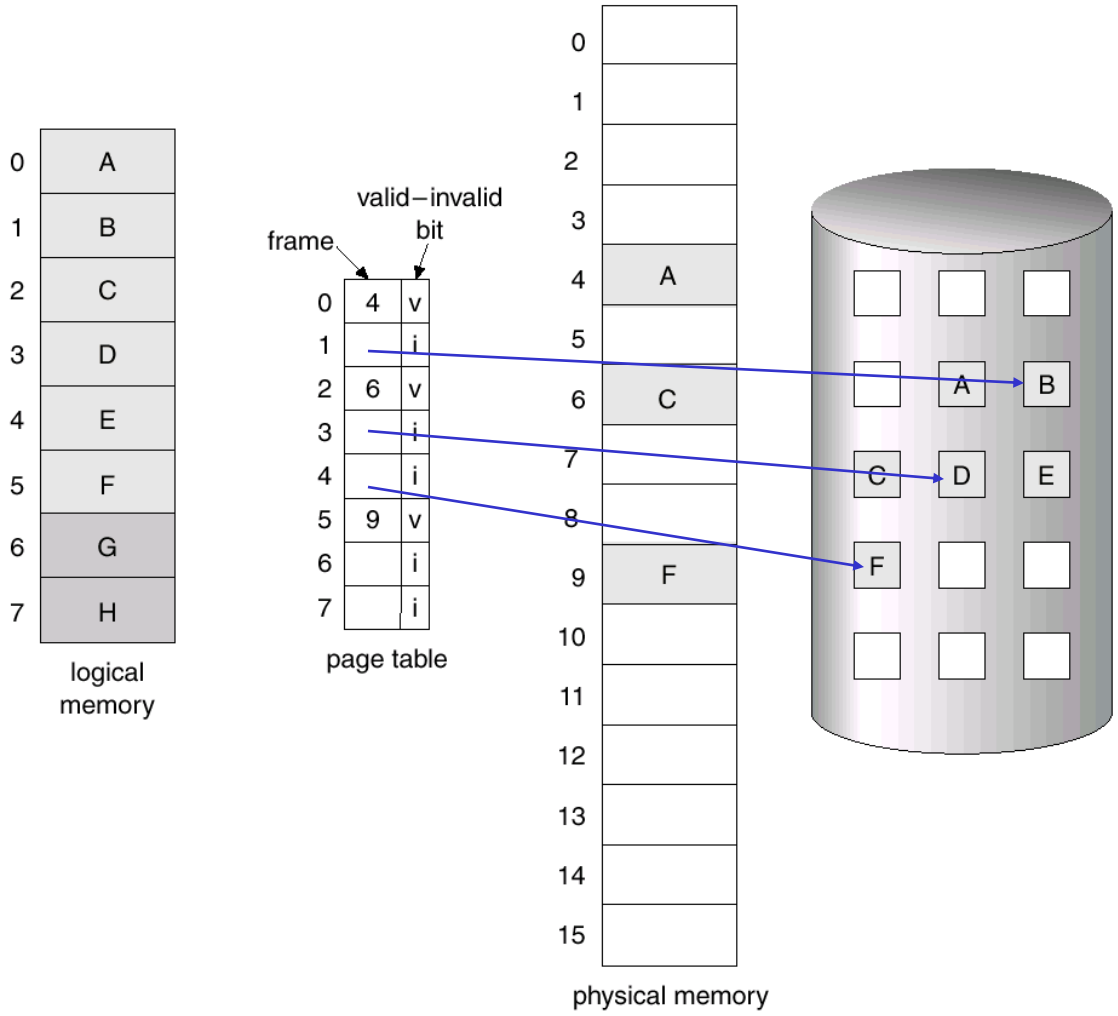
- 필요사항 – valid bit를 사용한 page table, 보조기억장치
  - paging 하드웨어와 같음
- valid bit – 각 page table entry에 포함
  - 1 ⇒ in memory
  - 0 ⇒ not in memory

    (1) 디스크에 있음 (valid), 또는 (2) 유효하지 않음
  - 초기값: 모든 valid bit = 0
    - page가 메모리에 적재될 때에 1로 설정

frame no.	V
page frame no.	1
page frame no.	1
…	
page # on disk	0
----	0

- Demand paging 구현
  - paging table을 사용한 주소 변환 과정에서 (hardware 동작)
    - if valid bit = 1 (메모리에 적재된 유효한 페이지) ➔ 메모리 참조
    - if valid bit = 0 (메모리에 없음) ➔ page fault trap 발생
  - page fault trap 처리 (운영체제 trap handler)
    - 메모리에 없지만, 디스크에 있으면 ➔ 해당 page를 메모리로 적재 후 재실행
    - 유효하지 않은 참조(invalid reference) ➔ 프로세스 중단(abort)

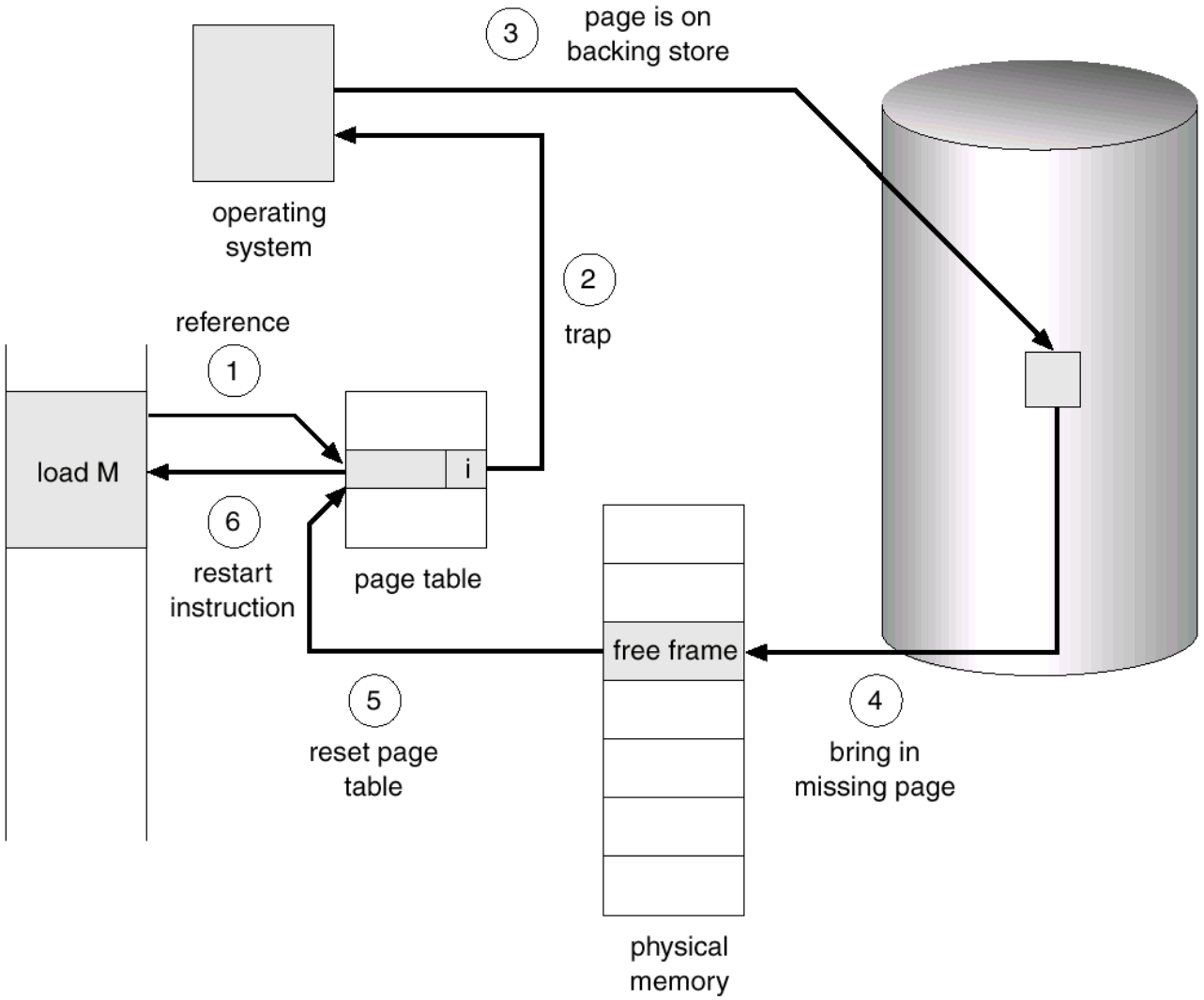
메모리에 적재되지 않은 페이지를 갖는 page table



페이지 부재(Page Fault) 처리

- Page fault 처리 과정
  1. page table의 해당 entry를 조사하여 invalid 원인을 알아냄
     - Invalid reference ➔ abort.
     - not in memory, but on the disk ➔ page it in.
  2. free(empty) frame을 찾음
  3. 디스크에 있는 page를 page frame으로 swap in → disk read 동작스케줄
  4. disk read가 완료되면 page table 갱신
     - 적재된 page의 page table entry에서 valid bit = 1로 설정
  5. page fault trap에 의해 중단되었던 instruction을 재시작
- 순수 요구 페이징(Pure demand paging)
  - 요구 받기 전에는 page를 메모리에 적재하지 않음 – 적재하지 않은 상태에서 프로그램 실행을 시작함
  - 프로그램이 처음 실행될 때에 모든 페이지에 대해 page fault가 발생함
- 메모리 참조의 지역성(Locality of reference) 존재
  - 요구 페이징을 사용해도 만족할만한(reasonable) 성능을 보임

