Sistemi Operativi

C.d.L. in Informatica (laurea triennale)
Anno Accademico 2024-2025

Canale A-L

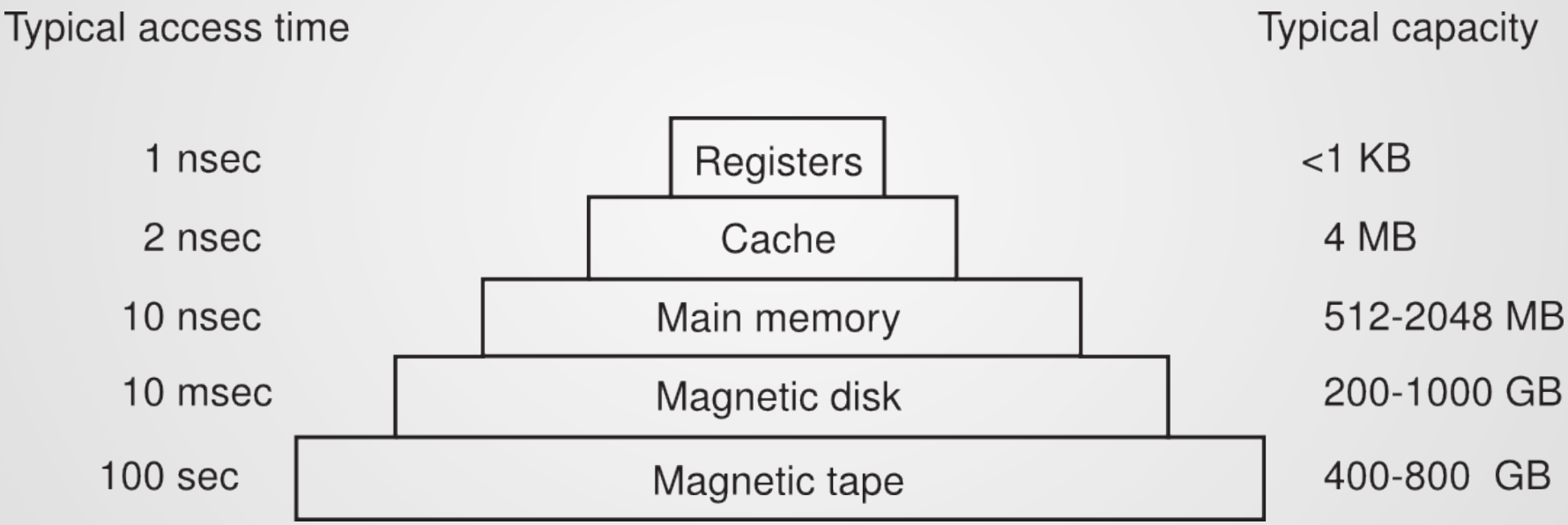
Dipartimento di Matematica e Informatica – Catania

Gestione della Memoria

Prof. Mario Di Raimondo

Memoria centrale e processi

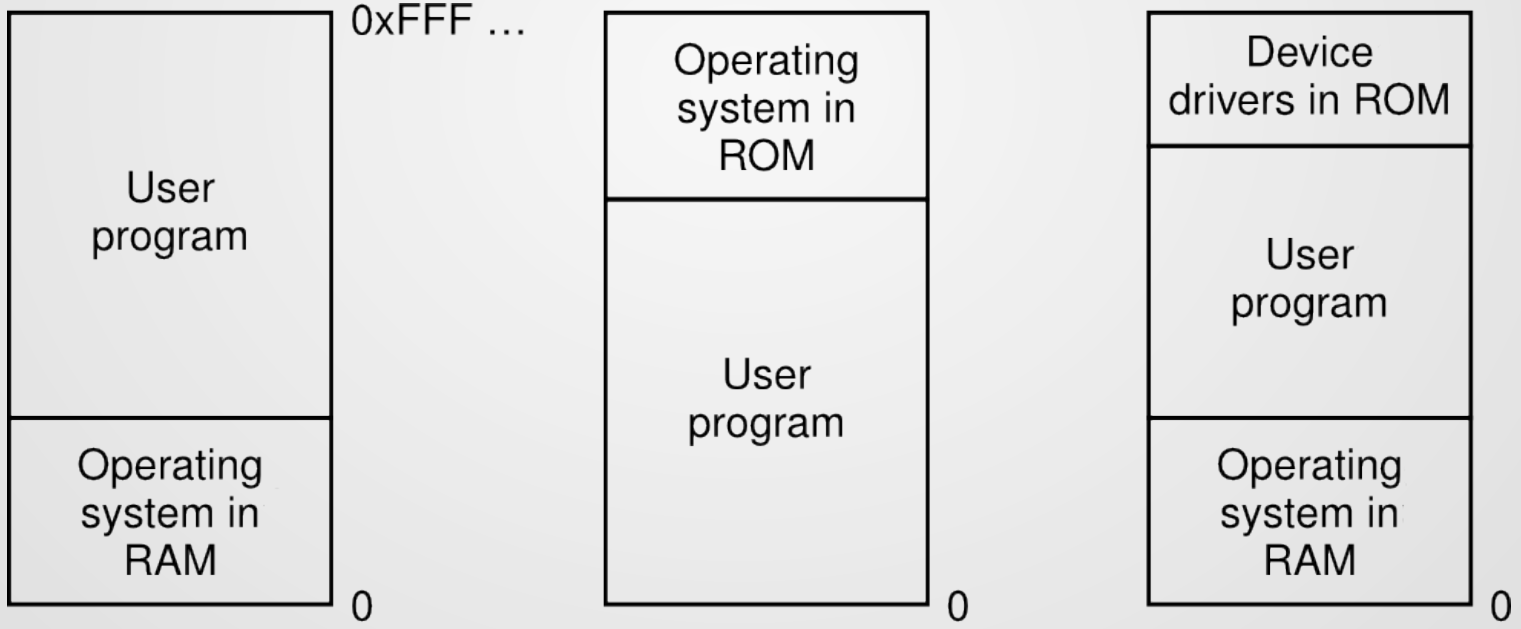
- **Gerarchia di memoria**;
  - in particolare la memoria centrale (formata da **RAM)** rappresenta il livello più basso direttamente utilizzabile dalla CPU;



- **astrazione della memoria** a favore dei processi;
  - vari livelli di astrazione (via via più complessi).

Senza alcuna astrazione

- Modello usato sui primi mainframe (anni '60) e sui primi PC (primi anni '80);
- i programmi utilizzano direttamente gli **indirizzi fisici**;
- difficile eseguire due programmi contemporaneamente;
- vari **modelli**:

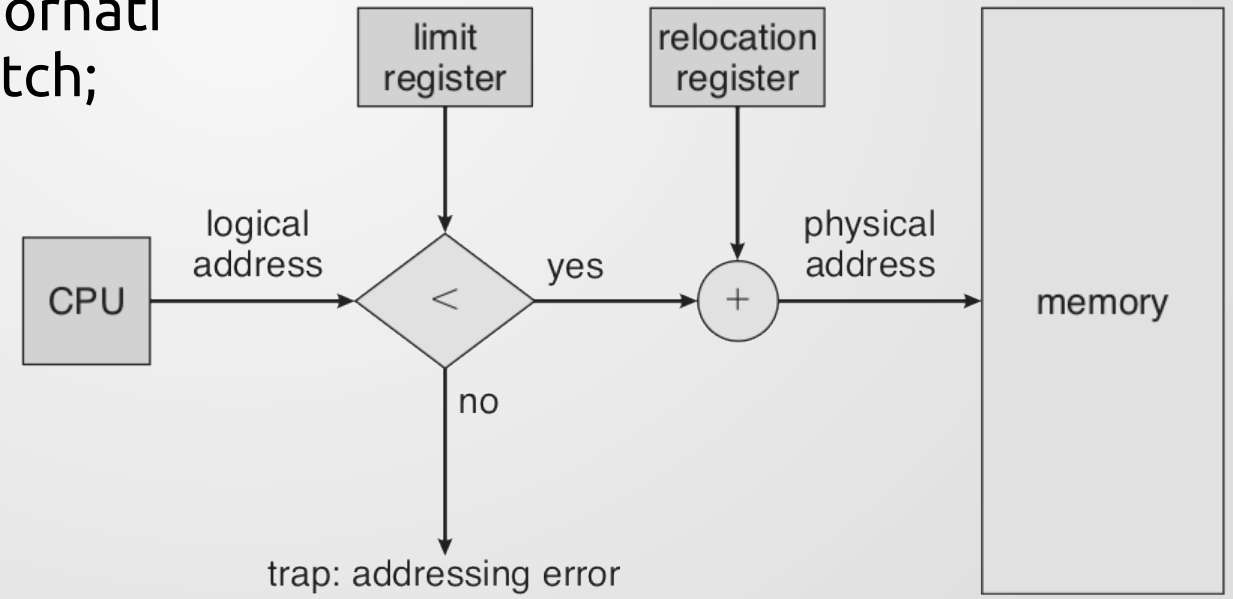


Multiprogrammazione senza astrazione

- Manteniamo **più processi in memoria**;
- problemi:
  - **rilocazione**:
    - **rilocazione a compile-time**;
    - **rilocazione statica** in fase di caricamento:
      - rallentamento del loader;
  - **protezione della memoria**:
    - **lock & key**: blocchi di memoria con delle chiavi di protezione e PSW con la chiave del processo in esecuzione.

