Sistemi Operativi
Gestione della Memoria (parte 3)

Docente: Claudio E. Palazzi

cpalazzi@math.unipd.it

Crediti per queste slides al Prof. Tullio Vardanega

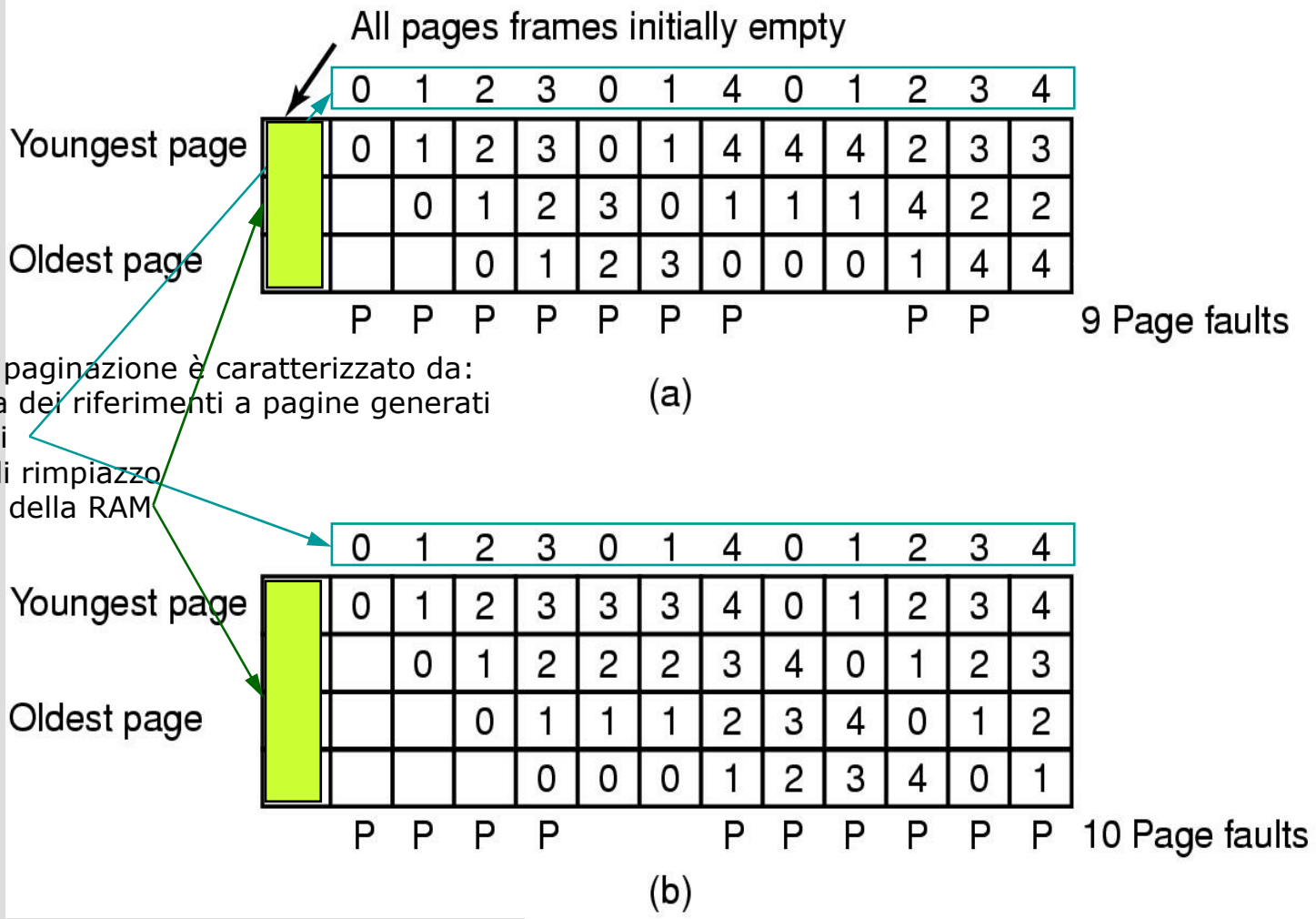
Paginazione: l'anomalia di Belady - 1

- Nel 1969 Lazlo Belady mostrò che la frequenza di *page fault* **non** sempre decresce al crescere dall'ampiezza della RAM
  - Un semplice contro-esempio usando FIFO come strategia di rimpiazzo
    - Sequenza di riferimenti: 0 1 2 3 0 1 4 0 1 2 3 4
    - RAM con 3 *page frame* : 9 *page fault*
    - RAM con 4 *page frame* : 10 *page fault*
- LRU è immune dall'anomalia di Belady
  - Ma la sua forma "pura" è irrealizzabile

Paginazione: l'anomalia di Belady - 2

Un sistema di paginazione è caratterizzato da:

1. la sequenza dei riferimenti a pagine generati dai processi
2. la politica di rimpiazzo
3. la capienza della RAM



Paginazione: l'anomalia di Belady - 3

- Una classe di algoritmi particolarmente interessante è quella che soddisfa la proprietà:
  - $M(m, r) \subseteq M(m+1, r)$
  - Dove m rappresenta il numero di page frame, mentre r sono i riferimenti
  - "assumendo gli stessi riferimenti, le pagine caricate con m page frame sono un sottoinsieme di quelle caricate con m+1 page frame"
- Detti stack algorithms
  - Sono immuni dall'anomalia di Belady
    - LRU, Optimal Replacement