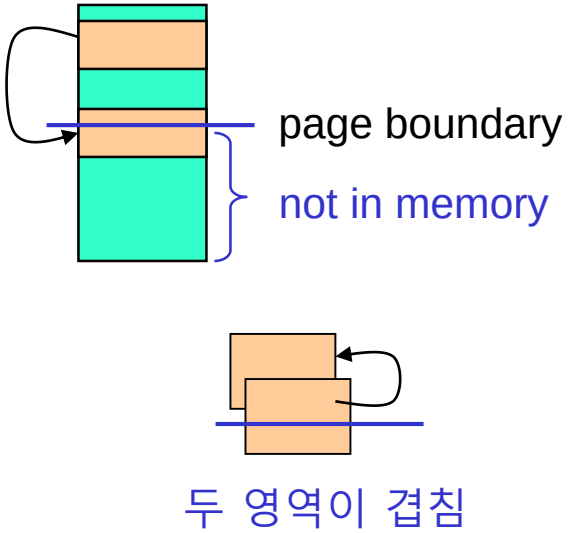
Page Fault 처리 과정



Page Fault 처리 후 instruction 재실행

- 처리하기 쉬운 예
  - 3주소 명령어 (예) add A, B, C
    - 과정: 명령어 인출 → A인출 → B인출 → 덧셈 → C에 저장
- 처리하기 어려운 예
  - block move instruction
    - page fault trap이 발생하면 메모리에 trap 발생 이전의 메모리 내용을 복원 해야 함 – overwrite 후에는 복원 불가능
    - 사전에 page fault 발생 가능성을 확인 → 발생이 가능하면 page fault trap 발생
  - auto increment/decrement mode operation

    (예) MOV (r2)+, –(r3)
    - 명령어를 재 시작하기 전에 수정된 r2, r3값을 원래 값으로 복원



Demand Paging의 성능

- 페이지 부재율(Page Fault Rate): p $(0 \le p \le 1.0)$
  - if p = 0, no page faults
  - if p = 1, every reference is a fault

  p가 0에 근접하도록 해야 함
- Effective Access Time (EAT)
  - EAT = (1 – p) × [memory access] + p × [page-fault time]
  - page-fault time = [page-fault trap 처리]+[swap page in]+[process재시작]

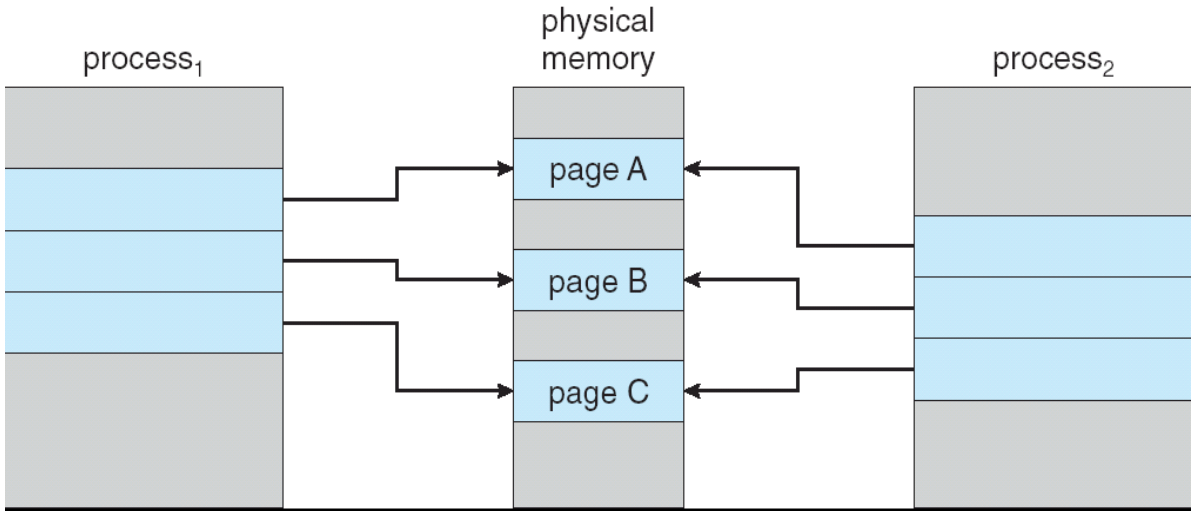
- (예) memory access time=200ns, 평균 page-fault time=8ms
  - EAT = (1-p)×200 + p×8,000,000 = 200 + 7,999,800×p
  - p=0.001 ➔ EAT = 8,200 = 8.2ms
  - 성능 10% 미만으로 저하(EAT < 220)시키는 page fault rate ?
    EAT < 220 → 7,999,800×p < 20 → p < 0.0000025 = 0.00025%
  - 페이지 부재 율 p를 낮게 유지하는 것이 중요.
    그렇지 않으면 EAT는 급격히 증가할 수 있음

9.3 쓰기 시 복사(Copy-on-Write)

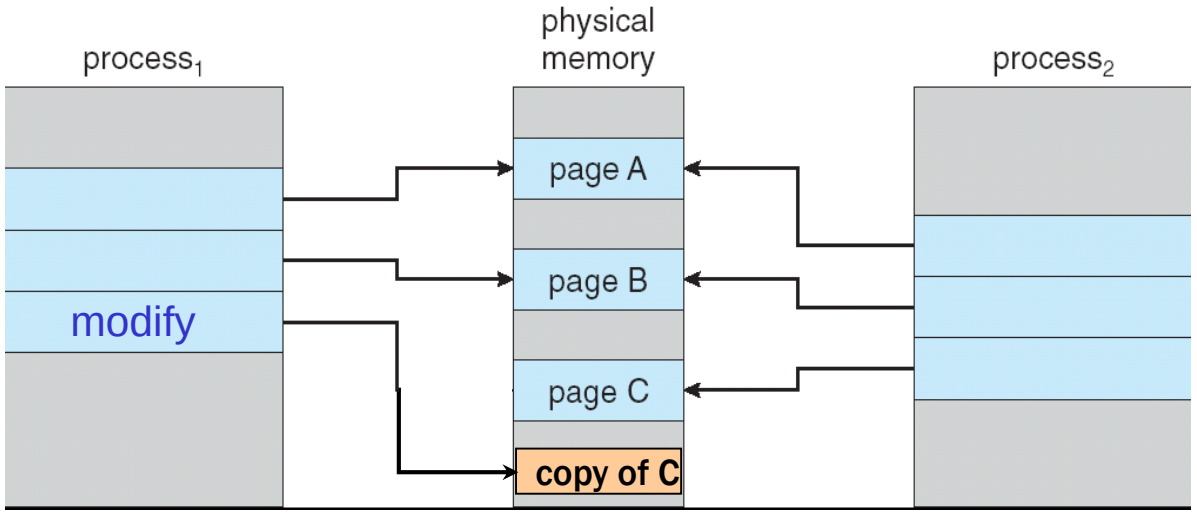
- Copy-on-write (COW)
  - fork()를 사용한 프로세스 생성시에 child process는 parent process와 같은 page 공유함 – page table 내용 복사, page는 복사하지 않음
    - exec()를 호출할 때 복사한 page가 쓸모 없게 되는 문제를 해결
  - 공유 페이지를 수정(write)한다면, 수정되는 page만 복사한 후에 수정함 (다음 슬라이드 그림)
  - 수정된 페이지만 복사되므로 효율적인 process 생성
- Zero-fill-on-demand
  - free page frame을 할당할 때에 0으로 채워 이전 내용을 지운 후 할당함
  - stack 또는 heap이 확장되거나, copy-on-write를 수행할 때에 free page frame 할당 시에 사용

Copy-on-Write

Before modification



After modification (Copy on write)

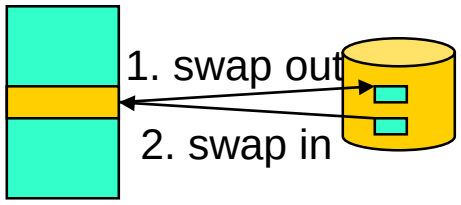


9.4 페이지 교체(Page Replacement)

