

Gestione della Memoria

Multiprogrammazione e gestione memoria

Obiettivo primario della **multiprogrammazione** è l'**uso efficiente** delle risorse computazionali:

- Efficienza nell'uso della CPU
- Velocità di risposta dei processi
- ...

Necessità di mantenere più processi in memoria centrale: SO deve gestire la memoria in modo da consentire la **presenza contemporanea** di più processi

Caratteristiche importanti:

- Velocità
 - Grado di multiprogrammazione
 - Utilizzo della memoria
 - Protezione
-

Gestione della memoria centrale

A livello hw:

ogni sistema è equipaggiato con **un unico spazio di memoria accessibile direttamente da CPU e dispositivi**

Compiti di SO

- **allocare memoria** ai processi
 - **dealloca memoria**
 - **separare gli spazi di indirizzi** associati ai processi (**protezione**)
 - realizzare i **collegamenti (binding)** tra gli **indirizzi logici** specificati dai processi e le corrispondenti **locazioni nella memoria fisica**
 - **memoria virtuale:** gestire spazi di indirizzi logici di dimensioni superiori allo spazio fisico
-

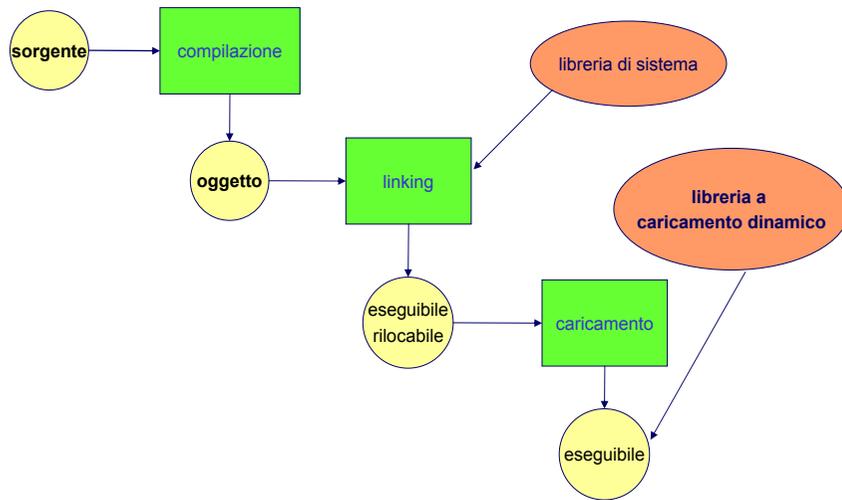
Accesso alla memoria

Memoria centrale:

- vettore di celle, ognuna univocamente individuata da un indirizzo
- operazioni fondamentali sulla memoria: **load/store dati e istruzioni**
- **Indirizzi**
 - **simbolici** (riferimenti a celle di memoria nei programmi in forma sorgente mediante nomi simbolici)
 - **logici** (riferimenti a celle **nello spazio logico di indirizzamento del processo**)
 - **fisici** (**riferimenti assoluti** delle celle in memoria a **livello HW**)

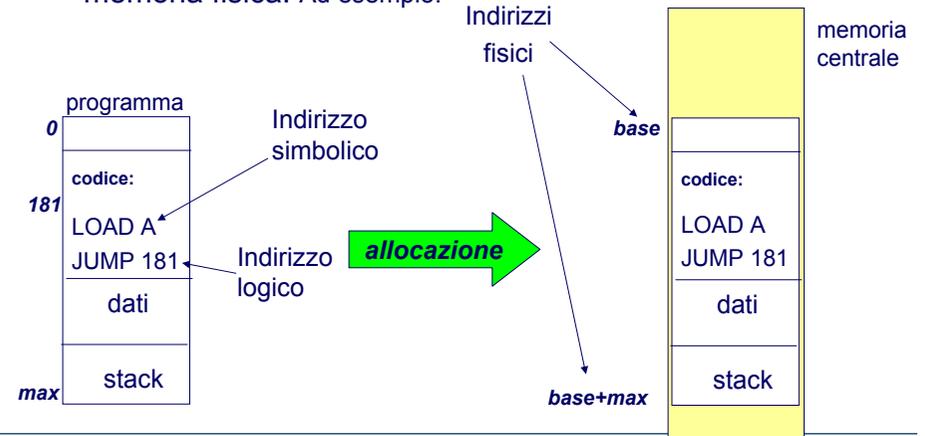
Quale relazione tra i diversi tipi di indirizzo?