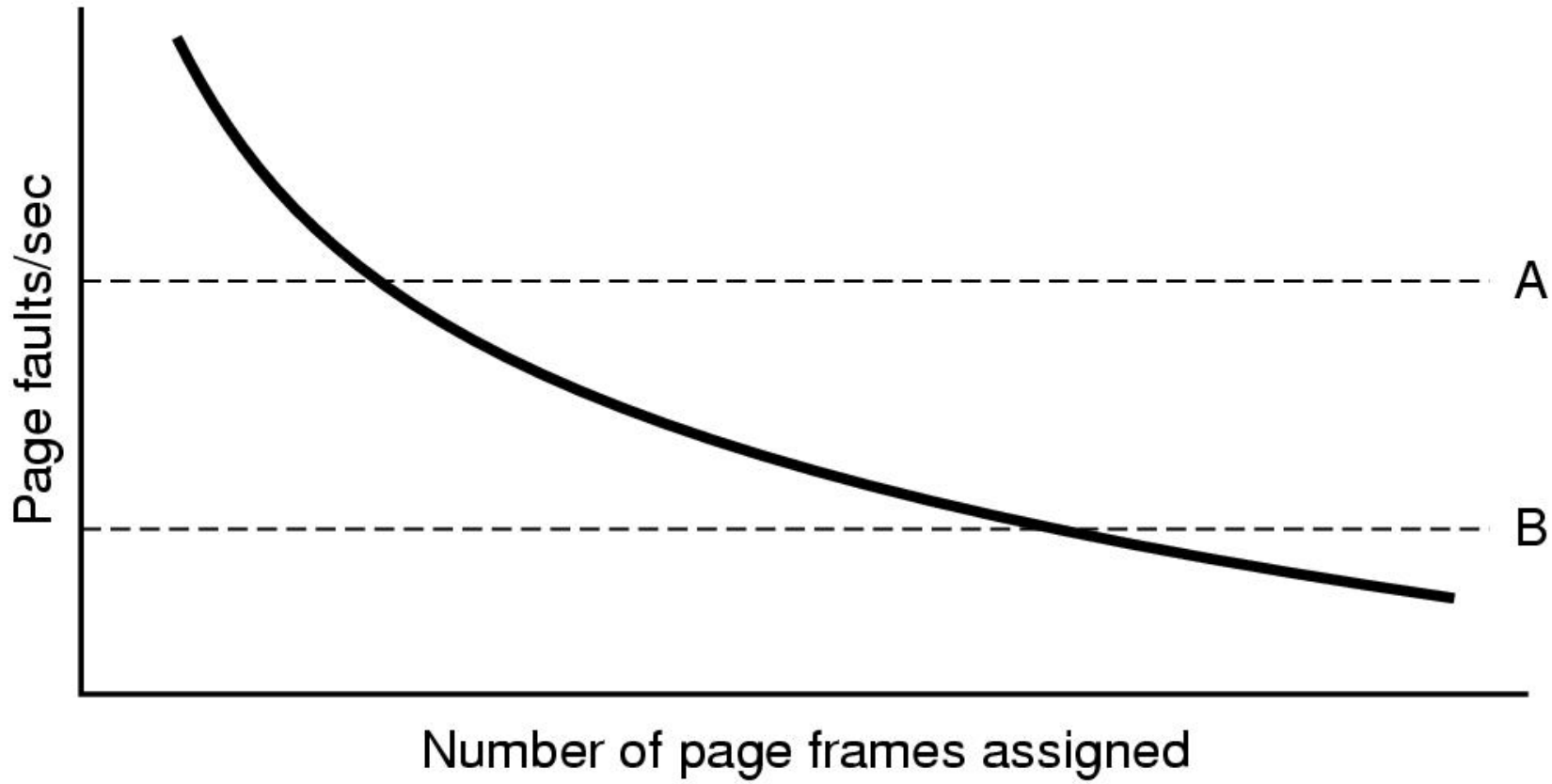
Paginazione: criteri di progetto - 1

- Nel rimpiazzare una pagina occorre scegliere consapevolmente tra
  - Politiche **locali**
    - Rimpiazzo nel WS del processo che ha causato il *page fault*
    - In tal caso ogni processo conserva una quota fissa di RAM
  - Politiche **globali**
    - La scelta avviene tra *page frame* senza distinzione di processo
    - L'allocazione di RAM a disposizione di ogni processo varia dinamicamente nel tempo

Paginazione: criteri di progetto - 2

- Le politiche **globali** sono più **efficaci**
  - Specialmente se l'ampiezza del WS può variare durante l'esecuzione
    - Però bisogna decidere **quanti** *page frame* assegnare a ogni singolo processo
- Le politiche **locali** hanno prestazioni **inferiori**
  - Se il WS di un processo cresce l'allocazione fissa causa rimpiazzi indesiderati
    - *Thrashing*
      - Anche con RAM disponibile non usata da altri processi
  - Se il WS si riduce si ha invece spreco di memoria
- Non tutte le politiche si adattano all'uso in entrambe le varianti