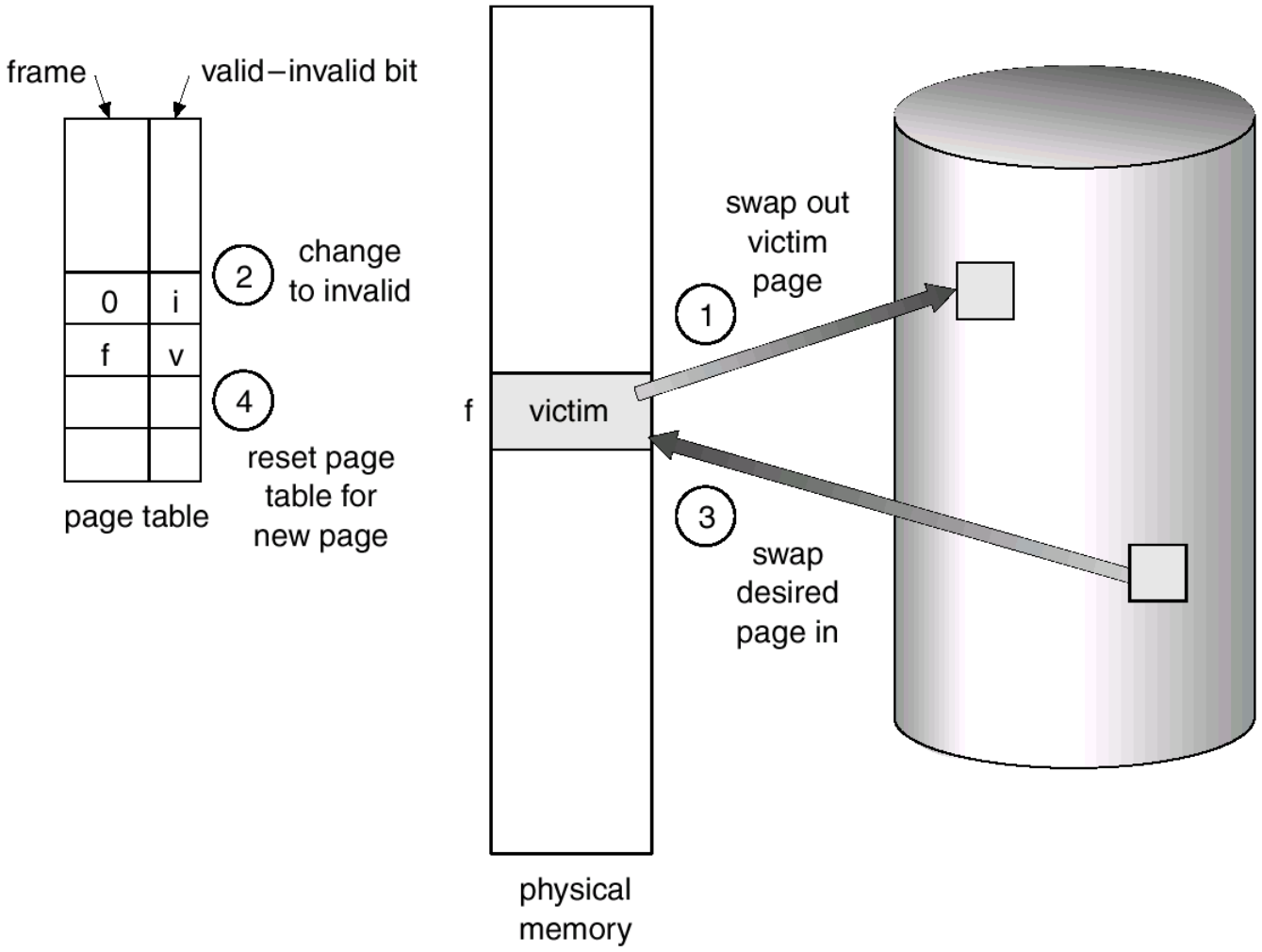
- free page frame이 없는 경우(over-allocation)의 해결책
  1. multiprogramming의 정도를 낮춤
     - 프로세스 종료 또는 프로세스 swap out 후 page frame을 해제함
  2. page replacement
- 페이지 교체(Page replacement)
  - free frame이 없으면
    메모리에 있는 사용 중이 아닌 page frame을 선택하여 swap out하고,
    새로운 page를 비워진 page frame으로 swap in함
  - demand paging의 기본이 됨
  - 논리 메모리와 물리적 메모리의 분리가 완성됨
- 페이지 교체 알고리즘
  - 교체 대상으로 선택되는 page frame을 결정하는 알고리즘
    - victim frame
  - page fault 수를 최소화하는 알고리즘으로 선정

페이지 교체의 기본 과정

- page replacement을 포함하도록 Page-fault service routine을 수정
  1. 디스크에서 필요한 page 위치를 찾음
  2. free frame을 찾음
     (a) 있으면, 그것을 사용함
     (b) 없으면, **page replacement 알고리즘**을 사용하여 **victim frame** 선택
     → victim frame을 디스크에 저장하고 page table과 frame table 수정
  3. 필요한 page를 free frame에 가져오고, page table과 frame table 수정
  4. page fault가 발생한 instruction 재시작
- free frame이 없다면 2번의 page 전송 필요(swap out, swap in)
- Modify bit (Dirty bit)를 사용한 page 전송 감소 방법
  - **Modify (Dirty)** bit – 페이지가 수정되었음을 표시
  - 페이지 교체 시에 수정된 페이지만 쓰기를 수행
    - 페이지의 원본이 디스크에 있을 때에 page가 변경되지 않았으면 swap out 불필요



Page Replacement View



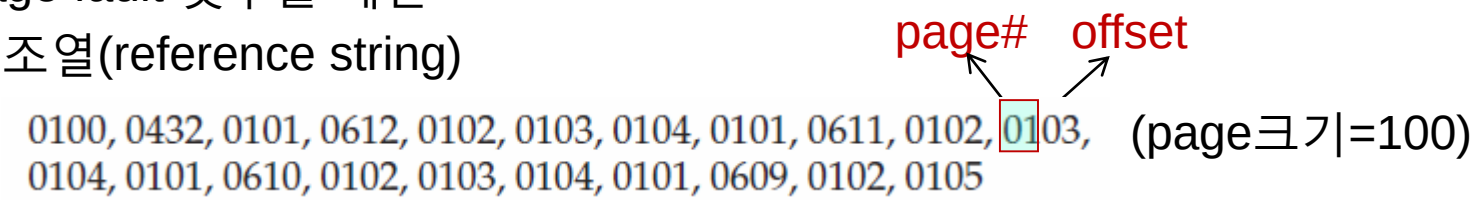
Demand Paging and Page Replacement

- 요구 페이징 구현에 필요한 두 가지 중요 알고리즘
  - frame 할당 알고리즘
  - page 교체 알고리즘

- Frame 할당 알고리즘
  - 여러 프로세스가 존재하는 경우, 각 프로세스에게 얼마나 많은 frame을 할당해야 하는 가?

Page-Replacement 알고리즘

- 페이지 부재율이 낮은 것으로 선정
- 알고리즘 평가
  - 특정 메모리 참조열(페이지가 참조되는 순서)에 대해서 수행하여 page fault 횟수를 계산
  - 참조열(reference string)

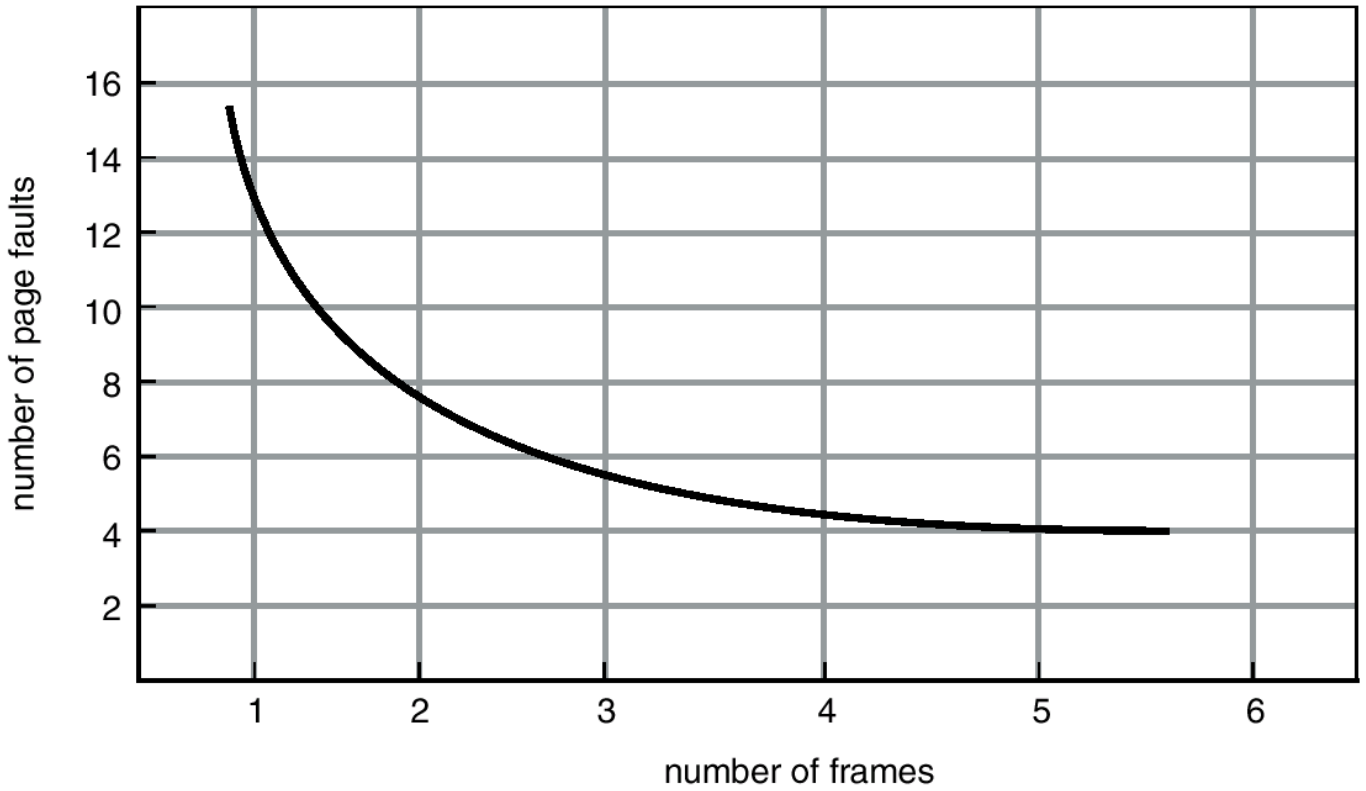


➔ reference string: 1, 4, 1, 6, 1, 6, 1, 6, 1, 6, 1

- Page-Replacement 알고리즘
  - **FIFO** : 가장 오래된 페이지를 교체
  - **LRU** (least recently used) : 최근에 사용되지 않은 페이지를 교체
  - LRU Approximation
  - Counting-based : LFU(least frequently used), MFU(most FU)
  - Page-buffering