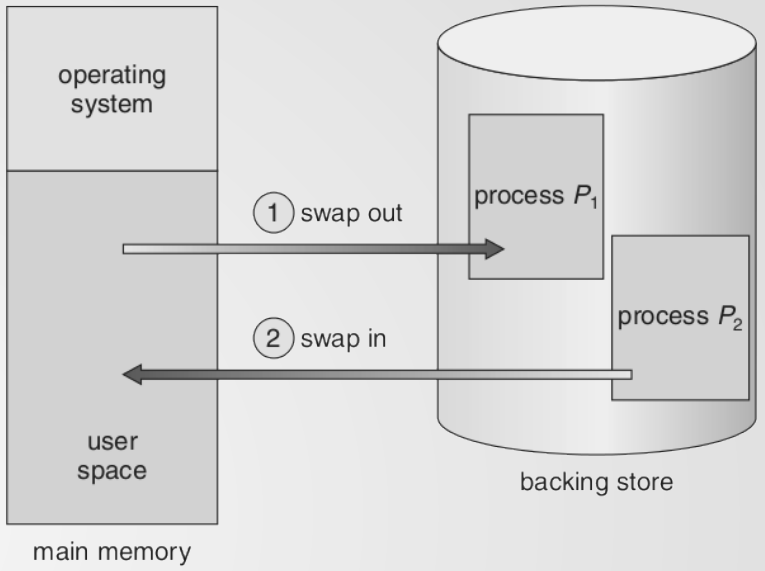
Spazio degli indirizzi

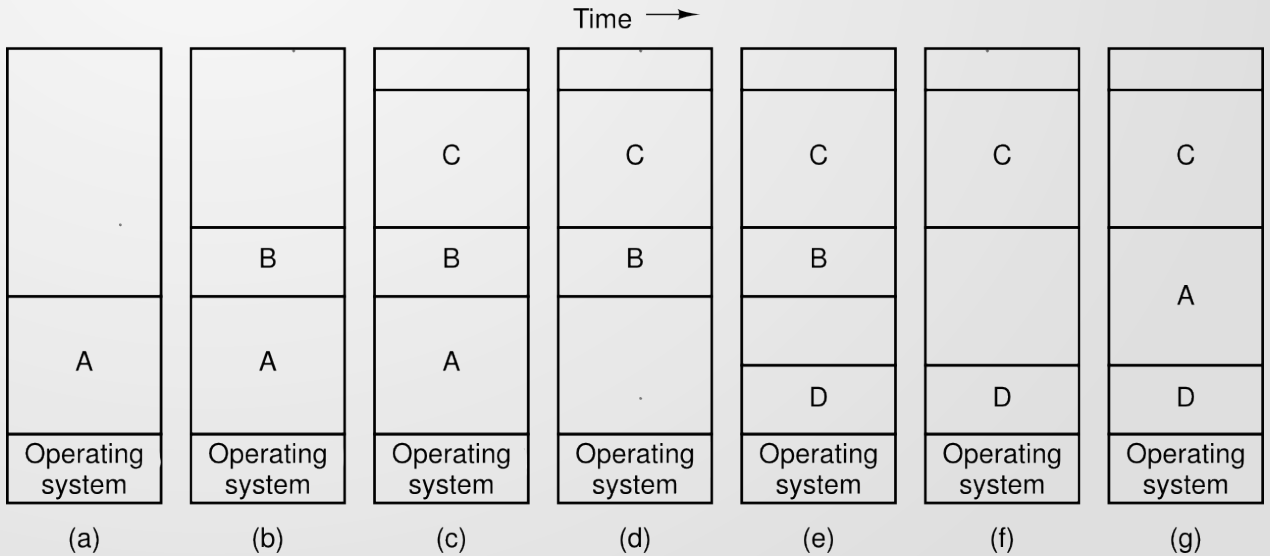
- **Spazio degli indirizzi**: una astrazione per la memoria utilizzabile da un processo;
- **rilocazione dinamica** con **registro base** e **registro limite**;
  - la **CPU controlla** gli accessi alla memoria in base ai registri;
    - nei sistemi più evoluti questo è fatto dalla **Memory Management Unit** (MMU);
  - i registri vanno aggiornati ad ogni context-switch;
  - usata su:
    - CDC 6600;
    - Intel 8088.



Swapping

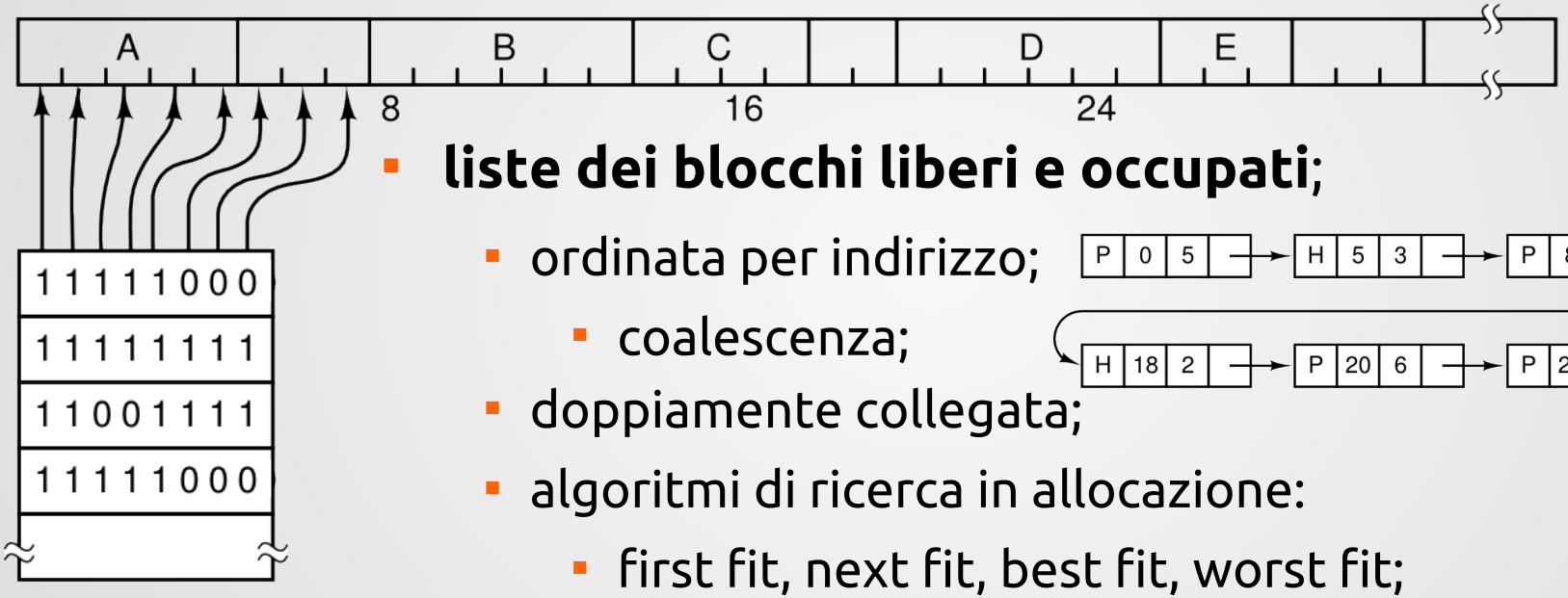
- Il **livello di multiprogrammazione** è seriamente limitato dalla dimensione della memoria centrale;
- prima soluzione: **swapping;**
  - **swapper** (scheduler di medio termine);
  - problemi con **I/O pendenti**;
- strategie di allocazione:
  - **dimensione fissa;**
  - **dimensione dinamica**;
- **frammentazione:**
  - **interna;**
  - **esterna**;
- **memory compaction**.





Gestione dell'allocazione

- Due metodologie:
  - **bitmap**;
    - dimensione del blocco;



  - **liste dei blocchi liberi e occupati**;
    - ordinata per indirizzo;
      - coalescenza;

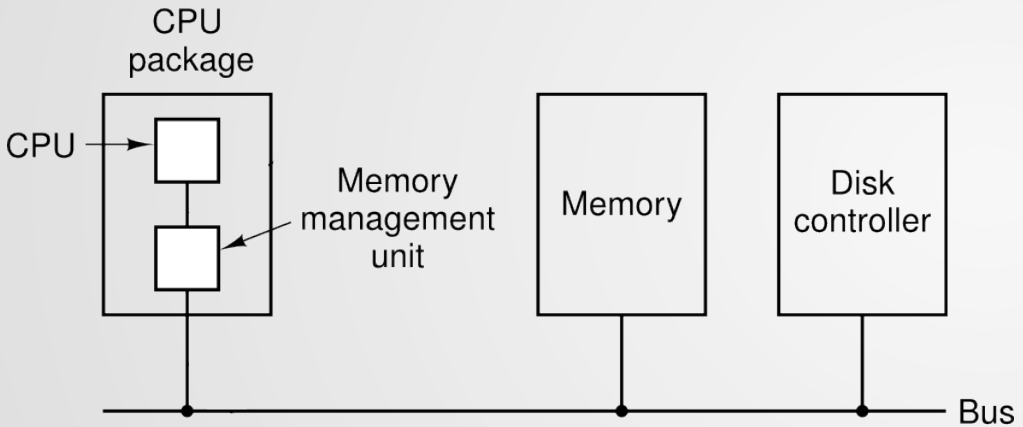
    - doppiamente collegata;
    - algoritmi di ricerca in allocazione:
      - first fit, next fit, best fit, worst fit;
    - liste separate;
      - → lista blocchi liberi ordinata per dimensione.

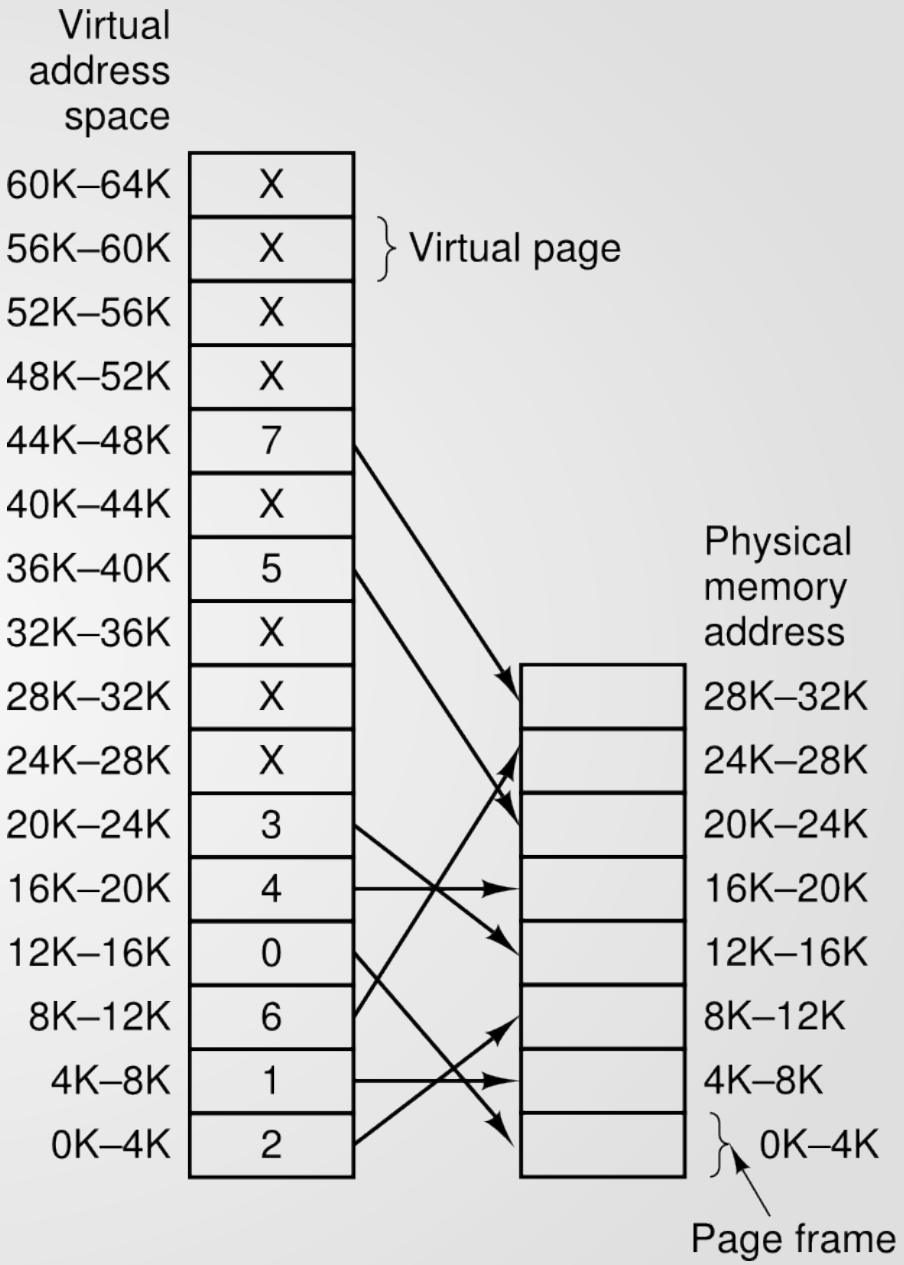
Memoria virtuale

- Si passa all'**allocazione non contigua** della memoria fisica;
  - spazio di indirizzamento virtuale diviso in **pagine**;
  - spazio della memoria fisica diviso in **frame**;
  - **dimensione** delle pagine/frame:
    - frammentazione interna;
    - in alcuni casi è variabile (Solaris);
  - alcune pagine possono anche non risiedere in memoria;
    - all'occorrenza vengono caricate dalla **memoria secondaria**;
    - si adatta perfettamente ad un **sistema multiprogrammato**;
  - **protezione implicita** tra processi.