Paginazione: criteri di progetto - 3



Paginazione: criteri di progetto - 4

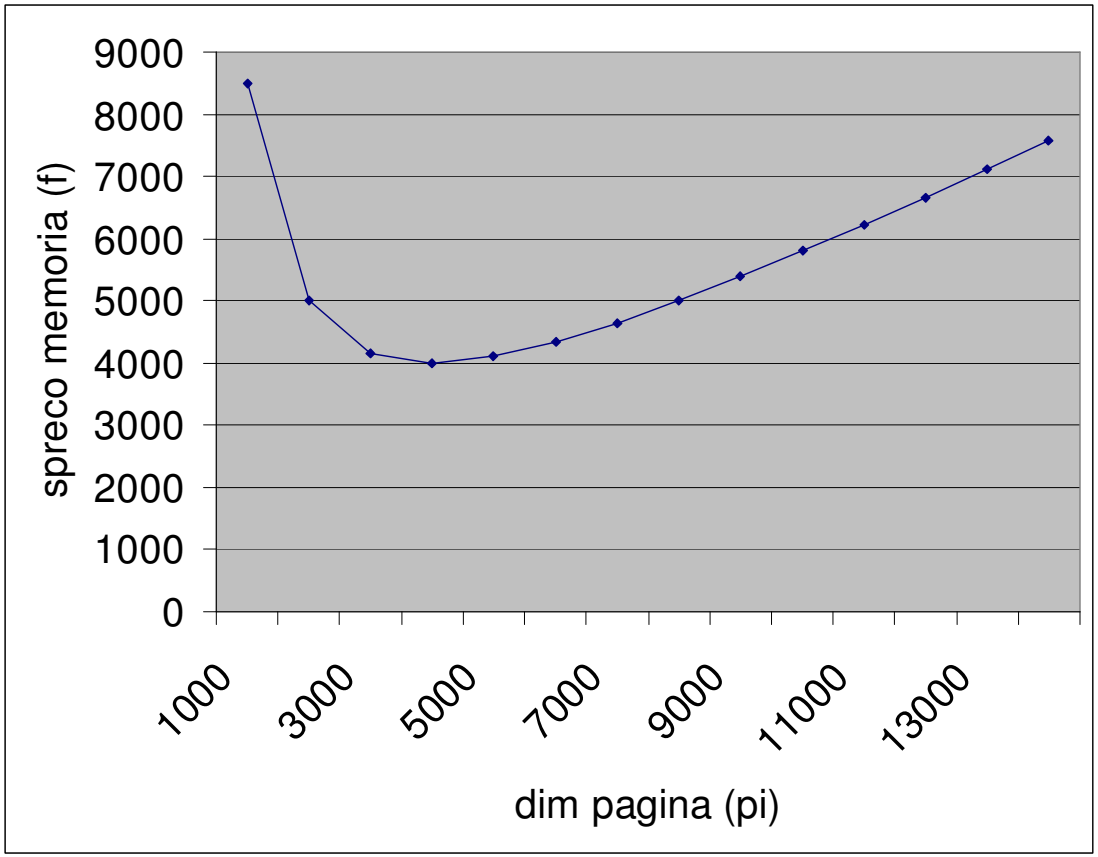
- Controllo del carico
  - Anche con le migliori politiche può accadere che a volte il sistema subisca thrashing
    - Se i WS di tutti i processi eccedono la capacità di memoria
      - **PFF** (Page Fault Frequency) indica che alcuni hanno bisogno di più memoria ma nessuno ha bisogno di meno memoria
    - SWAP!
      - Rimuoviamo in successione alcuni processi finché il thrashing si ferma

Paginazione: criteri di progetto – 4 bis

- Quale dimensione di pagina?
  - Pagine **ampie**
    - Maggiore rischio di **frammentazione interna**
      - In media ogni processo lascia inutilizzata metà del suo ultimo *page frame*
  - Pagine **piccole**
    - Maggiore ampiezza della tabella delle pagine
- Il valore ottimo può essere definito matematicamente
  - σ B dimensione media di un processo
  - π B dimensione media di una pagina
  - ε B per riga in tabella delle pagine
  - Spreco per processo come $f(\pi) = (\sigma / \pi) \times \varepsilon + \pi / 2$
    - Parte di tabella delle pagine + frammentazione interna
    - Derivata prima è $- \sigma \varepsilon / \pi^2 + 1/2$
    - Ponendo uguale a zero si ha che il minimo di $f(\pi)$ si ha per $\pi = \sqrt{(2 \sigma \varepsilon)}$

Paginazione: criteri di progetto – 4 ter

$$f(\pi) = (\sigma / \pi) \times \varepsilon + \pi / 2$$



Paginazione: criteri di progetto - 5

- Per $\sigma = 1$ MB e $\varepsilon = 8$ B si ha $\pi = 4$ KB
- Per RAM di ampiezza crescente può convenire un valore di π maggiore
  - Ma di certo non linearmente
- In generale la memoria virtuale **non** è distinta per dati e istruzioni
  - Nella prima metà del ’70 vi sono stati elaboratori importanti (PDP-11) che fornivano invece spazi di indirizzamento distinti
    - *Programmed Data Processor* (2 KB *cache*, 2 MB RAM)
  - Aiuta a gestire pagine condivise tra più processi

Paginazione: realizzazione – 1

- Il S/O compie azioni chiave
  - A ogni creazione di processo
    - Per determinare l'ampiezza della sua allocazione
    - Per creare la tabella delle pagine corrispondente
  - A ogni cambio di contesto
    - Per caricare la MMU e "pulire" la TLB
  - A ogni *page fault*
    - Per analizzare il problema e operare il rimpiazzo
  - A ogni terminazione di processo
    - Per rilasciarne i *page frame*
    - Per rimuoverne la tabella delle pagine

Paginazione: realizzazione – 2

- Per trattare un *page fault* bisogna capire quale riferimento è fallito
  - Per poter completare correttamente l'istruzione interrotta
- Il *Program Counter* dice a quale indirizzo il problema si è verificato
  - Ma non sa distinguere tra istruzione e operando
- Capirlo è compito del S/O
  - Orrendamente complicato dai molti effetti laterali causati dagli "acceleratori" *hardware*
  - Il S/O deve annullare lo stato erroneo e ripetere daccapo l'istruzione fallita

Paginazione: realizzazione – 2 bis

- Page fault: l'hw fa trap al kernel e salva il PC sullo stack
- Un programma assembler salva i dati nei registri e poi chiama il sistema operativo
- Il S.O. scopre il page fault e cerca di capire di quale pagina (visionando i registri o recuperando il PC e simulando l'istruzione)
- Ottenuto l'indirizzo virtuale causa del page fault, il S.O. verifica che si tratti di indirizzo valido (altrimenti kill del processo) e cerca page frame vuoto o con pagina rimpiazzabile
- Se la pagina da rimpiazzare è dirty, si imposta il suo spostamento su disco (il processo corrente viene sospeso nel frattempo) e il frame viene bloccato