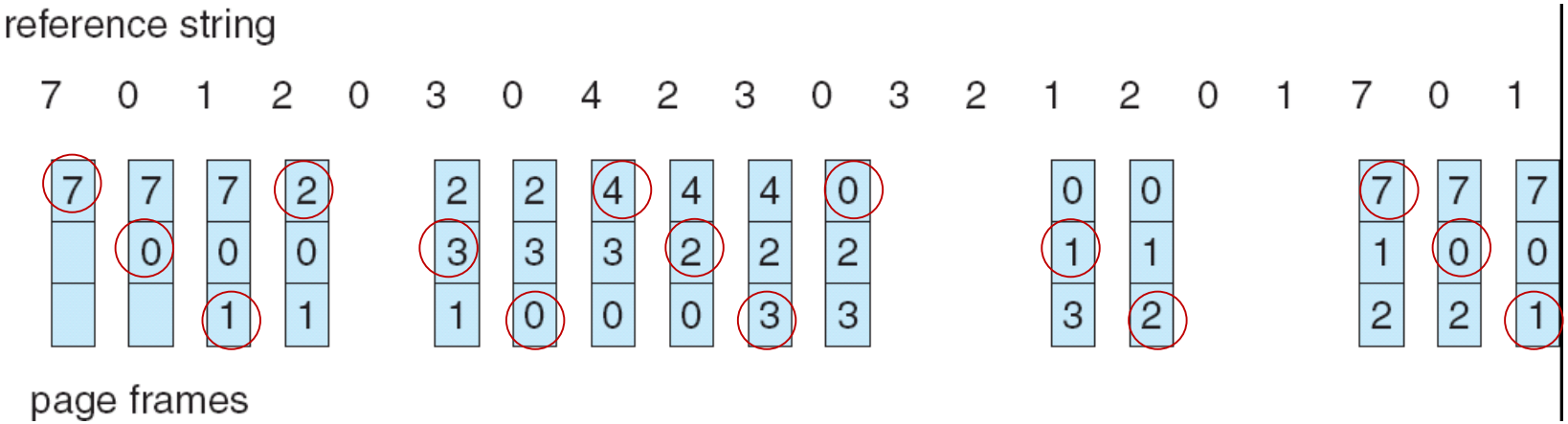
가용 frame 수와 page fault와의 관계

- 가용 frame 수가 증가할 수록 page fault 수는 감소할 것으로 예상



FIFO Page 교체

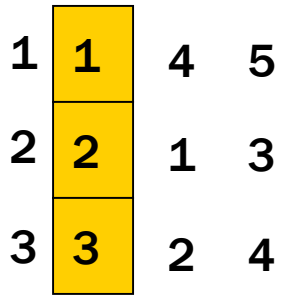
- **가장 오래된** page frame을 교체



15 page faults

FIFO 교체 알고리즘 – Belady 모순 발생 가능

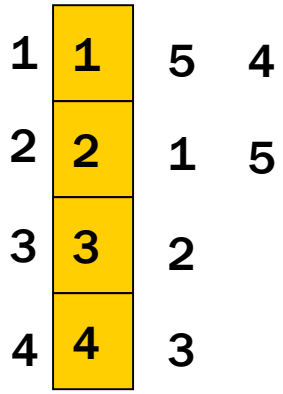
- (예) Reference string: 1, 2, 3, 4, 1, 2, 5, 1, 2, 3, 4, 5
  - 3 frames / process



1, 2, 3, 4, 1, 2, 5, 1, 2, 3, 4, 5

➔ 9 page faults

  - 4 frames / process

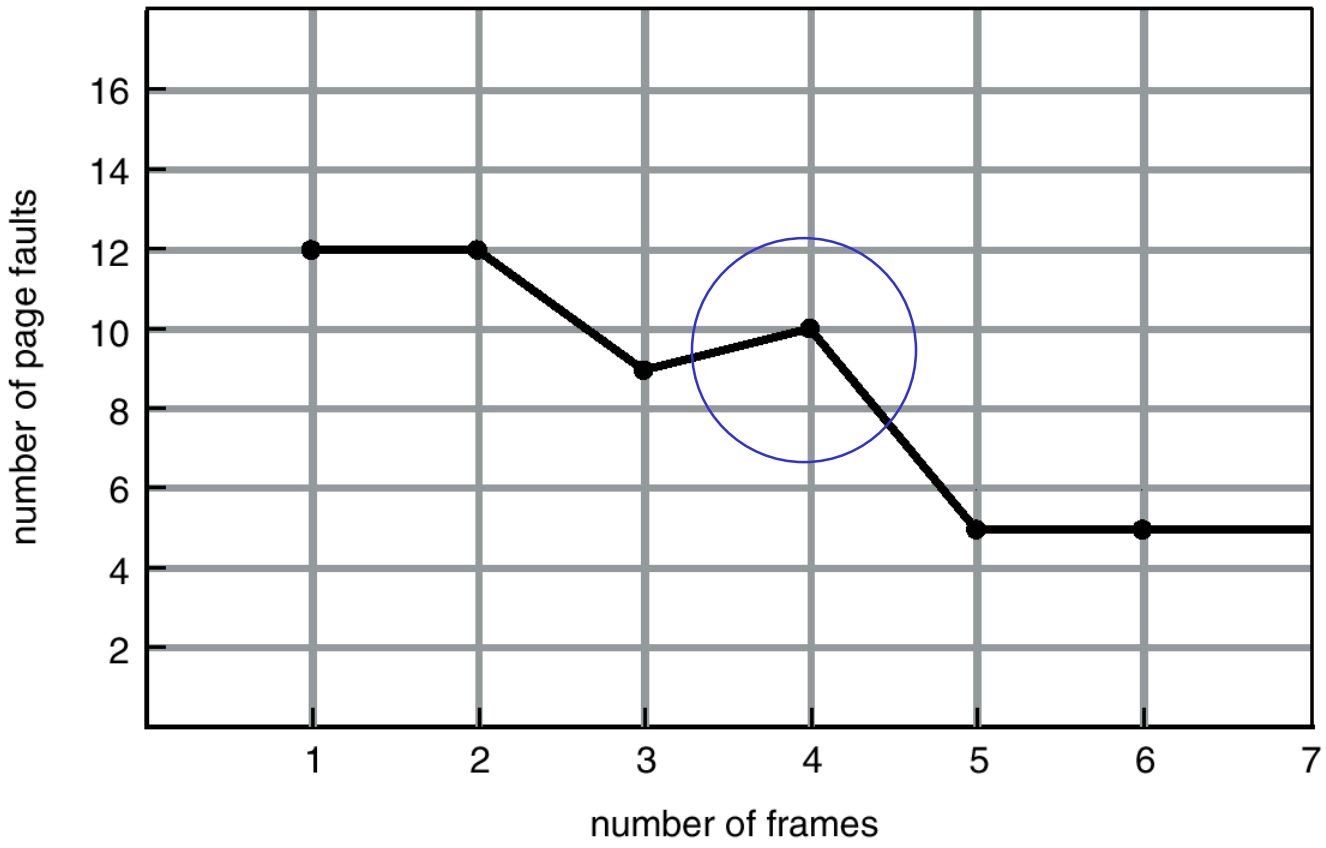


1, 2, 3, 4, 1, 2, 5, 1, 2, 3, 4, 5

➔ 10 page faults

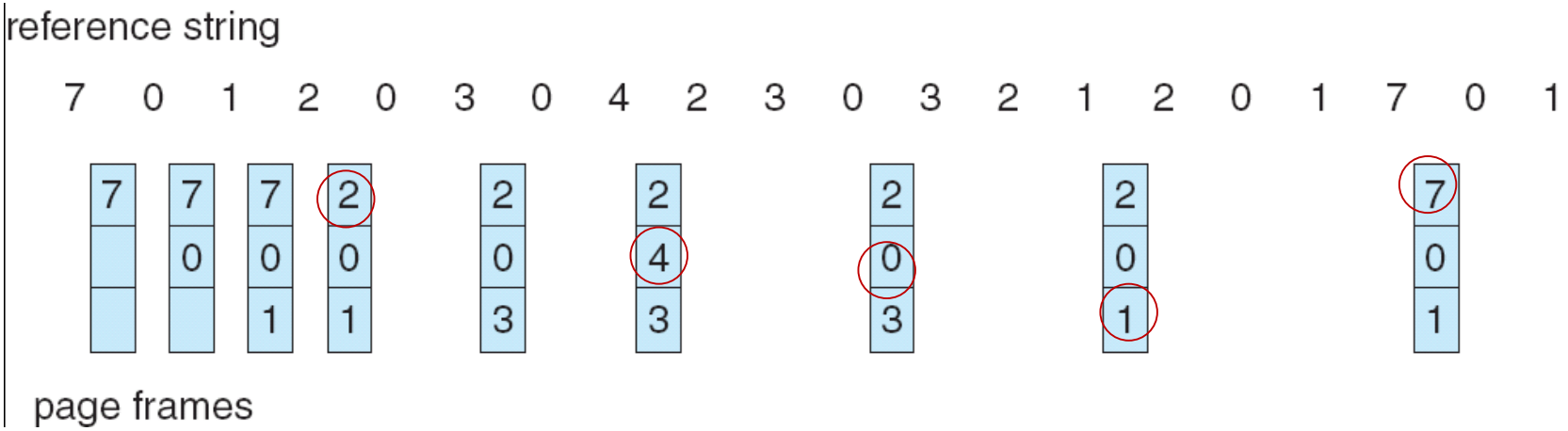
Belady's Anomaly

- FIFO Replacement – Belady's Anomaly 발생 가능



Optimal Algorithm

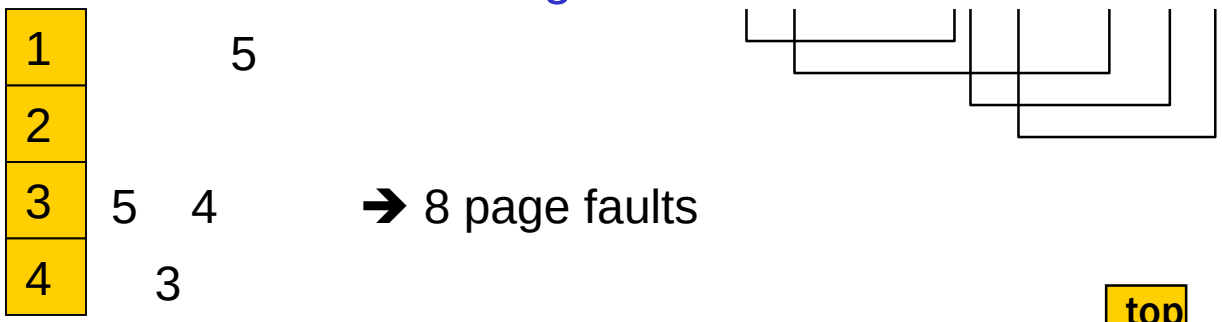
- 가장 오랫동안 사용되지 않을 page를 교체
  - 이러한 page을 알기 어려움 (SJF CPU 스케줄링 알고리즘과 유사)
- 주로 알고리즘의 비교 목적으로 사용됨
- (예)