Paginazione

- Gestita dalla **MMU**;
  - **bit di presenza**;
  - errore di pagina (**page fault**).





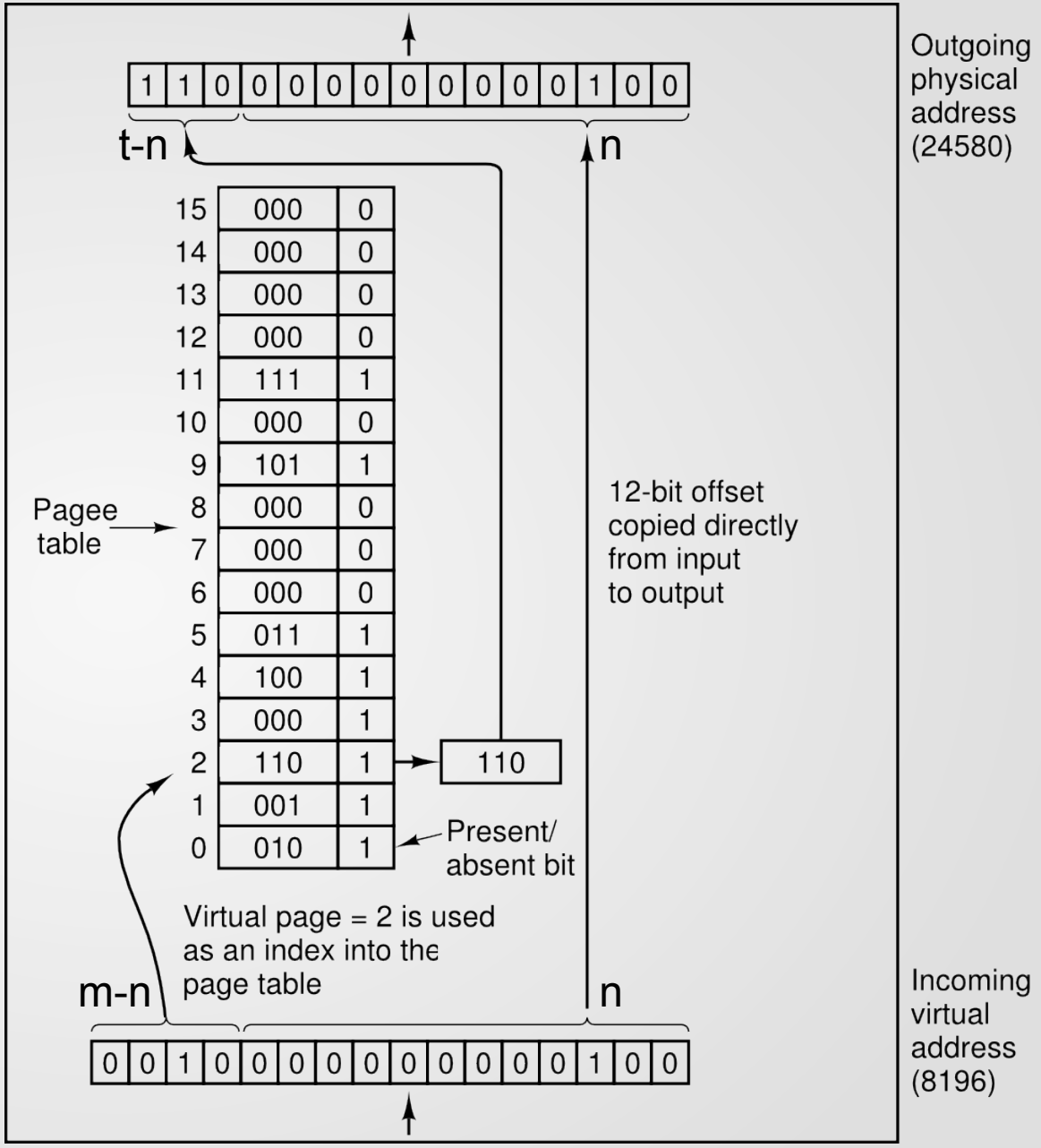
Uso di una tabella delle pagine

- spazio indirizzi virtuali: 2^m
- dim. pagina: 2^n

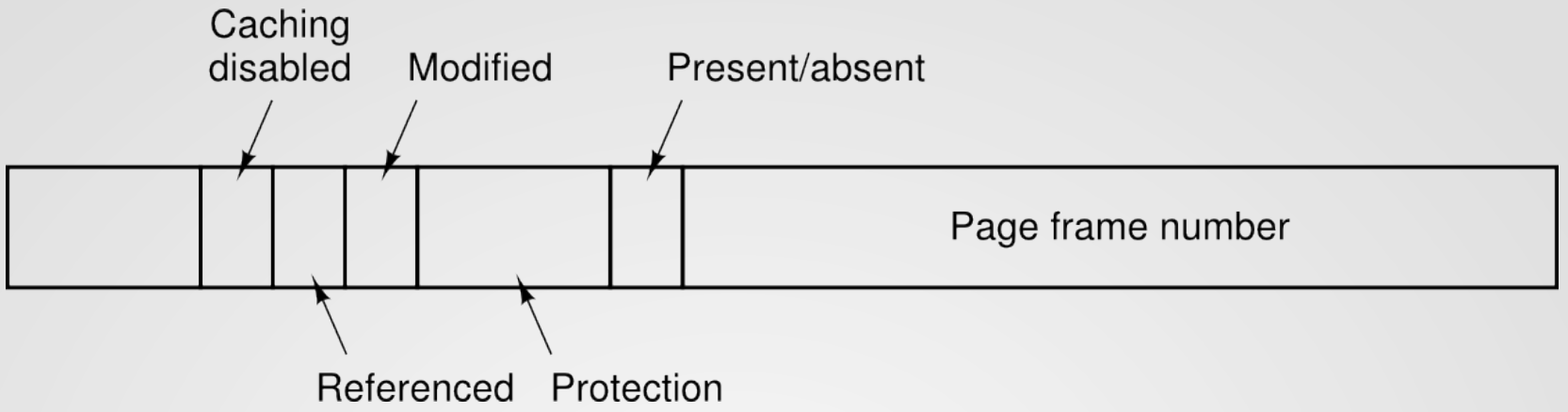
→ numero di pagina: *(m-n)* bit più significativi dell'indirizzo virtuale
→ 2^{m-n} pagine
→ offset: *n* bit meno significativi

- spazio indirizzi fisici: 2^t

→ 2^{t-n} frame
→ $m > t$



Dettaglio su una voce della tabella delle pagine



- **Numero del frame**;
- **bit presente/assente**;
- **protezione**: lettura/scrittura ed eventualmente esecuzione;
- **bit modificato** (**dirty bit**): indica se la pagina è stata modificata;
- **bit referenziato**: impostato quando si fa un riferimento qualunque alla pagina;
- bit per disabilitare la **cache;**
- nella pratica esiste anche un **bit di validità** (o di allocazione).

Tabella dei frame

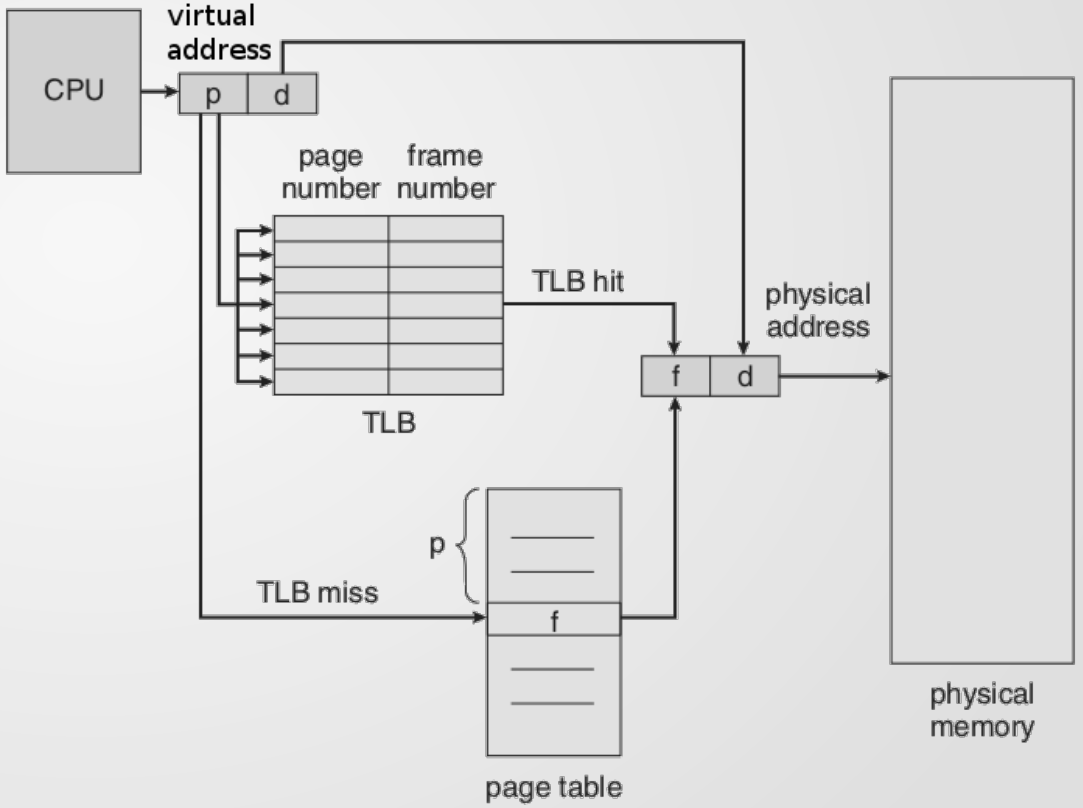
- Il S.O. tiene traccia dello stato di occupazione di ogni frame fisico attraverso la **tabella dei frame**;
  - stato: **occupato / libero**;
  - se occupato: **da quale processo?**
- viene consultata:
  - ogni volta che viene creato un **nuovo processo** per creare la relativa tabella delle pagine di quel processo;
  - ogni volta che un processo chiede di allocare **nuove pagine**.

Progettazione di una tabella delle pagine

- Sono due gli aspetti principali da curare:
  - **velocità** nella consultazione;
  - **dimensione**.
- Affrontiamo per ora il fattore **velocità**:
  - due possibili idee di implementazione:
    - avere un numero sufficiente di registri su cui caricare l'intera tabella;
    - tabella interamente residente in memoria con registro **PTBR** (**Page-Table Base Register**);
      - servono **due accessi** alla memoria per prelevare un dato dalla memoria;
      - context switch molto veloce.

Uso di memoria associativa

- **Translation Lookaside Buffer** (**TLB**) dentro la MMU, dette anche **Memorie (o registri) associative**;
- **osservazione** di partenza: in genere un programma usa un gran numero di riferimenti ad un piccolo numero di pagine;
- un numero ridotto di registri (tra 64 e 1024), con le seguenti **voci**:
  - numero di pagina virtuale;
  - bit per validità della voce della TLB;
  - codice di protezione;
  - dirty bit;
  - numero di frame.
- **ricerca parallelizzata** in hardware;
- possibilità di **voci vincolate**;
- **TLB miss** *vs.* **TLB hit**;
- uso di **address-space identifiers** (ASID) *vs.* **flush** della TLB.