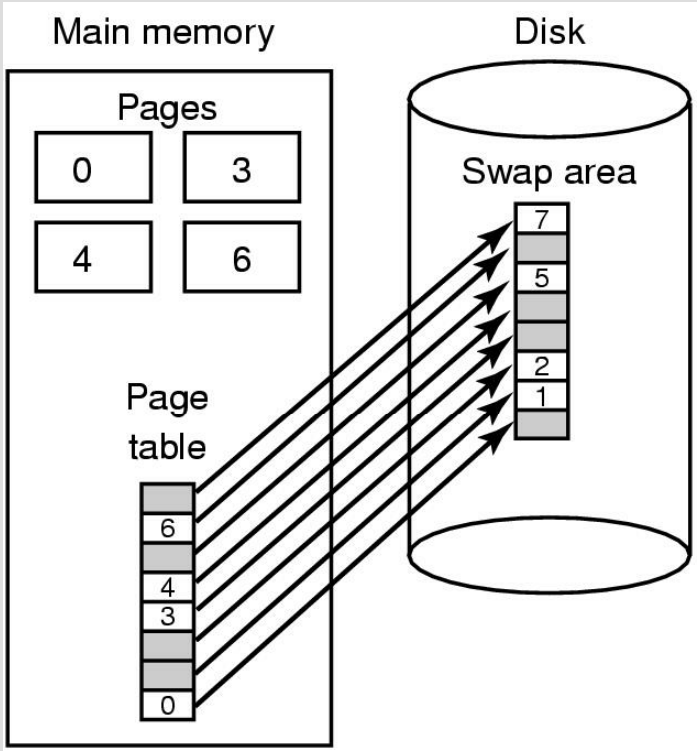
Paginazione: realizzazione – 2 ter

- Quando il page frame è libero, vi copia la pagina richiesta (il processo viene di nuovo sospeso nel frattempo)
- All'arrivo dell'interrupt del disco, la page table è aggiornata e il frame è indicato come normale
- Il PC viene reimpostato per puntare all'istruzione causa del page fault
- Il processo causa del page fault è pronto per esecuzione e il S.O. ritorna al programma assembler che lo aveva chiamato
- Il programma assembler ricarica i registri e altre info; poi torna in user space per continuare l'esecuzione

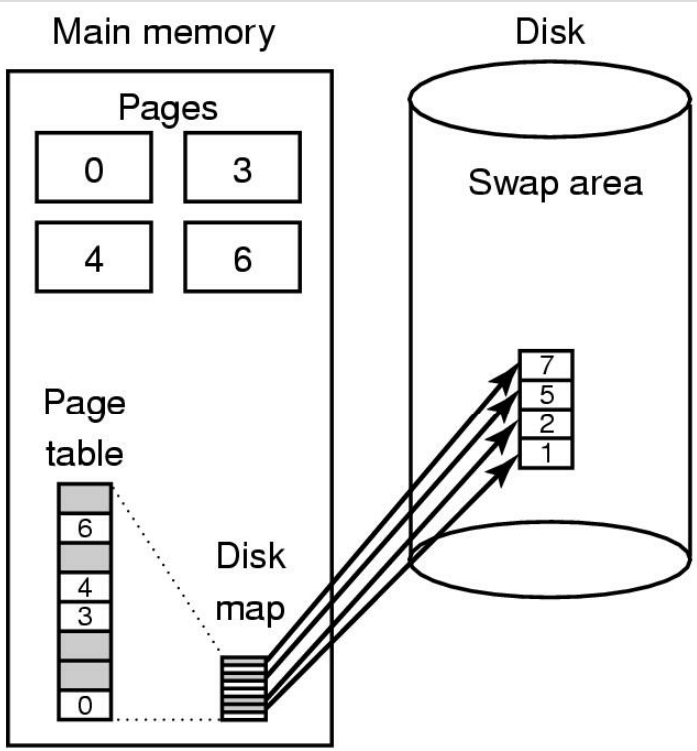
Paginazione: realizzazione – 3

- Un'area del disco può essere riservata per ospitare le pagine temporaneamente rimpiazzate
  - Area di *swap*
- Ogni processo ne riceve in dote una frazione
  - Che rilascia alla sua terminazione
  - I puntatori (base, ampiezza) a questa zona devono essere mantenuti nella tabella delle pagine del processo
    - Ogni indirizzo virtuale mappa nell'area di *swap* direttamente rispetto alla sua base
- Idealmente
  - L'intera immagine del processo potrebbe andare subito nell'area di *swap* alla creazione del processo
  - Altrimenti potrebbe andare tutta in RAM e spostarsi nell'area di *swap* quando necessario
- Però sappiamo che i processi **non** hanno dimensione costante
  - Allora è meglio che l'area di *swap* sia frazionata per codice e dati
- Se l'area di *swap* **non** fosse riservata allora occorrerebbe ricordare in RAM l'indirizzo su disco di **ogni** pagina rimpiazzata
  - Informazione associata alla tabella delle pagine

Paginazione: realizzazione – 4



Area di *swap* pre-assegnata e mappata automaticamente dalla tabella delle pagine