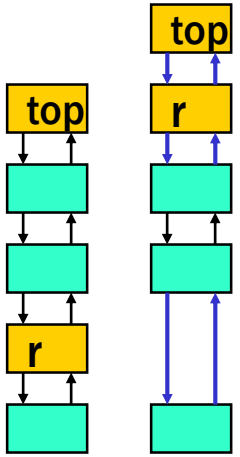
9 page faults

Least Recently Used (LRU) Algorithm

- 가장 덜 최근에 사용된 (가장 오래 전에 참조된) page를 교체
  - 최근의 과거를 가까운 미래의 근사치로 추정
- (예) 4 frames: reference string: 1, 2, 3, 4, 1, 2, 5, 1, 2, 3, 4, 5



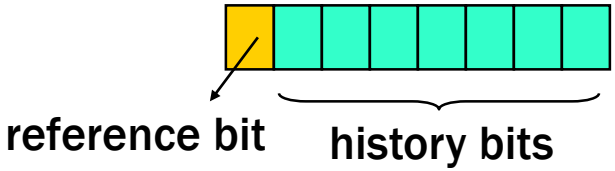
- LRU 구현 ➔ 하드웨어 도움이 필요
  - counter – page table entry에 counter 포함.
    - 메모리 참조마다 clock을 증가
    - 페이지 참조마다 clock을 counter로 복사
    - counter값이 최소인 page 교체
  - stack – 페이지 번호 저장용 stack을 유지
    - 페이지 참조마다, 참조된 페이지 번호를 stack top으로 이동
    - stack bottom의 페이지 교체



LRU 근사 알고리즘

- 참조 비트(Reference bit)
  - 각 page entry에 1비트 reference bit 사용, 0으로 초기화
  - page가 참조되면, 1로 설정
  - page가 사용되는 순서는 알지 못함.
  - 참조되지 않은(참조 비트=0) page 중 하나를 선택하여 교체

- 부가적 참조 비트(Additional-Reference-Bit) algorithm
  - 참조 바이트 사용 – 일정 시간마다 참조 바이트를 shift right



(LRU) 00000000 < 01110111 < 10000000 < 10001110 (MRU)

LRU 근사 알고리즘 – 2차 기회 알고리즘

- 2차 기회 (Second chance) 알고리즘
  - 참조(reference) 비트만 사용
  - page들을 circular queue로 구현 (next slide)
  - 교체될 page를 순서대로 조사
    - 참조 비트가 1이면 0으로 설정. 기회를 한 번 더 줌
    - 참조 비트가 0이면 해당 페이지 교체
  - clock 교체 알고리즘이라고도 함
- 개선된 LRU 근사 알고리즘
  - (reference bit, modify bit) 사용
  - 4가지 조합

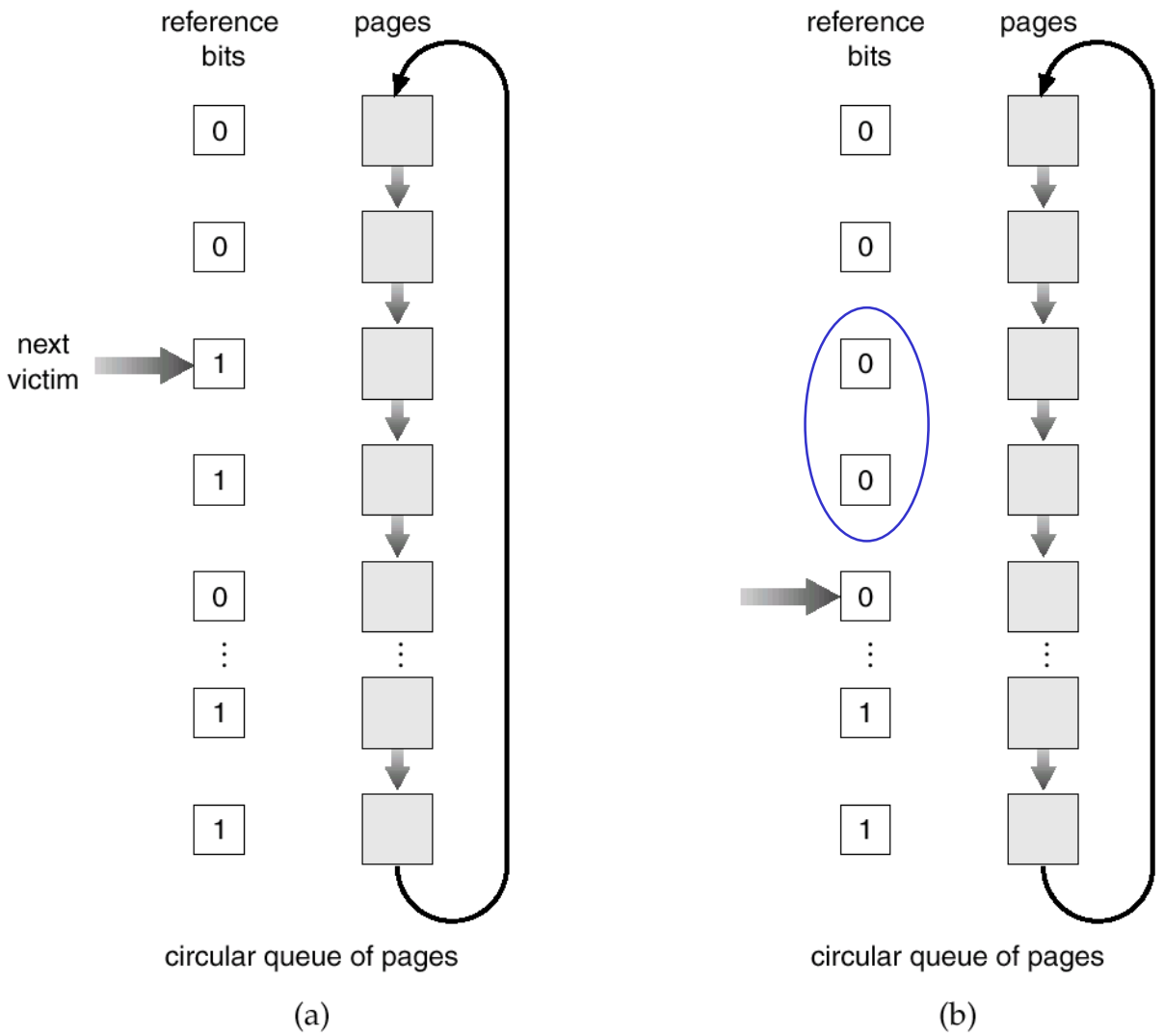
    (0,0) : neither recently-used nor modified (교체 대상 페이지)

    (0,1) : not recently-used but modified

    (1,0) : recently-used but not modified

    (1,1) : recently-used and modified

Second-chance(clock) page replacement

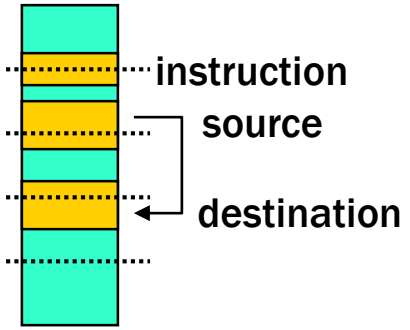


Counting Algorithms

- Counting Algorithm
  - 각 page entry에 참조 횟수 계수를 위한 counter 사용
  - 참조 횟수를 기반으로 교체 page 선택 – 많이 사용되지 않음
    - LFU(least frequently used) Algorithm
    - MFU(most frequently used) Algorithm
- Page-Buffering Algorithm
  - 가용 frame의 pool을 유지
  - 페이지를 먼저 free frame으로 읽은 후에, 편리한 시점에 victim 페이지를 디스크에 저장함
- 수정된 page-buffering algorithm
  - modified page list 유지함. paging device가 idle일 때 마다, 수정된 page를 선택하여 디스크에 저장 → victim page을 저장할 필요가 없음
  - free frame을 사용했던 page를 기억함
    이 frame을 재사용시에 디스크 입력을 할 필요가 없음

9.5 Frame 할당

- process에게 할당하는 frame 수
  - 최소 frame 수 – 아키텍쳐에 의해서 결정
  - 최대 frame 수 – 가용 물리 메모리 크기에 의해서 결정
- (예) IBM 370 – SS MOVE instruction은 6 page 이상 필요
  - instruction is 6 bytes, might span 2 pages.
  - 2 pages to handle from.
  - 2 pages to handle to.