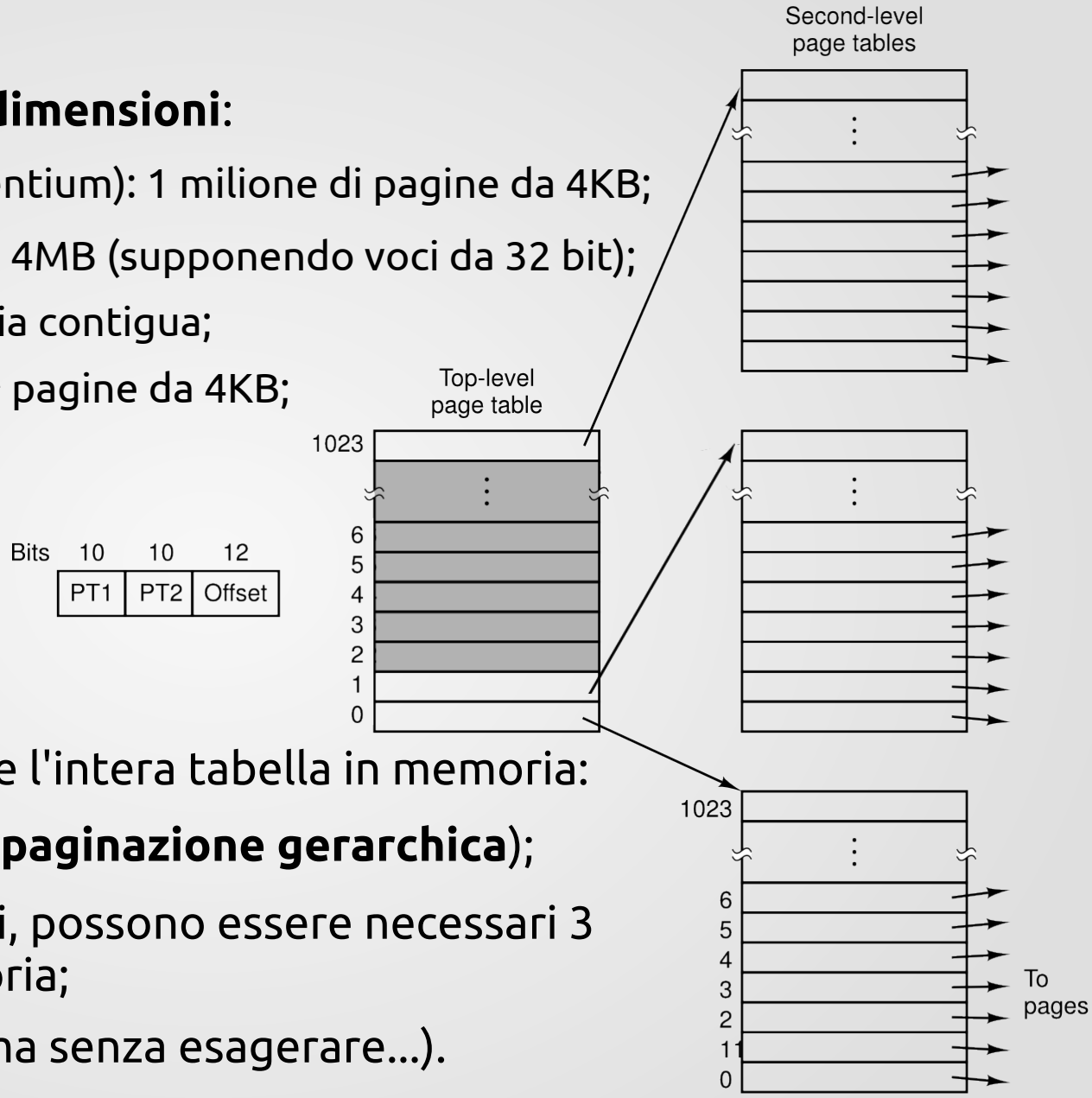


Effective Access Time (EAT)

- Facciamo un **esempio**:
  - tempo di accesso alla memoria = 100 nsec;
  - tempo di accesso alla TLB = 20 nsec;
- **tempo effettivo di accesso** sarà in questo caso:
  - 120 nsec per TLB hit;
  - 220 nsec per TLB miss;
- ipotizziamo un TLB ratio (percentuale di successi) dell'80%;
  - tempo (medio) effettivo di accesso: 0.8 x 120 + 0.2 x 220 = 140 nsec
- in generale:
  - **tempo di accesso alla memoria**: α
  - **tempo di accesso alla TLB**: β
  - **TLB ratio**: ε
    - **EAT** = $\varepsilon (\alpha + \beta) + (1 - \varepsilon) (2\alpha + \beta)$

Tabella delle pagine multilivello

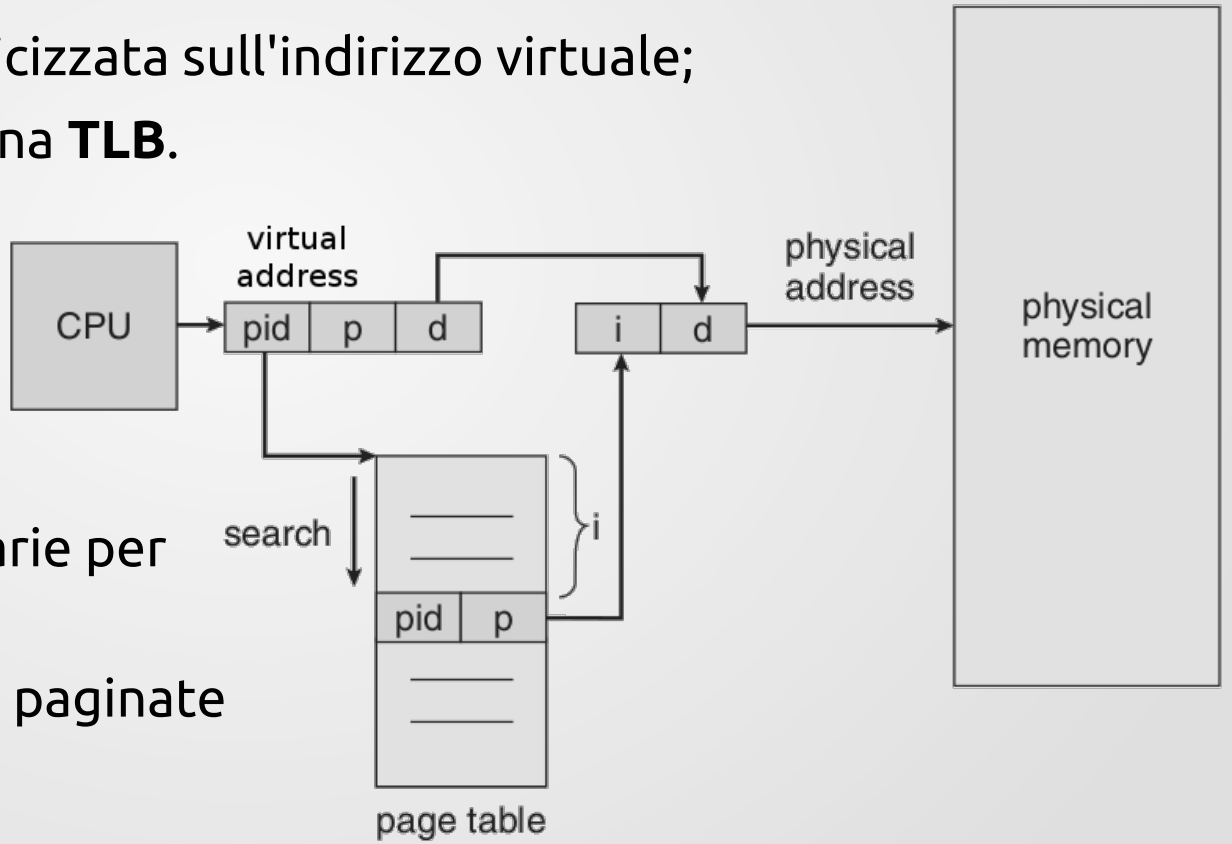
- Resta il **problema delle dimensioni**:
  - indirizzi virt. a 32 bit (Pentium): 1 milione di pagine da 4KB;
    - tabella grande circa 4MB (supponendo voci da 32 bit);
    - necessita di memoria contigua;
  - indirizzi virt. a 64 bit: 2^{52} pagine da 4KB;



- soluzione: non mantenere l'intera tabella in memoria:
  - **tabelle multilivello** (**paginazione gerarchica**);
    - nel caso di 2 livelli, possono essere necessari 3 accessi alla memoria;
  - anche su **più livelli** (ma senza esagerare...).

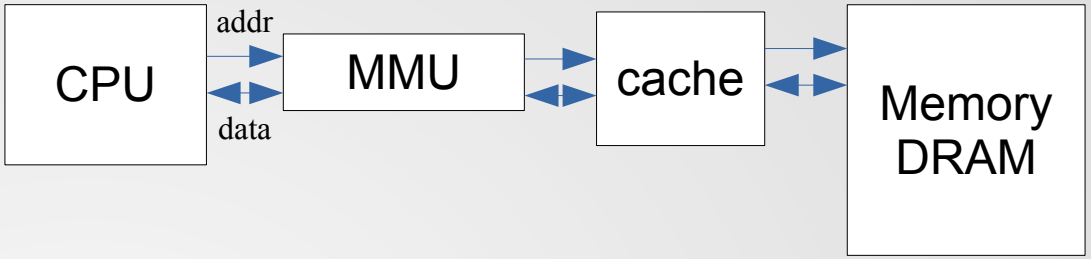
Tabella delle pagine invertita

- Una voce per ogni frame fisico;
  - ogni voce riporta: **(id processo, pagina virtuale)**;
- tabella alquanto piccola a paragone delle t.p.;
  - questa implicherebbe una ricerca molto lenta:
    - **tabella hash** indicizzata sull'indirizzo virtuale;
    - accoppiata con una **TLB**.
- servono ancora le **tabelle per processo**:
  - informazioni necessarie per gestire i page fault
  - possono essere però paginate a loro volta.

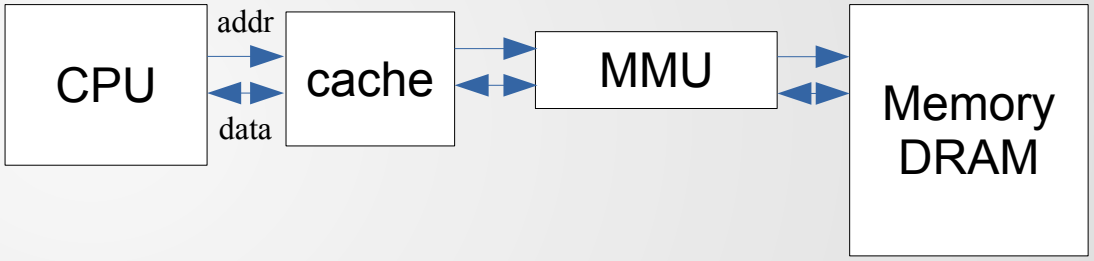


Cache della memoria *vs.* Memoria virtuale

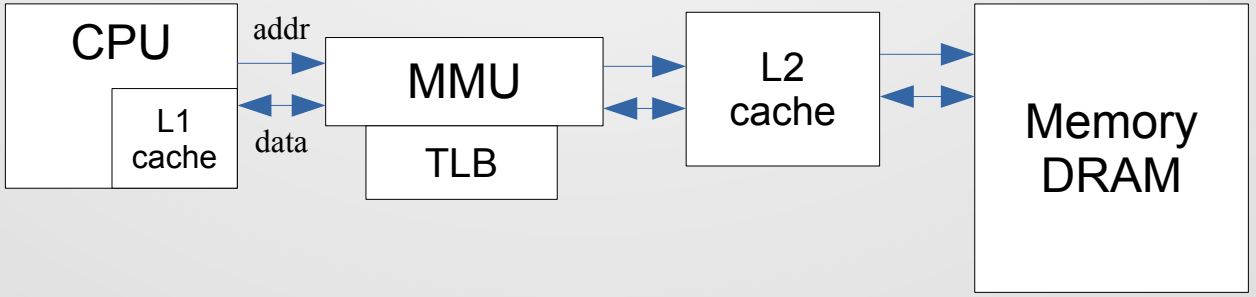
- La **cache della memoria** può essere:
  - **basata sugli indirizzi fisici**:
    - non serve invalidarla sul context-switch;
    - caching poco efficace;



  - **basata sugli indirizzi virtuali**:
    - servono gli ASID per non invalidarla ogni volta;
      - scala male su L2;
    - maggiore efficacia.