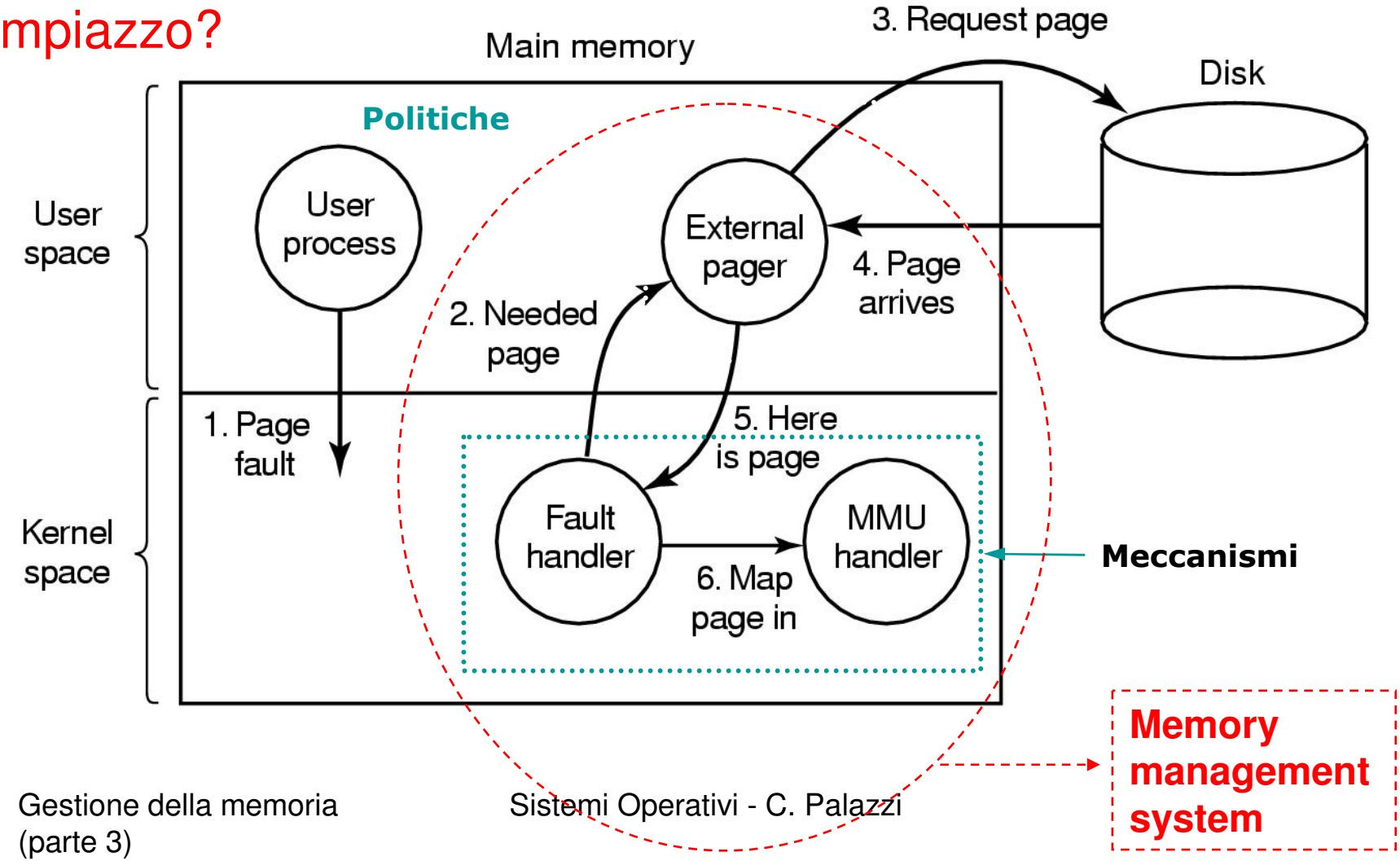
Area di *swap* assegnata a richiesta e mappata esplicitamente dalla tabella delle pagine

Paginazione: realizzazione – 5

- Per separare le politiche dai meccanismi
  - Conviene svolgere nel nucleo del S/O **solo** le azioni più delicate
    - Gestione della MMU
      - Specifica dell'architettura *hardware*
    - Trattamento **immediato** del *page fault*
      - Largamente indipendente dall'*hardware*
  - Demandando il resto della gestione a un processo esterno al nucleo
    - Scelta delle pagine e loro trasferimento
      - Trattamento **differito** del *page fault*

Paginazione: realizzazione – 6

E l'algoritmo di rimpiazzo?