- 할당 알고리즘
  - fixed allocation
    - 균등할당
    - 비례할당
  - priority allocation

Allocation Algorithms

- 균등할당(Equal allocation)
  - 모든 프로세스에게 똑같이 할당
    (예) 100 frames, 5 processes → 각 프로세스에게 20 pages씩 할당
- 비례할당(Proportional allocation)
  - 프로세스의 크기에 비례하여 할당
  - Let m = total # of frames, s_i = size of process p_i
    allocation for process p_i, $a_i = (s_i / S) \times m$
    , where $S = \sum s_i$

(예) m = 64, s1=10, s2=127 → S = s1+s2 = 137

a1 = (10/137) ×64 ≈ 5, a2 = (127/137) ×64 ≈ 59

- 우선순위 할당(Priority allocation)
  - 프로세스의 크기 대신에 priority 또는 크기 및 priority의 조합을 사용하여 비례할당 사용

Global 대 Local Allocation

- 전역교체(Global replacement)
  - 모든 frame 집합에서 교체할 frame을 선택함
  - 다른 프로세스로부터 frame을 가져올 수 있음
- 지역교체(Local replacement)
  - 각 프로세스는 자신에게 할당된 frame 집합에서 교체할 frame을 선택
- 일반적으로 전역교체가 시스템 throughput이 더 좋음

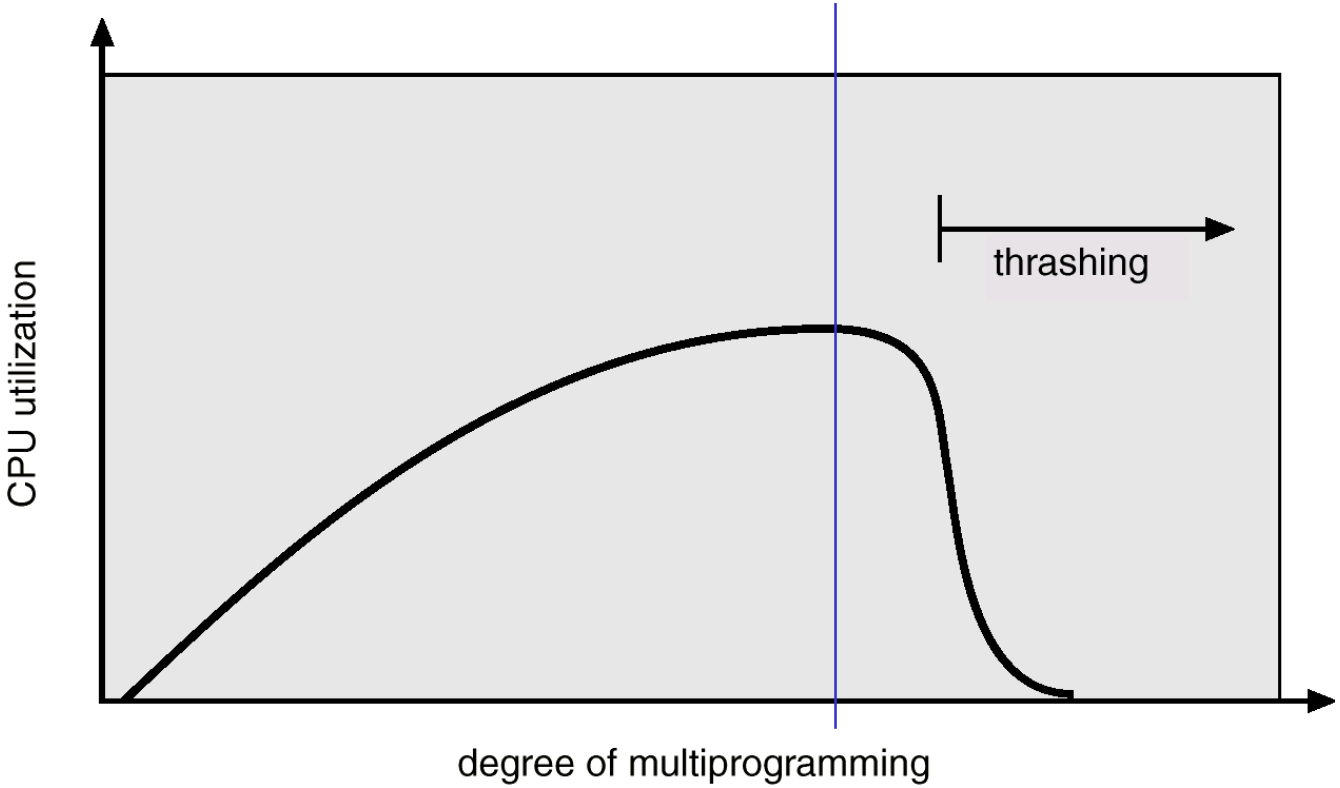
9.6 쓰레싱(Thrashing)

- 프로세스가 충분한 page를 할당 받지 못하면, page-fault rate가 매우 높아지게 됨
  - 프로세스가 swap-in/out에 시간을 소비 ➔
  - 낮은 CPU utilization. ➔
  - 운영체제가 multiprogramming의 정도를 증가시키도록 판단 ➔
  - 다른 프로세스가 시스템에 추가됨 ➔
  - 더 많은 page faults 발생 ➔
  - CPU utilization 더 악화됨

  (See next slide)

- Thrashing
  - 빈번한 page 교체로 프로세스가 반복적으로 swap in/out 하느라 바쁜 상황

Thrashing Diagram

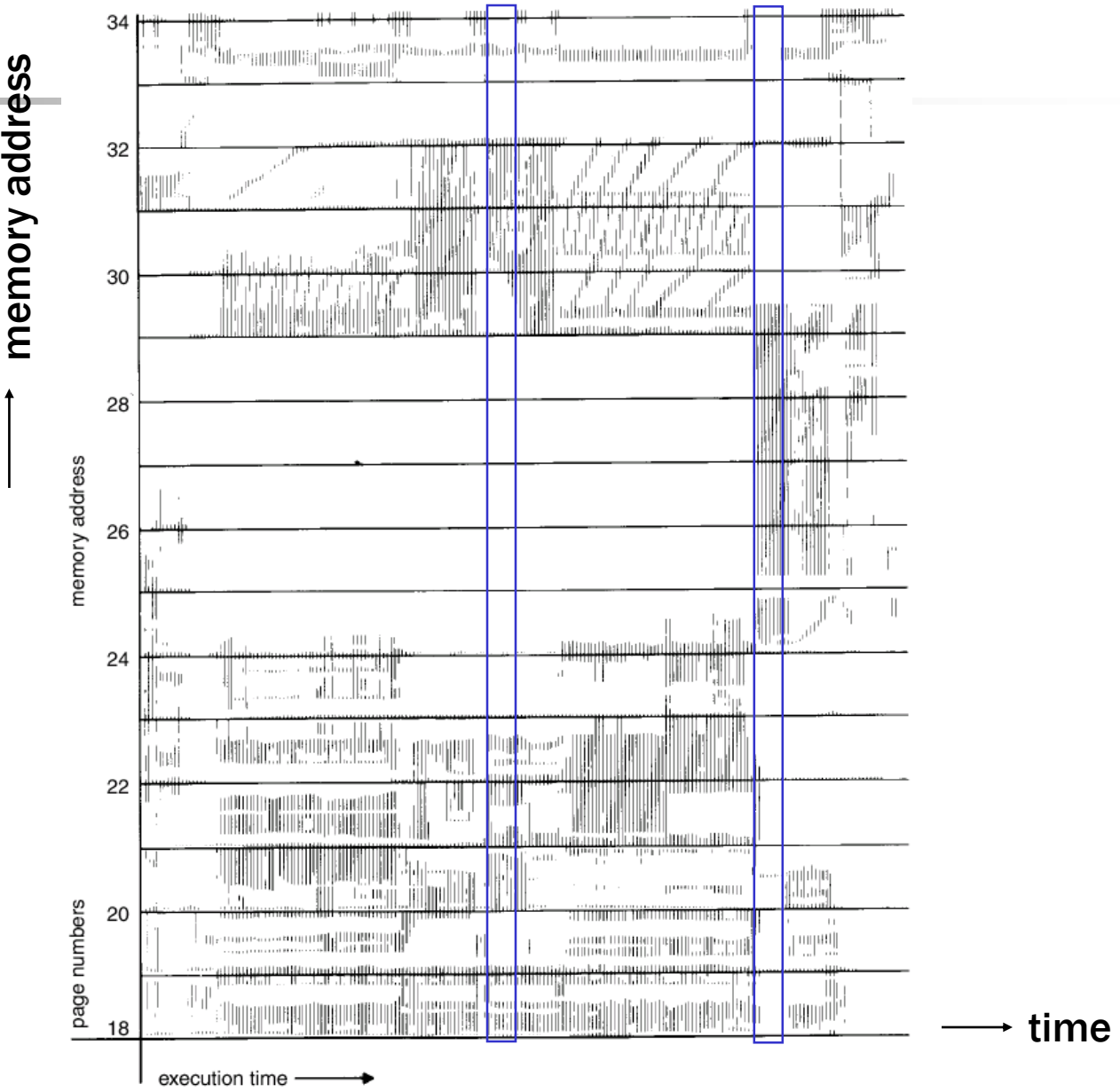


지역성 모델(Locality Model)

- thrashing 방지를 위하여
  - 프로세스에게 필요한 만큼의 frame을 제공해야 함

- 프로세스 실행의 지역성 모델
  - **지역성(locality)** : 집중적으로 함께 사용되는 페이지들의 집합
  - 프로그램은 몇 개의 다른 지역성들로 구성됨
  - 프로세스가 실행됨에 따라서 지역성은 이주함
  - 지역성들은 중첩될 수 있음

- thrashing 발생 원인
  - Σ size of locality > allocated memory size 일 때 thrashing 발생
  - 함께 사용되는 페이지들을 모두 메모리에 적재할 수 없기 때문에


memory address
34
32
30
28
26
24
22
20
18
page numbers
execution time
time

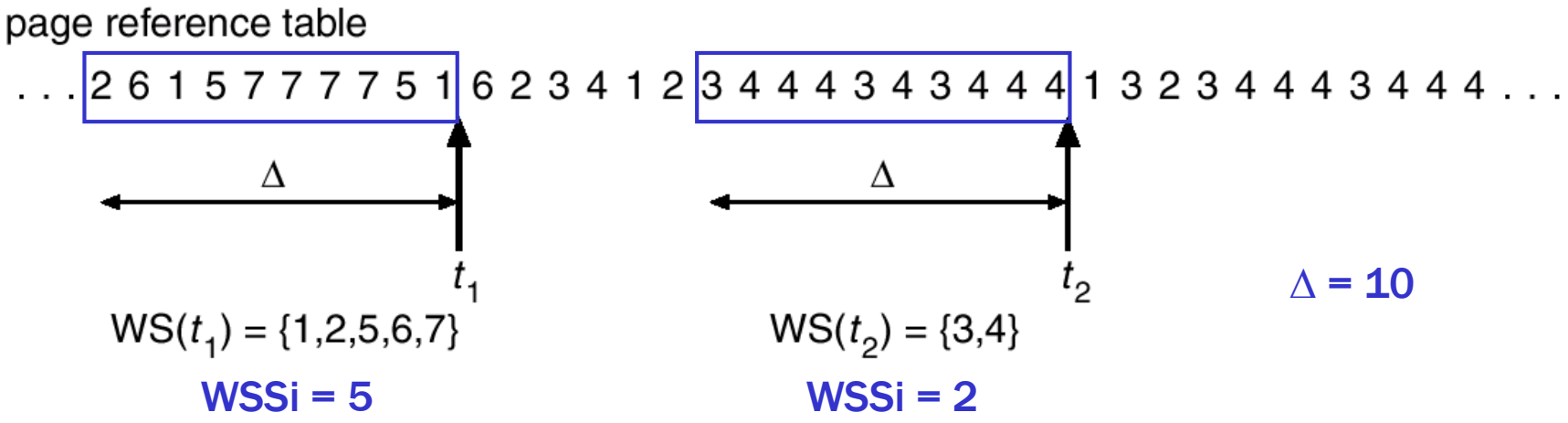
Working-set model

- working-set window : Δ
  - 고정된 횟수의 페이지 참조 (예) 10,000 instructions
- working set (locality) : WS(t)
  - 가장 최근의 Δ번의 페이지 참조에 들어있는 서로 다른 page 집합
  - working set size : WSS_i = |WS(t)|

    if Δ too small, will not encompass entire locality.

    if Δ too large, will encompass several localities.

    if Δ = ∞, ➔ will encompass entire program.