- Cosa si usa **in pratica**?
  - cache L1 basata su indirizzi virtuali;
  - cache L2 e successive basate su indirizzi fisici.



Algoritmi di sostituzione delle pagine

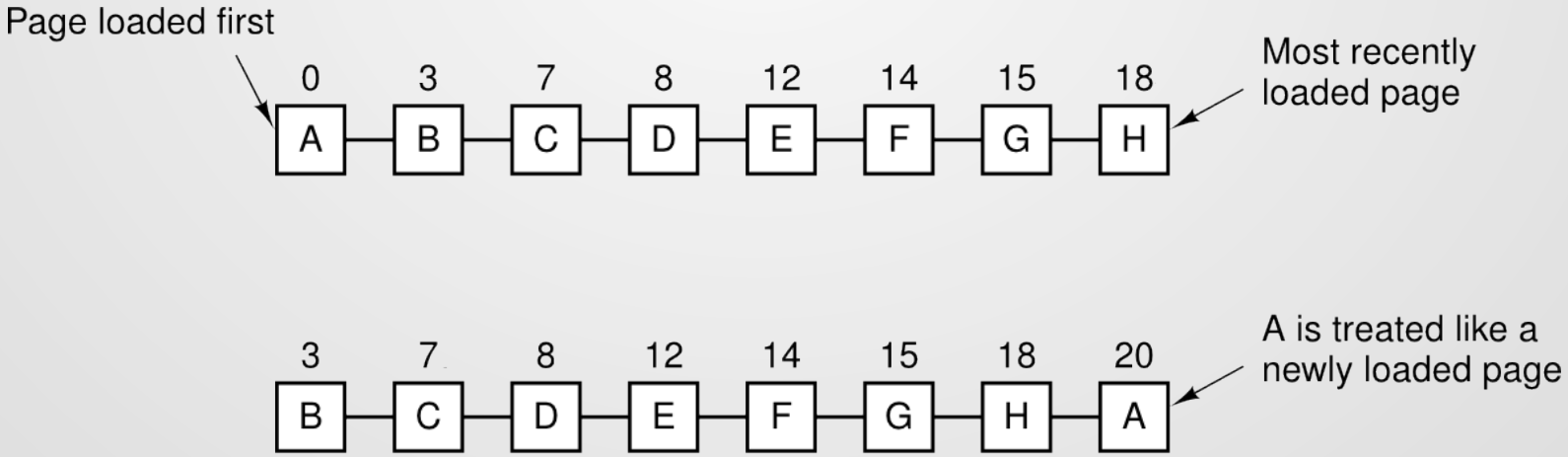
- In caso di **page fault** ed in assenza di frame liberi è necessario scegliere una **pagina vittima**;
  - **come sceglierla**?
    - problema simile alla **gestione delle cache**;
  - **obiettivo**: minimizzare il numero di page fault in futuro;
- **soluzione ottimale** (algoritmo **OPT**):
  - scegliamo la pagina che verrà referenziata in un futuro più lontano;
  - ottimale ma **difficilmente realizzabile**;
  - rappresenta comunque un **termine di paragone**.

Algoritmo NRU

- Raccogliamo un po' di **statistiche** sull'uso della pagine caricate:
  - bit di **referenziamento** (R) e di **modifica** (M);
    - aggiornati tipicamente in **hardware**;
    - **azzerati** dal S.O.;
      - bit di referenziamento azzerato **periodicamente**;
- algoritmo **Not Recently Used** (NRU):
  - distinguiamo **4 classi di pagine**:
    - **classe 0**: non referenziato, non modificato;
    - **classe 1**: non referenziato, modificato;
    - **classe 2**: referenziato, non modificato;
    - **classe 3**: referenziato, modificato;
  - viene scelta una pagina dalla classe non vuota di numero più basso.

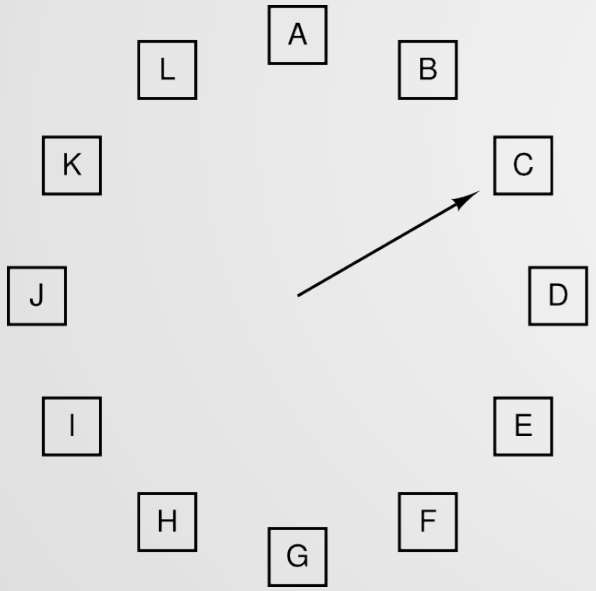
Algoritmo FIFO e della seconda chance

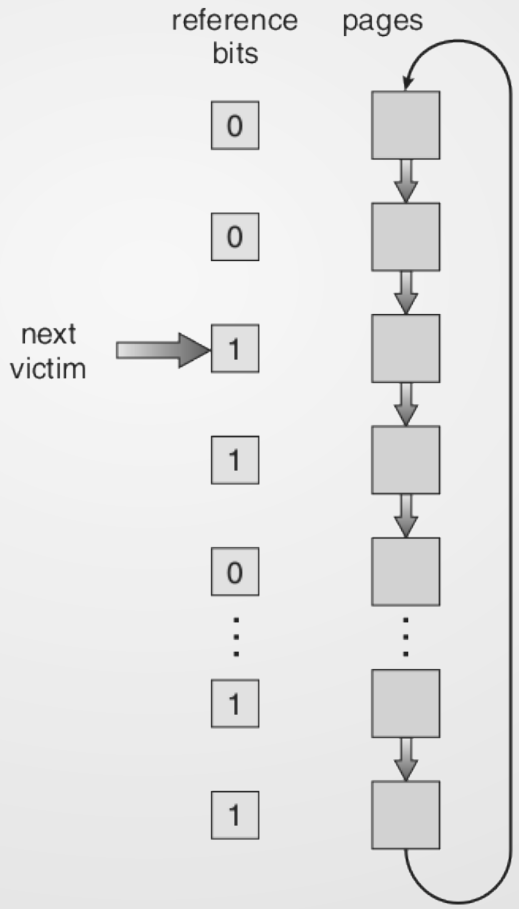
- Algoritmo **First-In First-Out** (FIFO):
  - viene rimossa la **pagina più vecchia**;
  - scelta non sempre felice: può rimuovere pagine, sì vecchie, ma magari molto usate;
- algoritmo della **Seconda Chance**:
  - si tiene conto dell'attuale stato del **bit R**;
  - viene rimossa la pagina più vecchia se non usata di recente.

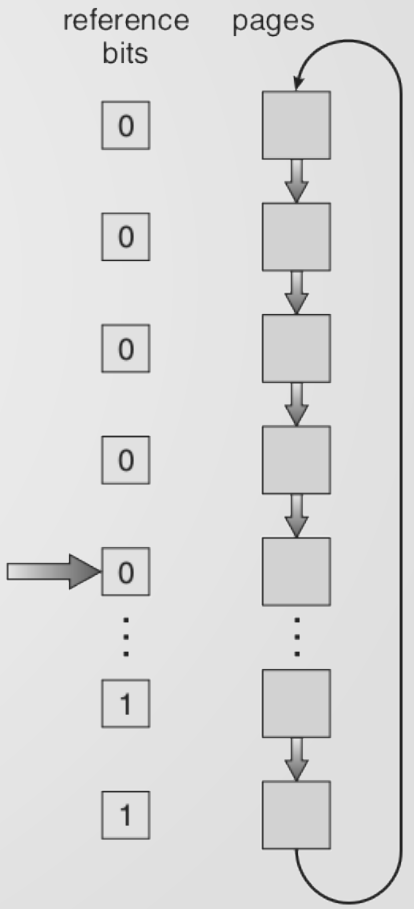


Algoritmo Clock

- L'idea dell'algoritmo della seconda chance è buona ma si può implementare in modo più efficiente:
  - algoritmo dell'orologio (**clock**).