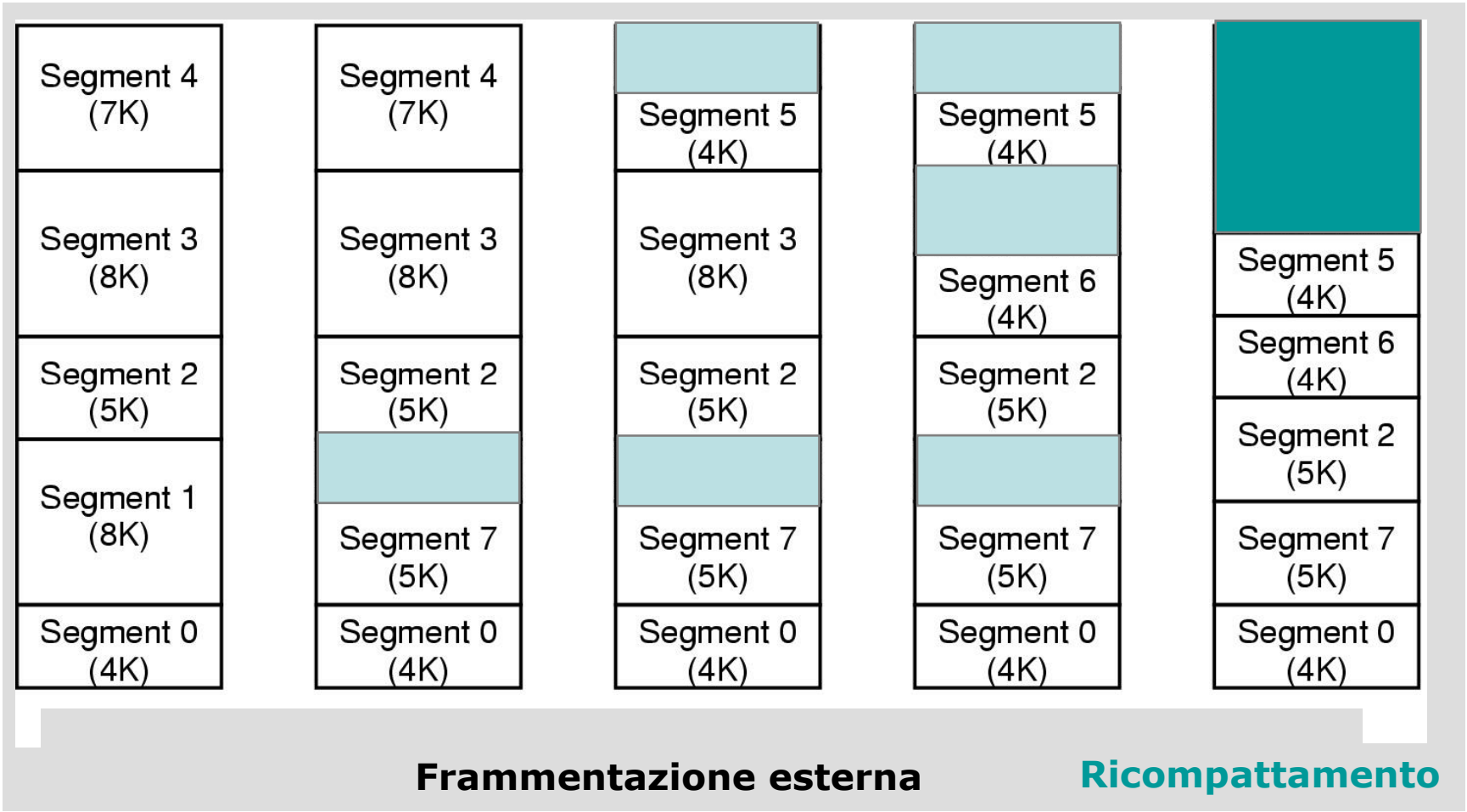
Segmentazione: premesse – 1

- Spazi di indirizzamento completamente **indipendenti** gli uni dagli altri
  - Per dimensione e posizione in RAM
    - Entrambe possono variare dinamicamente
- Entità **logica** nota al programmatore e destinata a contenere informazioni **coese**
  - Codice di una procedura
  - Dati di inizializzazione di un processo
  - *Stack* di processo
- Si presta a schemi di **protezione** specifica
  - Perché il **tipo** del suo contenuto può essere stabilito a priori
    - Ciò che **non** si può fare con la paginazione
- Causa frammentazione **esterna**

Segmentazione: premesse – 2

	Paginazione	**Segmentazione**
Il programmatore ne deve essere consapevole	No	Sì
Consente N spazi di indirizzamento lineari	N = 1	N ≥ 1
La sua ampiezza può eccedere la capacità della RAM	Sì	Sì
Consente di separare e distinguere tra codice e dati	No	Sì
Consente di gestire contenuti a dimensione variabile nel tempo	No	Sì
Consente di condividere parti di programmi tra processi	No	Sì
A quale obiettivo risponde	Consentire spazi di indirizzamento più grandi della RAM	Consentire la separazione logica tra aree dei processi e la loro protezione specifica

Segmentazione: realizzazione – 1

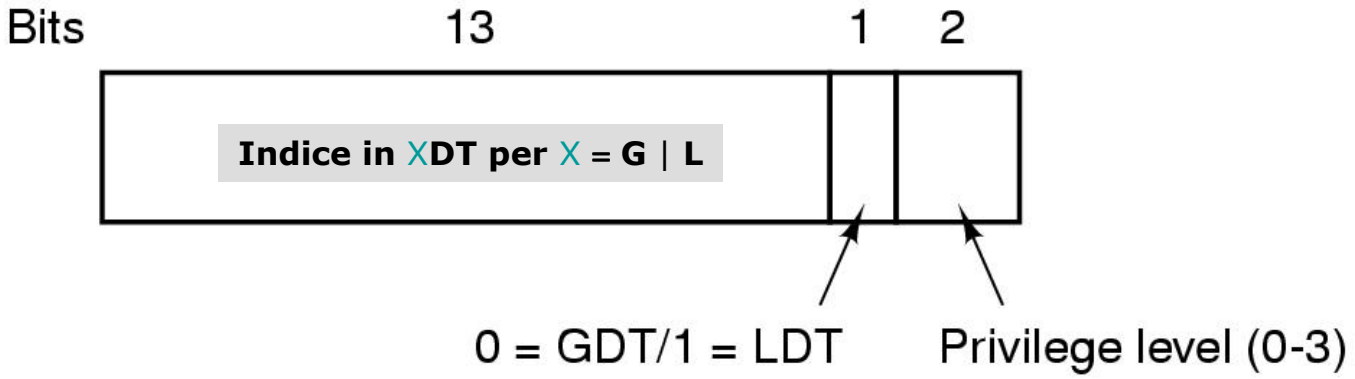


Segmentazione: realizzazione – 2

- Vista la grande ampiezza potenziale i segmenti sono spesso **paginati**
- Nel caso del Pentium di Intel
  - Fino a 16 K segmenti indipendenti
    - Di ampiezza massima 4 GB (32 *bit*)
  - Una LDT per processo
    - *Local Descriptor Table*
      - Descrive i segmenti del processo
  - Una singola GDT per l'intero sistema
    - *Global Descriptor Table*
      - Descrive i segmenti del S/O