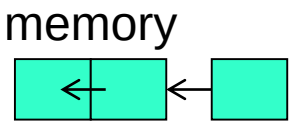


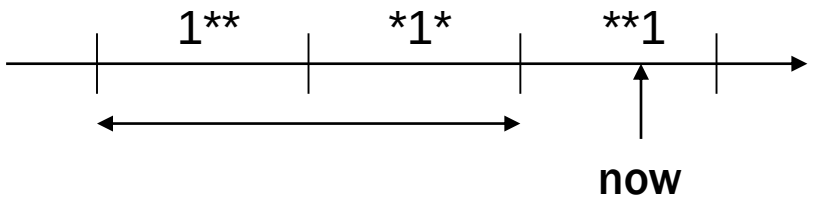
Working-set model(2)

- 전체 frame 요구량 $D = \Sigma WSS_i$
  - if $D > m$, thrashing 발생 (m: # of available frames)
- Working-set strategy
  - if D > m, 한 프로세스를 중지하고 이 프로세스의 page들을 다른 프로세스에게 할당하여 thrashing을 방지함

Working Set 추적

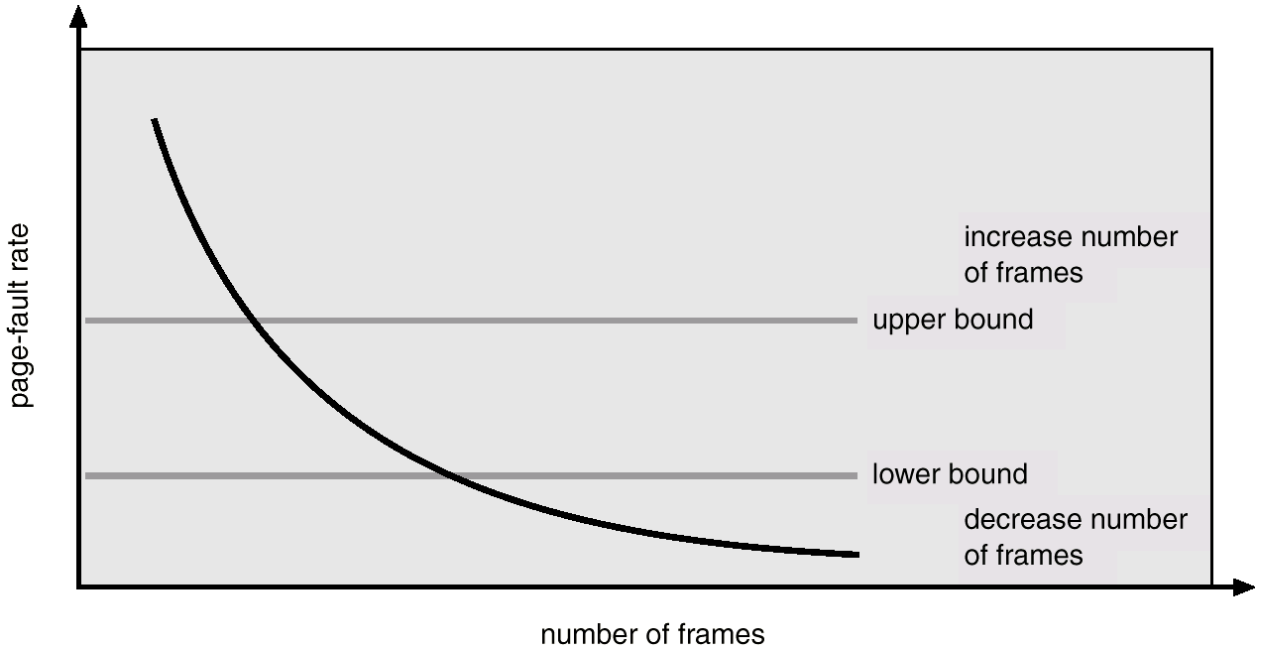
- working set 추적 방법
  - 고정 시간간격 타이머와 2비트 참조 비트 사용
  - (예) Δ = 10,000
    - 각 페이지마다 메모리에 2-bit history 비트 추가
    - 5000 time unit 마다 timer 인터럽트
      → reference bit를 history로 복사 후 clear
    - 참조 비트와 history 비트 중 적어도 1비트가 1인 페이지는 working set에 있는 것임.





- 정확도 향상 방법
  - history bit 수 증가 및 타이머 인터럽트 빈도 증가

Page-Fault Frequency(PFF) Scheme

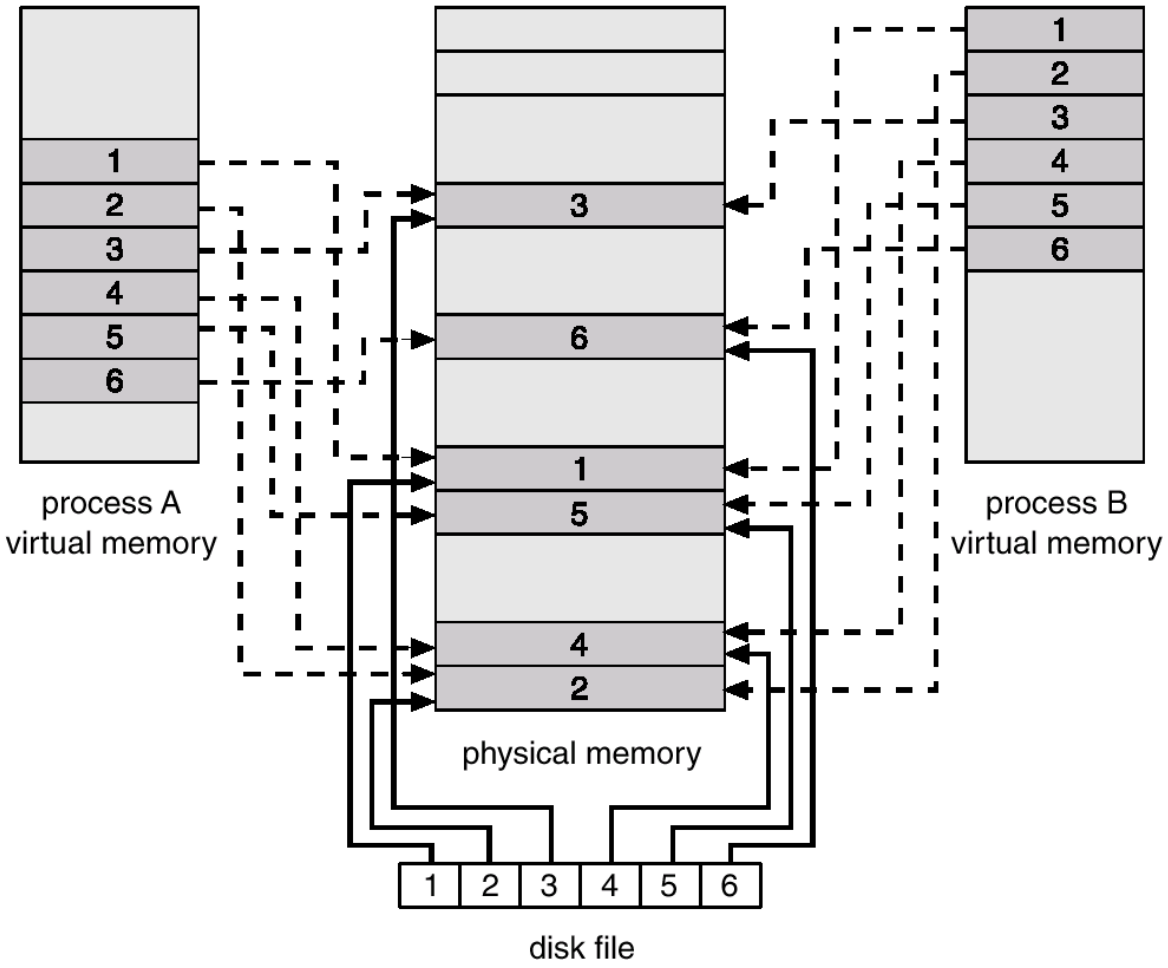


- Thrashing 제어 방식
  - "acceptable" page-fault rate 설정
    - If page-fault rate too low, 프로세스는 frame 수를 줄임
    - If page-fault rate too high, 프로세스는 frame 수를 늘임

9.7 Memory-Mapped Files

- Memory-mapped file I/O
  - 디스크 블록(또는 file)을 메모리에 있는 page에 맵핑
    → file I/O는 보통의 메모리 접근으로 처리
  - 가상 주소 공간의 일부를 논리적으로 파일과 연관시킴
  - mmap() system call 사용 (UNIX와 Linux)
- Memory-mapped file operations
  - 파일 입출력을 open(), read(), write() 시스템 호출 대신에 메모리 접근을 통하여 단순화함.
  - demand paging을 사용하여 파일을 읽음
  - 파일의 page크기 부분이 file system에서 물리적 page로 읽혀짐
  - 계속적인 파일의 읽기/쓰기는 보통의 메모리 접근으로 처리
- 여러 프로세스가 페이지들을 공유하여 같은 파일에 맵핑할 수 있음