Algoritmo LRU

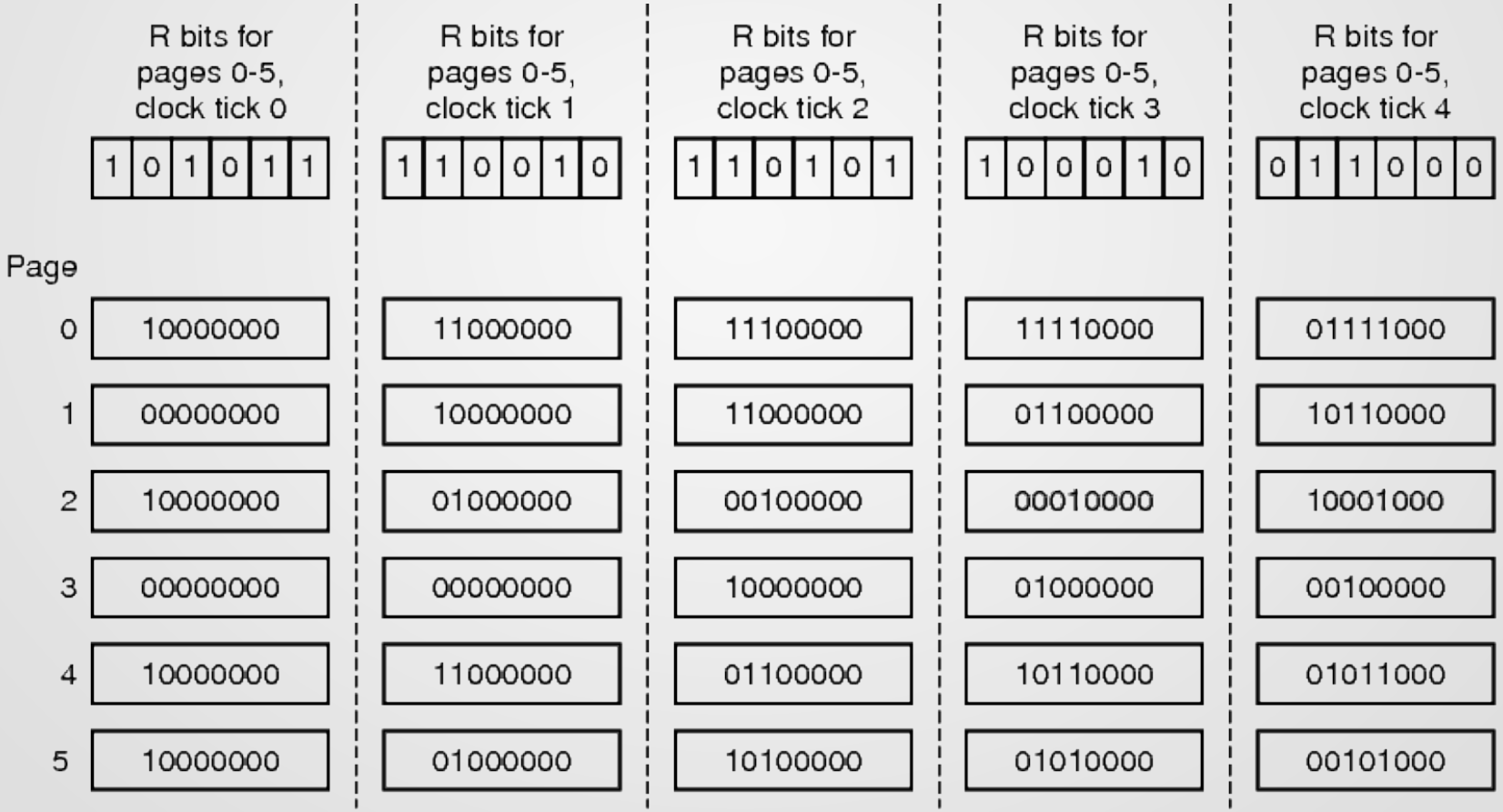
- Probabilmente le pagine più usate di recente lo saranno anche in futuro;
  - **idea**: rimuovere le pagine meno usate di recente;
- algoritmo **Least Recently Used** (LRU):
  - buona idea ma non semplice e dispendiosa da implementare:
    - con supporto **hardware**:
      - **contatore** nella CPU e campi relativi nella tabella delle pagine;
    - via **software**:
      - algoritmo **NFU**
      - algoritmo **Aging**

Algoritmo NFU

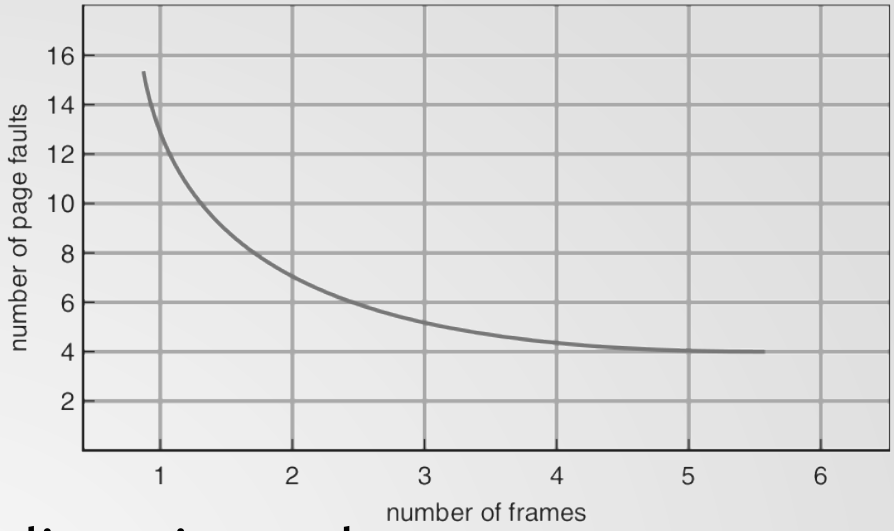
- LRU, anche se implementato in hardware, è dispendioso:
  - pensiamo ad una sua approssimazione;
- algoritmo **Not Frequently Used** (NFU):
  - si tratta di una approssimazione (via software) dell'algoritmo LRU;
  - un **contatore** in ogni voce della tabella delle pagine;
  - periodicamente il valore del **bit R**, prima di essere azzerato, viene sommato a tale contatore;
  - viene rimossa la pagina con il **contatore più basso**;
- **problema**: può erroneamente privilegiare pagine che sono state molto utilizzate in passato ma che invece sono scarsamente usate di recente: queste lo saranno, probabilmente, anche nel prossimo futuro.

Algoritmo di Aging

- Algoritmo di **Aging**:
  - ad ogni scadenza del clock:
    - **shift a destra** del contatore associato ad ogni pagina;
    - accostamento a sinistra (**come bit più significativo**) del bit R.



Confronto delle prestazioni



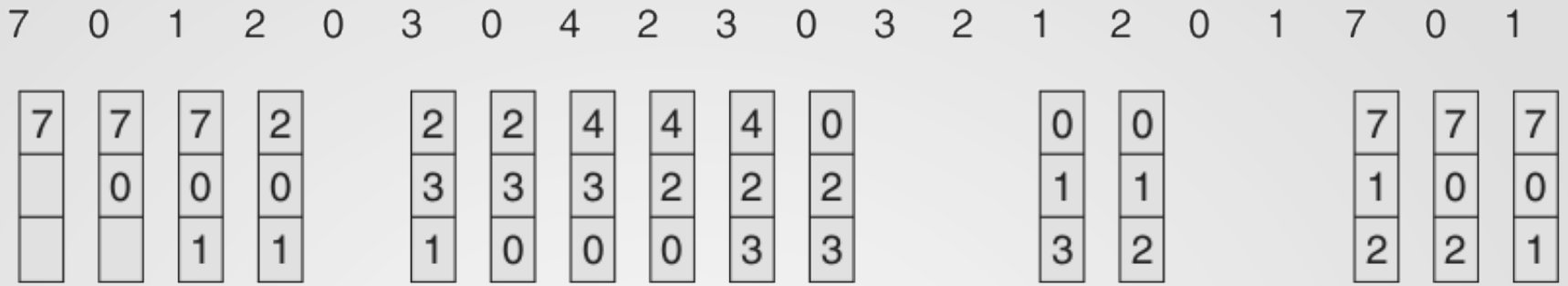
- Scegliamo una **metrica**:
  - numero di fault di pagina;
- a parità di condizioni, fissiamo:
  - **numero di frame**: 3 frame
  - sequenza degli indirizzi virtuali a cui accedere;
    - in modo equivalente: **sequenza compatta delle pagine**;
    - ***7, 0, 1, 2, 0, 3, 0, 4, 2, 3, 0, 3, 2, 1, 2, 0, 1, 7, 0, 1***
- algoritmo **OPT**:

7	0	1	2	0	3	0	4	2	3	0	3	2	1	2	0	1	7	0	1
7	7	7	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	7	7	7
	0	0	0	0	0	0	4	4	4	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
		1	1	1	3	3	3	3	3	3	3	3	1	1	1	1	1	1	1

  - 9 fault di pagina

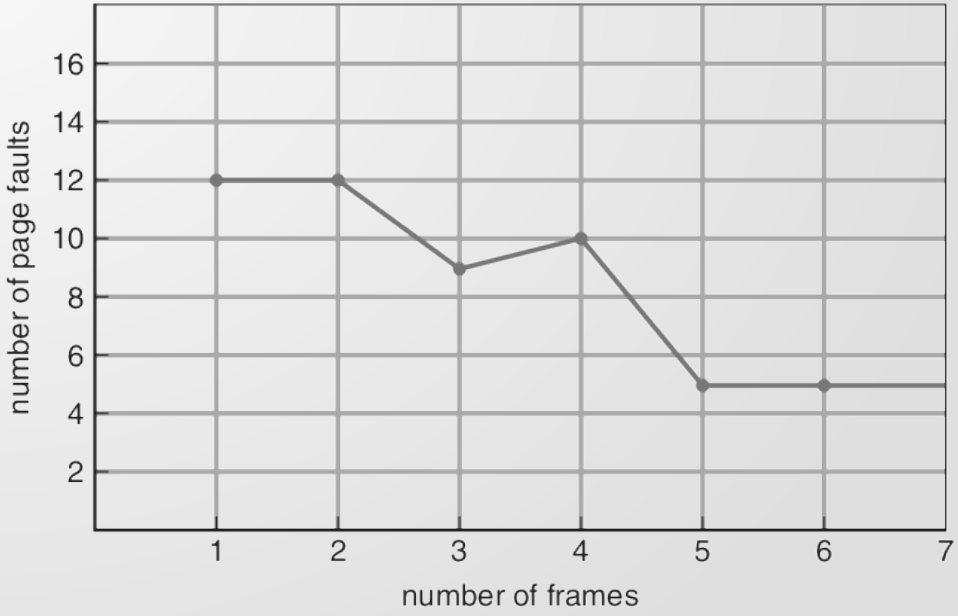
Confronto delle prestazioni

- algoritmo **FIFO**:



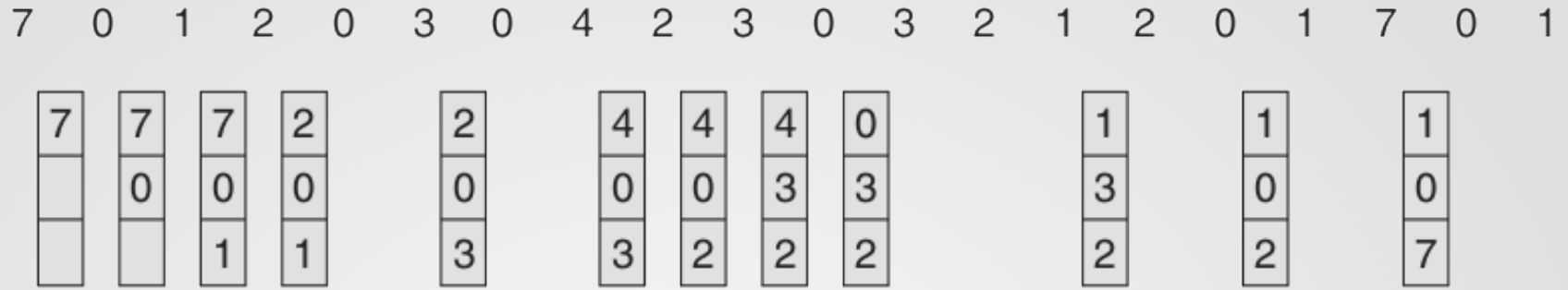
  - → 15 fault di pagina

- ma c'è qualcosa di strano...
  - sequenza: 1, 2, 3, 4, 1, 2, 5, 1, 2, 3, 4, 5
  - **anomalia di Belady**: aumentando i frame disponibili, aumentano i fault di pagina (!?!)



Confronto delle prestazioni

- algoritmo **LRU**:



  - 12 fault di pagina
- non soffre dell'anomalia precedente, infatti vale la
  - **proprietà di inclusione**: l'insieme di pagine caricati avendo n frame è incluso in quello che si avrebbe avendo n+1 frame.
    - $B_t(n) \subseteq B_t(n+1) \quad \forall\ t,n$
- altri algoritmi visti:
  - **NFU, aging**: godono della proprietà di inclusione (appross. LRU);
  - **seconda chance**, **clock**: soffrono dell'anomalia (riducono a FIFO);
  - **NRU**: soffre dell'anomalia (riduce a FIFO).