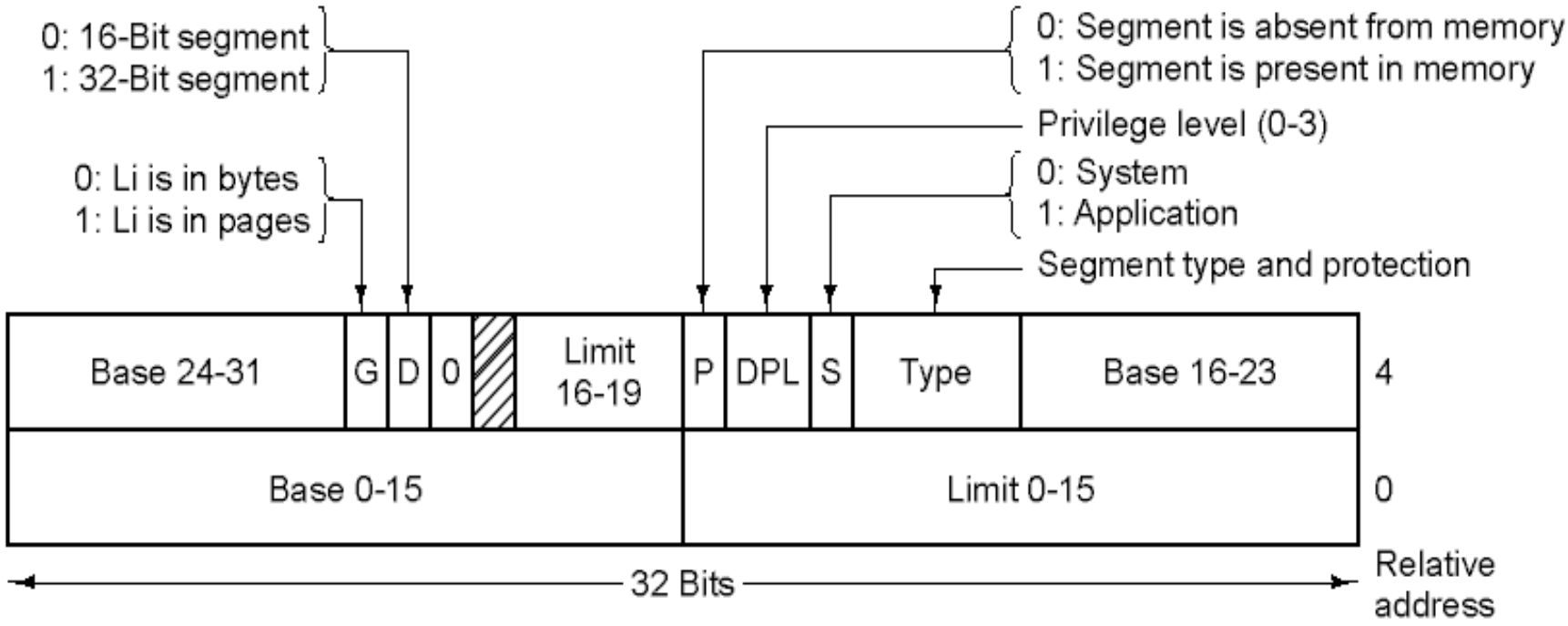
Segmentazione: realizzazione – 3

Per accedere a un segmento, un programma Pentium prima carica selettore di quel segmento in uno dei sei registri di segmento



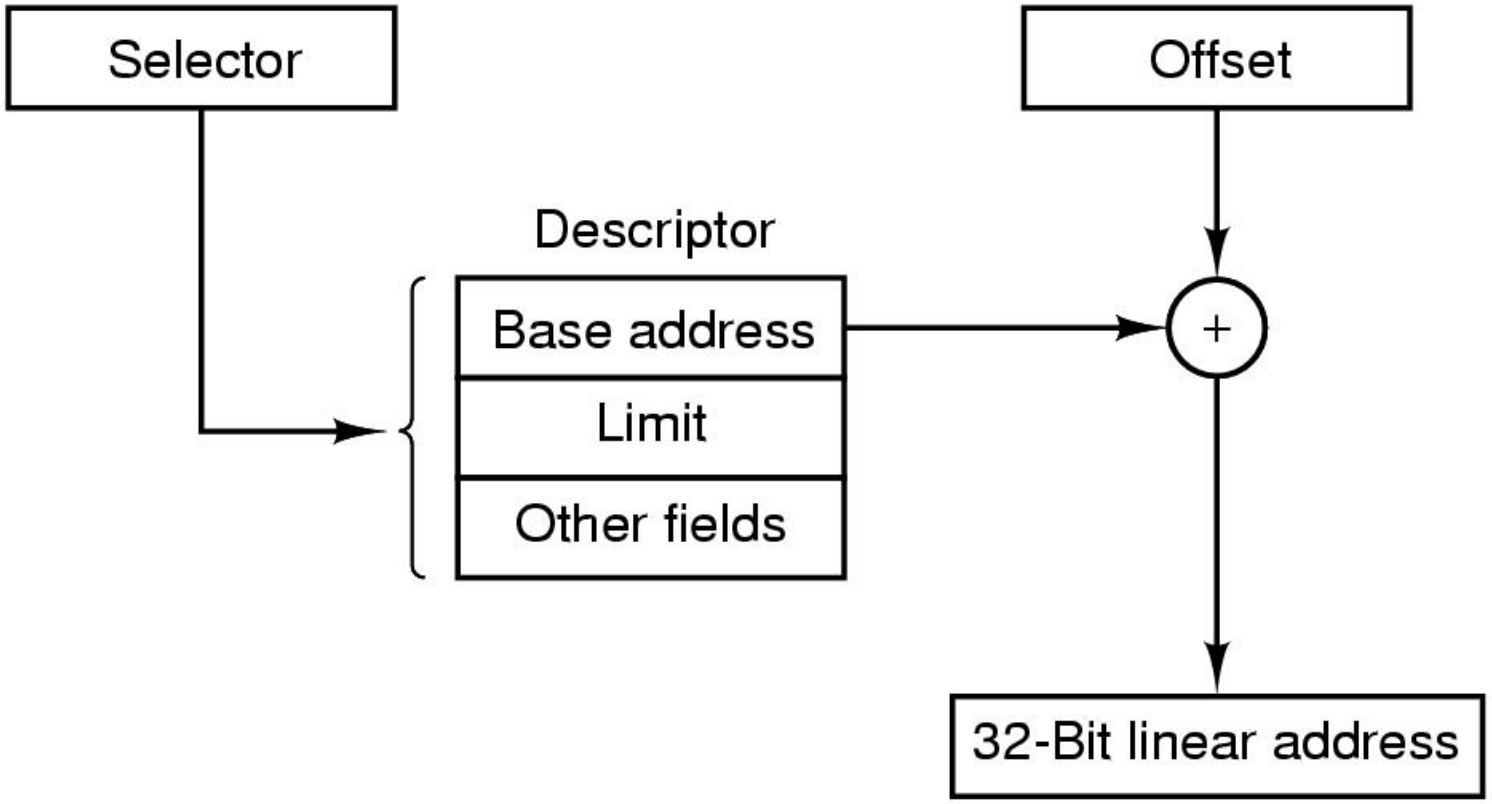
- 6 registri di segmento
  - Di cui 1 denota il segmento corrente
- LDT e GDT contengono $2^{13} = 8$ K descrittori di segmento
  - I descrittori di segmento sono espressi su 8 B
    - La **base** del segmento in RAM è espressa su 32 *bit*
    - Il **limite** su 20 *bit* per verificare la legalità dell'*offset* fornito dal processo
      - Consente ampiezza massima a 1 MB (per **granularità** a B)
      - Oppure 1 M pagine da 4 KB ovvero 4 GB (per granularità a pagine)