Memory Mapped Files



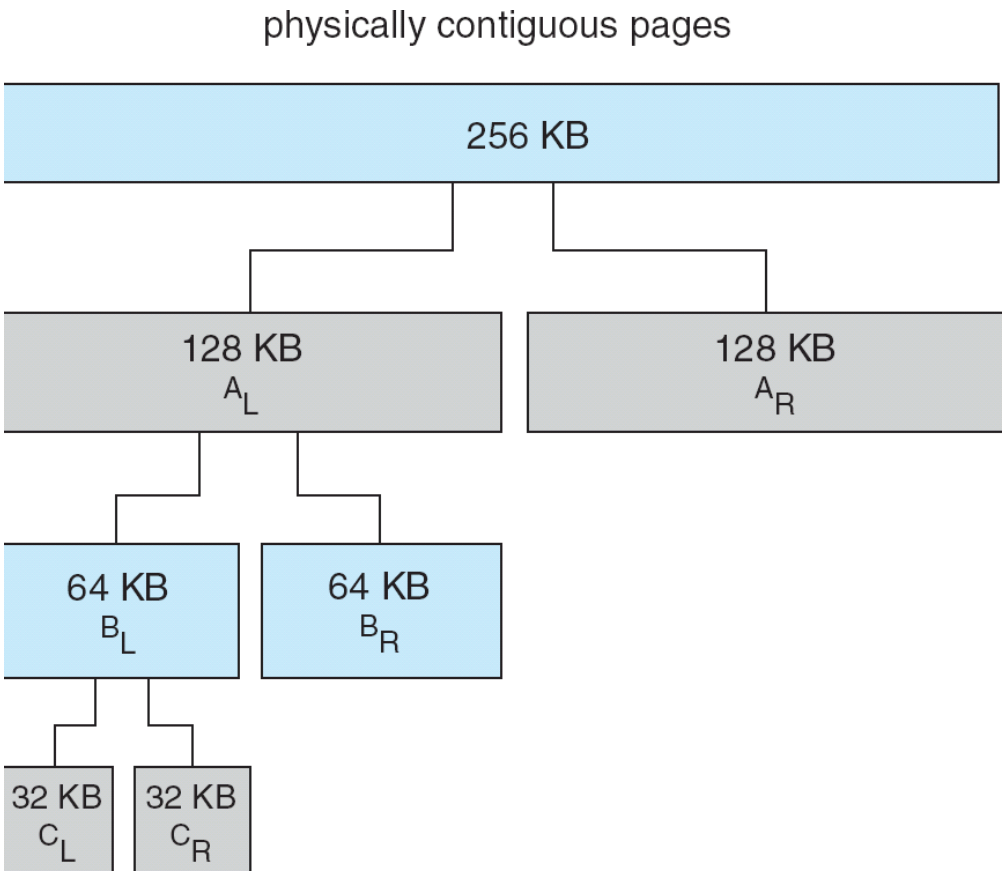
9.8 Allocating Kernel Memory

- Treated differently from user memory
- Often allocated from a free-memory pool
  - Kernel requests memory for data structures of varying sizes
  - Some kernel memory needs to be physically contiguous
- Strategies for managing free memory for kernel processes
  - Buddy system
  - Slab Allocation

Buddy System

- Allocates memory from fixed-size segment consisting of physically-contiguous pages
- Memory allocated using **power-of-2 allocator**
  - Satisfies requests in units sized as power of 2
  - Request rounded up to next highest power of 2
  - When smaller allocation needed than is available, current chunk split into two buddies of next-lower power of 2
    - Continue until appropriate sized chunk available

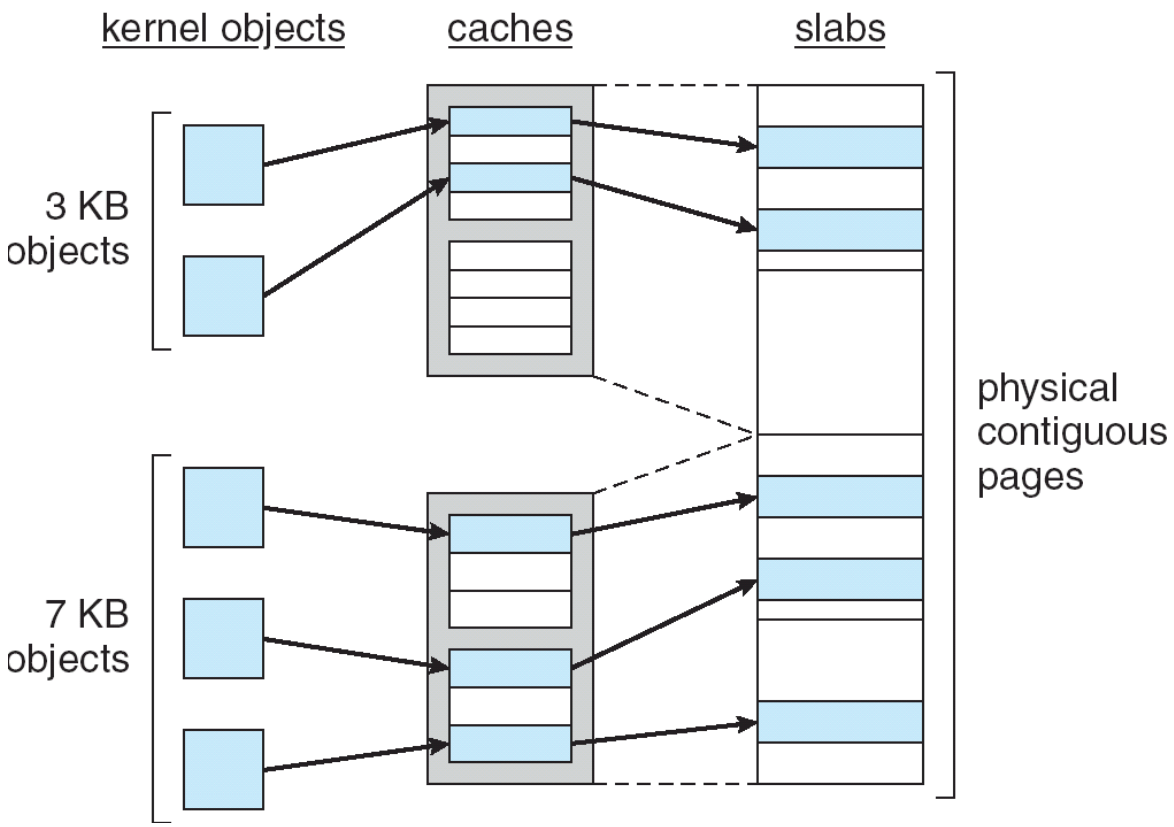
Buddy System Allocation



Slab Allocator

- **Slab** is one or more physically contiguous pages
- **Cache** consists of one or more slabs
- Single cache for each unique kernel data structure
  - Each cache filled with **objects** – instantiations of the data structure
- When cache created, filled with objects marked as **free**
- When objects assigned from the cache, objects marked as **used**
- If slab is full of used objects, next object allocated from empty slab
  - If no empty slabs, new slab allocated
- Benefits
  - no fragmentation
  - fast memory request satisfaction (particularly effective when objects are frequently allocated and deallocated)

Slab Allocation



9.9 Other Considerations

- Prepaging
  - in a pure demand-paging system, the large number of page faults occur when a process is started or when a swapped-out process is restarted.
  - prepaging: to bring into memory at one time all the pages that will be needed.
  - if prepaged pages are unused, I/O and memory was wasted
- Page size selection
  - page table size
  - I/O overhead

  } ➔ larger page size

  - internal fragmentation
  - locality

  } ➔ smaller page size

  - historical trend is toward larger page sizes

TLB Reach

- TLB Reach
  - The amount of memory accessible from the TLB.

    TLB Reach = (TLB Size) x (Page Size)
- Ideally, the working set of each process is stored in the TLB.
  - Otherwise there is a high degree of page faults.
- For increasing TLB reach
  - increase page size
  - provide multiple page sizes
- software-managed TLBs
  - Providing support for multiple pages require OS (not hardware) to manage the TLB.
  - Recent trends indicate a move toward software-managed TLBs and operating system support for multiple page sizes

    (ex) UltraSPARC, MIPS, Alpha

Other Consideration (Cont.)

- Program structure
  - demand paging is transparent to the user program.
    however, system performance can be improved if the user(compiler) has an awareness the demand paging
- Example
  - int A[1024][1024] // array

    page size=128 word

    Each row is stored in one page frames
  - Program 1

```
for j := 0 to 1023 do
for i := 0 to 1023 do
    A[i][j] := 0;
```

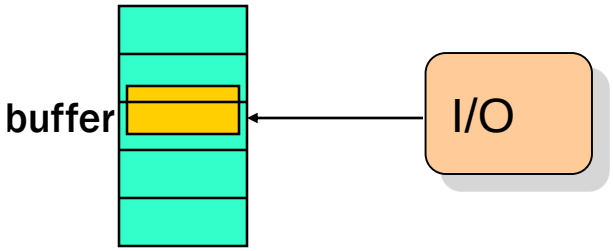
    1024 x 1024 page faults
  - Program 2

```
for i := 1 to 1023 do
for j := 1 to 1023 do
    A[i][j] := 0;
```

    1024 page faults

Other Consideration (Cont.)

- I/O interlock
  - Pages must sometimes be locked into memory.



  - Pages that are used for copying a file from a device must be locked from being selected for eviction by a page replacement algorithm.
- Another solution of I/O buffer problem
  - never to I/O to user memory; Instead, I/O takes place only between system memory and I/O device