Riepilogo sugli algoritmi

- **OPT**: non implementabile, ma utile come termine di paragone;
- **NRU***: approssimazione rozza dell'LRU;
- **FIFO***: può portare all'eliminazione di pagine importanti;
- **Seconda chance***: un netto miglioramento rispetto a FIFO;
- **Clock***: come S.C. ma più efficiente;
- **LRU**: eccellente idea (vicina a quella ottima) ma difficilmente realizzabile se non in hardware;
- **NFU**: approssimazione software abbastanza rozza dell'LRU;
- **Aging**: buona approssimazione di LRU con implementazione software efficiente.

* soffre dell'anomalia di Belady

Allocazione dei frame

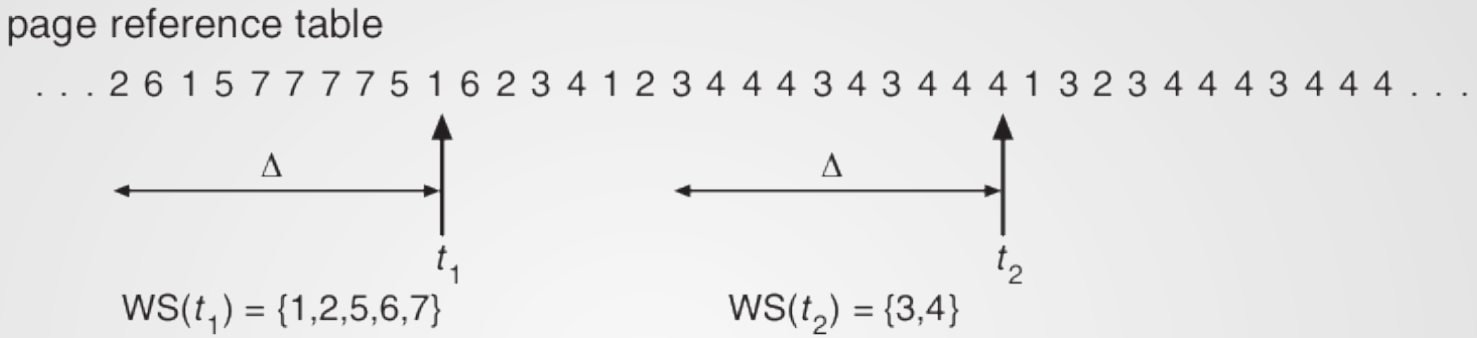
- **Paginazione su richiesta** (pure demand paging);
- quanti frame **assegnare** ad ogni processo?
  - **minimo**:
    - strutturale (set istruzioni, livelli di indirizzamento indiretto);
  - **massimo**: memoria libera;
- strategie:
  - allocazione **equa**;
  - allocazione **proporzionale**:
    - al processo i di dimensione s_i:
      - assegniamo ($a_i = s_i / S \times m$) frame;
      - dove, $S = \sum s_i$;
    - adeguamenti al livello di multiprogrammazione;
  - allocazione per **priorità**.

Allocazione dei frame

- Quali pagine considerare per la rimozione?
  - solo quelle dello stesso processo: **allocazione locale**;
  - tutte le pagine (anche di altri processi): **allocazione globale**;
- Cosa succede se ci sono **pochi frame** assegnati ad un processo?
  - sotto il **minimo strutturale**: viene sospeso e si fa swapping su disco;
  - un po' sopra:
    - può andare in **thrashing**;
  - quando il thrashing riguarda tutti i processi si parla di sistema in **sovraccarico** (eccessivo livello di multiprogrammazione);
- Bisognebbe assegnare un numero di frame commisurato alle ”**necessità** del processo”:
  - **modello di località**;
  - concetto di **località**;
  - strategia di base.

Working set

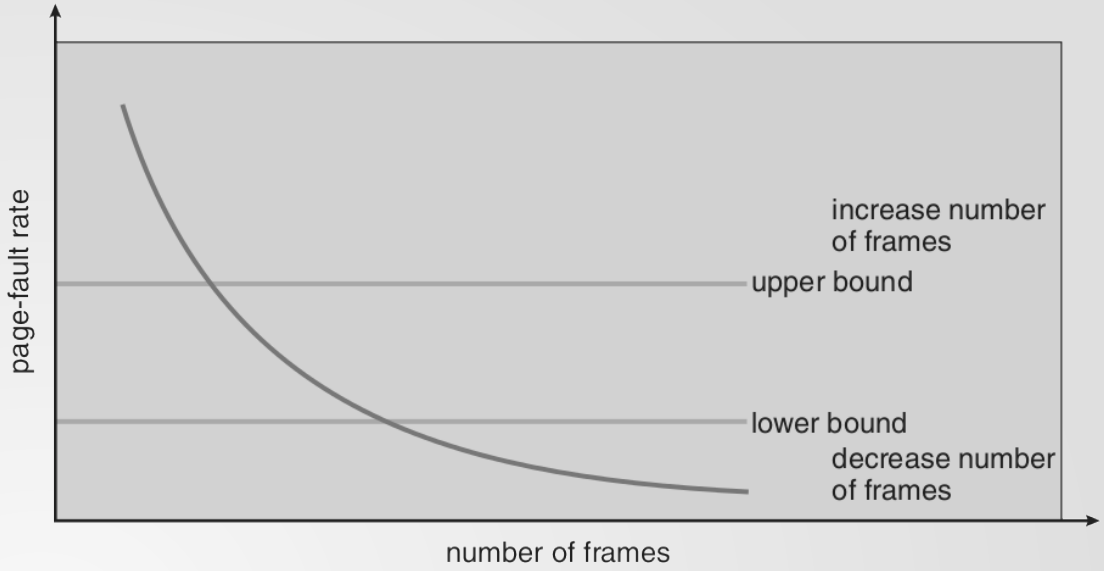
- Per ogni processo manteniamo un **working set**:
  - pagine usate negli ultimi Δ accessi alla memoria;
  - scelta del **parametro** Δ per adattarlo alla **località corrente**;

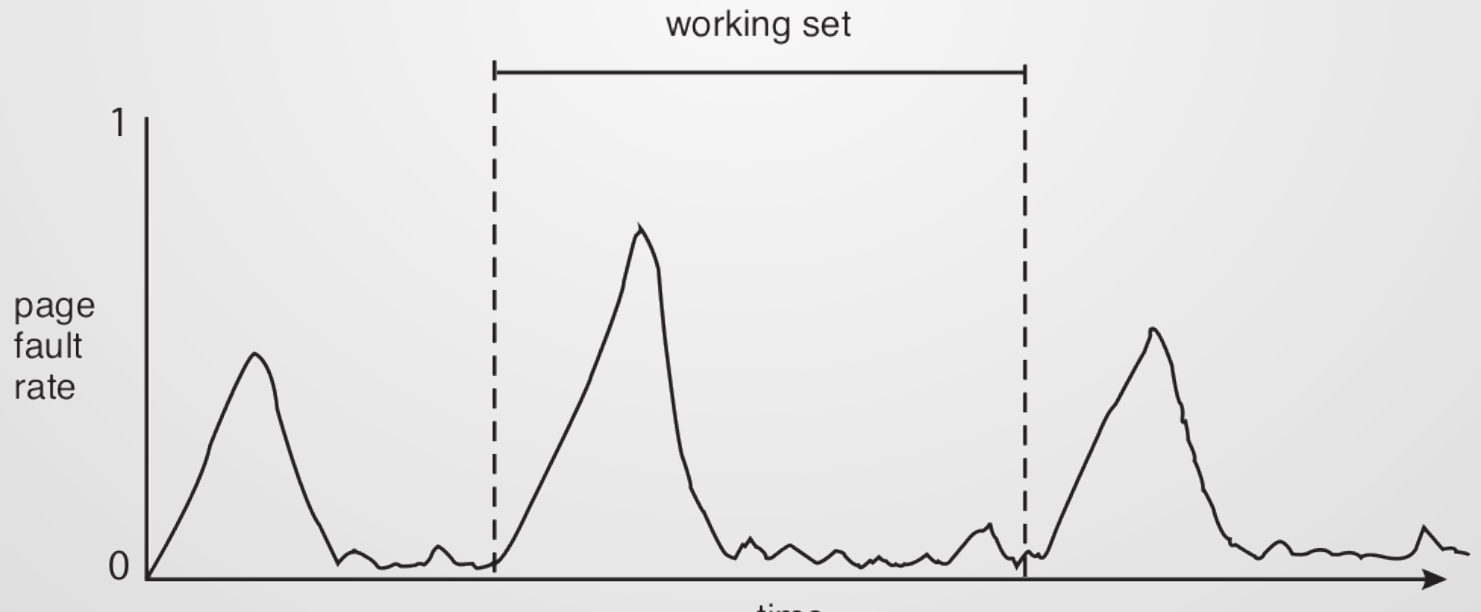


- conoscendo il working set attuale di ogni processo:
  - **richiesta globale di frame** ($D = \sum WSS_i$) *vs.* memoria disponibile;
  - prevenzione del **thrashing**
- come si calcola il working set in **pratica**? Si può approssimare usando:
  - **interrupt** periodici;
  - bit di **referenziamento** R;
  - un log che conserva la "storia di R" in base al parametro Δ.

Page Fault Frequency

- Esiste un modello più diretto per approcciare il thrashing:
  - monitoraggio della **Page Fault Frequency** (**PFF**) dei processi;
- caratterizzazione dei sistemi in **sovraccarico**;
- in realtà i due modelli sono **in relazione**:





Politica di pulitura

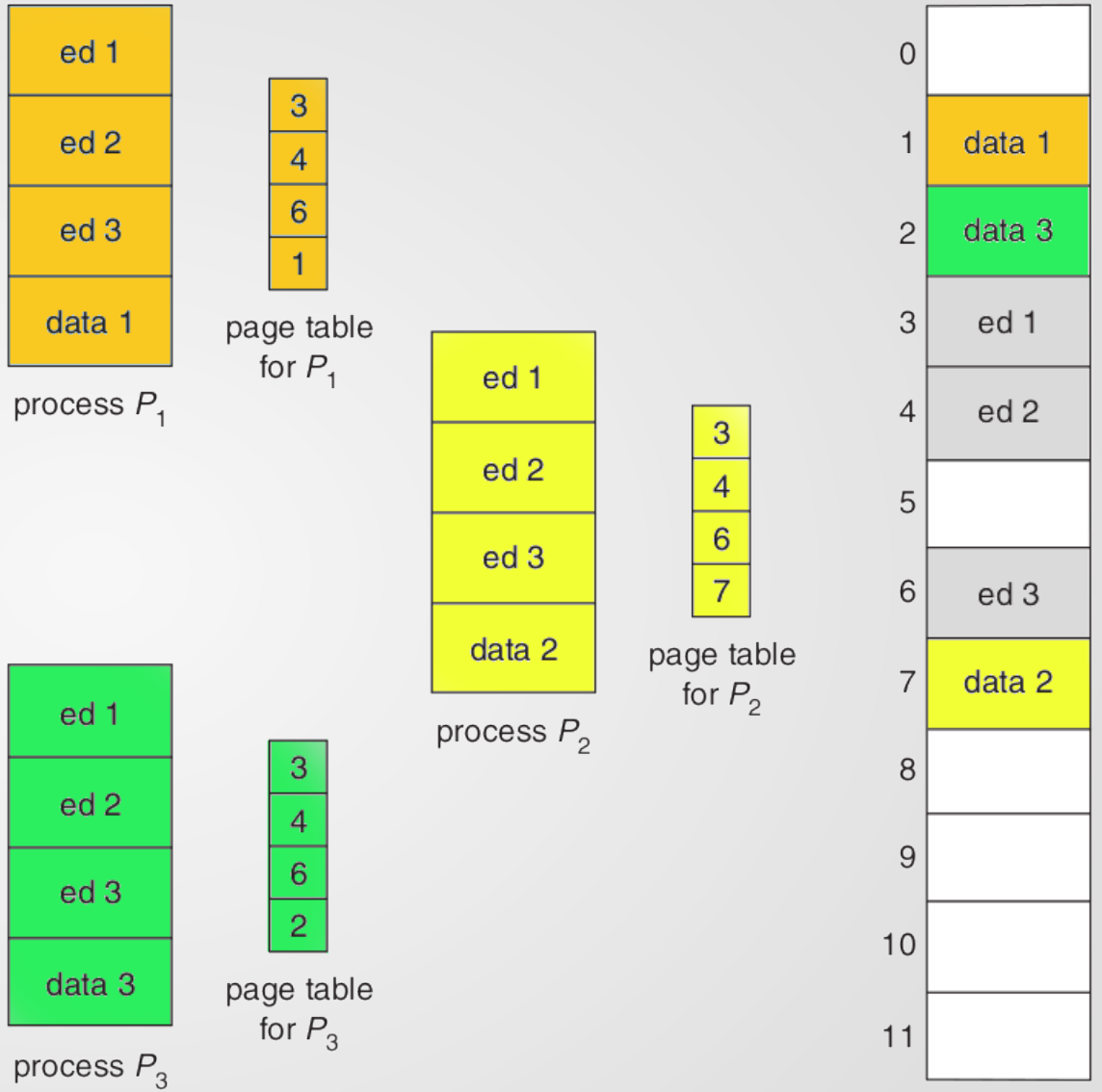
- Il meccanismo di gestione dei page fault è efficiente soprattutto se ci sono **frame liberi** sempre disponibili;
- ciò velocizza la gestione dei page-fault;
- **paging daemon**: processo di servizio che controlla lo stato di occupazione globale dei frame del sistema;
  - seleziona, libera ed, eventualmente, pulisce pagine;
  - mantiene un **pool di frame liberi**;
  - possibilità di **ripescaggio** dal pool in caso di richiesta;
  - usato ad esempio su Linux e Windows.

Dimensione della pagina

- La scelta della dimensione della pagina di base è importante:
  - vantaggi di una **pagina grande**:
    - tabella della pagine più piccola;
    - migliore efficienza nel trasferimento I/O;
    - tende a minimizzare il numero di page fault (minore overhead);
  - vantaggi di una **pagina piccola**;
    - minore frammentazione interna;
    - migliore risoluzione nel definire il working set in memoria (meno memoria sprecata);
- relazione con la **dimensione del blocco su disco**.

Pagine condivise

- I processi posso anche condividere in vari modi alcune pagine:
  - **solo lettura**:
    - codice eseguibile condiviso (**codice rientrante**);
  - **lettura/scrittura**:
    - IPC tramite memoria condivisa;
- implementazione su **tabella delle pagine ordinaria o multilivello:**
  - semplice ed efficiente.

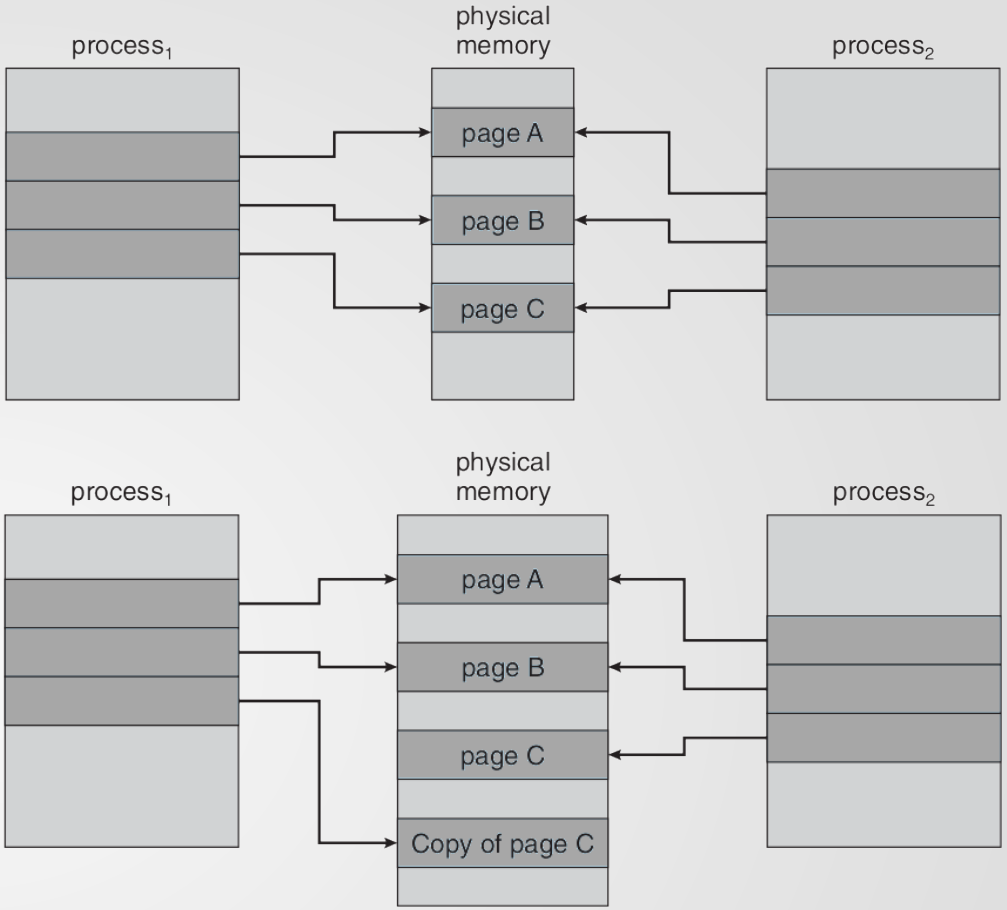


Pagine condivise

- Difficoltà:
  - **gestione della cache:**
    - **problemi di sincronizzazione** con cache basate su indirizzi virtuali (anche se usano gli ASID);
    - soluzioni:
      - disabilitare la cache sulle pagine condivise;
      - usare **cache con ricerca basata su indirizzi virtuali e tag fisici**:
        - la cache ricerca in parallelo con la TLB sulla base dell'indirizzo virtuale;
        - per capire se si tratta di un duplicato dobbiamo aspettare che la TLB dia in output l'indirizzo fisico;
  - **tabella delle pagine invertita**:
    - *singolo core*
      - alterazione tabella su context switch o su page fault;
    - *multi core*
      - difficilmente gestibile se non con teoriche tabelle delle pagine invertite con corrispondenze molti-a-uno.

Copy-on-write e Zero-fill-on-demand

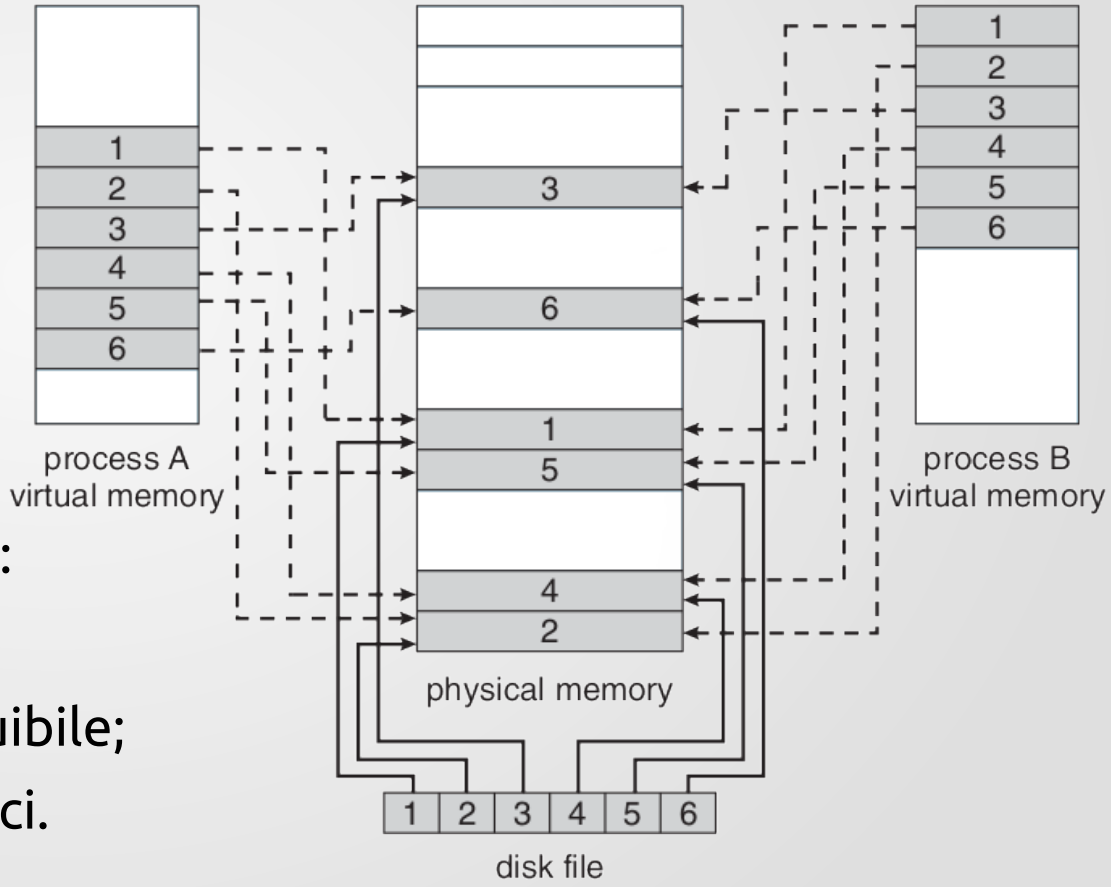
- Possibili ottimizzazioni:
  - **copy-on-write**:
    - condivide finché possibile tutti i tipi di pagine (codice e dati);



  - **zero-fill-on-demand**:
    - principio di base: le nuove pagine sono vuote e allocate su richiesta;
      - azzeramento efficiente gestito dal kernel;
      - sicurezza;
    - pool di pagine vuote;
    - copy-on-write su una *read-only static zero page*.

Librerie condivise e file mappati

- Grandi librerie condivise sono comunemente usate;
  - **linking statico**: inclusione del codice in fase di linking;
  - **linking dinamico**: collegamento e caricamento a run-time di librerie condivise:
    - risparmio di spazio su disco e in RAM;
    - sviluppo indipendente e facilità di aggiornamento;
- **File mappati**:
  - modello alternativo di I/O su file;
  - possibilità di condivisione;
  - gestiscono automaticamente:
    - librerie condivise;
    - caricamento codice eseguibile;
    - caricamento dei dati statici.



Allocazione della memoria per il kernel

- Memoria dei processi utente: paginata ma con frammentazione interna;
- Memoria interna al kernel:
  - miriamo a **frammentazione interna** minima o nulla;
  - **impossibilità di paginare** l'allocazione in alcuni casi.
- **slab allocator** su Linux:
  - **slab**: sequenza di pagine contigue;
  - **cache**: uno o più slab;
  - una cache per tipo di **struttura dati interna omogenea**;
- gestione:
  - **stato** di uno slab:
    - pieno, vuoto, parziale;
  - dinamica;
- **vantaggi**: niente spreco, efficienza.