Segmentazione: realizzazione – 3 bis



Descrittore di segmento di Pentium relativo al codice (lievi differenze con quello relativo ai dati)

Segmentazione: realizzazione – 3 ter

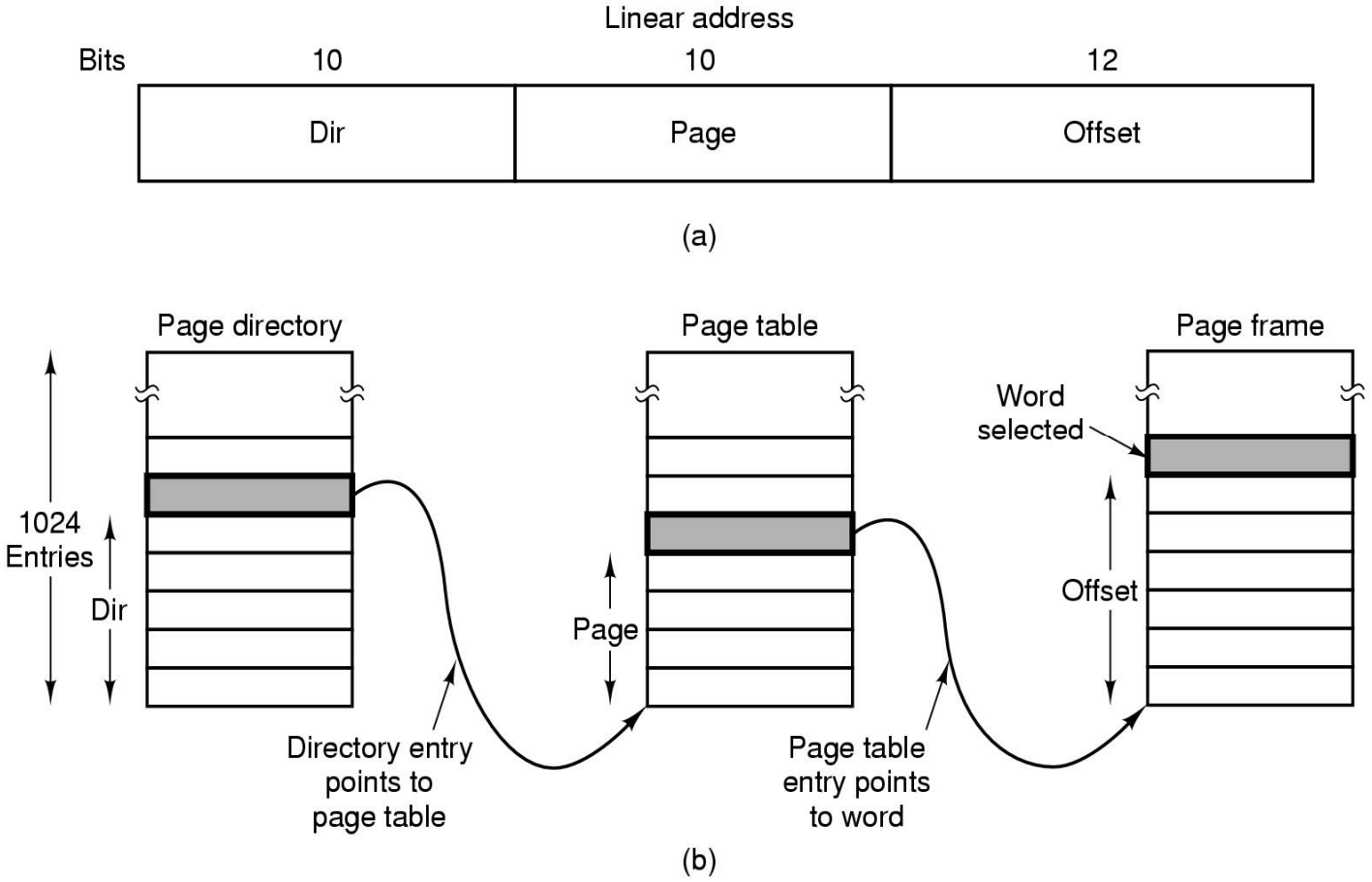


Conversion di una coppia (selettore, offset) in un indirizzo lineare

Segmentazione: realizzazione – 4

- L'indirizzo **lineare** ottenuto da (base di segmento + *offset*) può essere interpretato come
  - Indirizzo **fisico** se il segmento considerato non è paginato
  - Indirizzo **logico** altrimenti
    - Nel qual caso il segmento viene visto come una memoria virtuale paginata e l'indirizzo come virtuale in essa
      - 10 *bit* : indice in catalogo di tabelle delle pagine
        - » 2^{10} righe da 32 *bit* ciascuna (base di tabella denotata)
      - 10 *bit* : indice in tabella delle pagine selezionata
        - » 2^{10} righe da 32 bit ciascuna (base di *page frame*)
      - 12 *bit* : posizione nella pagina selezionata
        - » *Offset* in pagina da 4 KB

Segmentazione: realizzazione – 4 bis



- L'indirizzo **lineare** mappato sullo spazio virtuale

Segmentazione: protezione