Fasi di sviluppo di un programma



Indirizzi simbolici, logici e fisici

Ogni processo dispone di un *proprio spazio di indirizzamento logico* $[0, \max]$ che viene allocato nella memoria fisica. Ad esempio:



Binding degli indirizzi

Ad ogni *indirizzo logico/simbolico* viene fatto corrispondere un *indirizzo fisico*: l'associazione tra indirizzi relativi e indirizzi assoluti viene detta **binding**

Binding può essere effettuato:

□ staticamente

- **a tempo di compilazione.** Il compilatore genera degli **indirizzi assoluti** (esempio: file .com DOS)
- **a tempo di caricamento.** Il compilatore genera degli **indirizzi relativi** che vengono convertiti in indirizzi assoluti dal **loader (codice rilocabile)**

□ dinamicamente

- **a tempo di esecuzione.** Durante l'esecuzione un processo può essere spostato da un'area all'altra

Caricamento/collegamento dinamico

Obiettivo: ottimizzazione della memoria

Caricamento dinamico

- in alcuni casi è possibile caricare in memoria una funzione/procedura a runtime **solo quando avviene la chiamata**
- **loader di collegamento rilocabile:** carica e collega dinamicamente la funzione al programma che la usa
- la funzione può essere usata da più processi simultaneamente. Problema di **visibilità** -> compito SO è concedere/controlare:
 - ✓ **l'accesso** di un processo **allo spazio di un altro processo**
 - ✓ **l'accesso di più processi agli stessi indirizzi**

Overlay

In generale, la memoria disponibile può non essere sufficiente ad accogliere codice e dati di un processo

Soluzione a **overlay** mantiene in memoria istruzioni e dati:

- che vengono utilizzati **più frequentemente**
 - che sono necessari nella **fase corrente**
- codice e dati di un processo vengono suddivisi (dal programmatore?) in **overlay** che vengono caricati e scaricati dinamicamente (dal *gestore di overlay*, di solito esterno al SO)

Overlay: esempio

Assembler a 2 passi: produce l'eseguibile di un programma assembler, mediante 2 fasi sequenziali

1. Creazione della tabella dei simboli (passo 1)
2. Generazione dell'eseguibile (passo 2)

4 componenti distinte nel codice assembler:

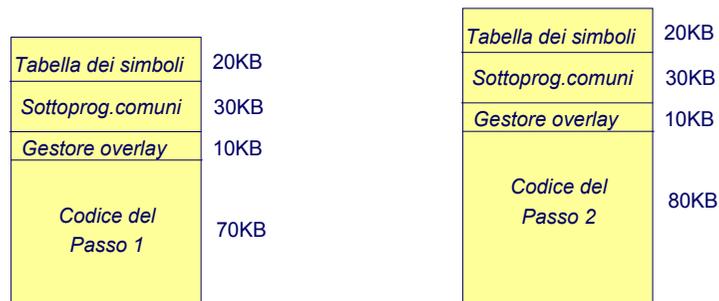
- **Tabella dei simboli** (ad es. dim 20KB)
- **Sottoprogrammi comuni** ai due passi (ad es. 30KB)
- **Codice passo 1** (ad es. 70KB)
- **Codice passo 2** (ad es. 80KB)

➡ spazio richiesto per l'allocazione integrale dell'assembler è quindi di 200KB

Overlay: esempio

Hp: spazio libero in memoria di 150KB

Soluzione: 2 overlay da caricare in sequenza (passo 1 e passo 2); caricamento/scaricamento vengono effettuati da una parte aggiuntiva di codice (**gestore di overlay**, dimensione 10KB) aggiunta al codice dell'assembler



Tecniche di allocazione memoria centrale

Come vengono allocati codice e dati dei processi in memoria centrale?

Varie tecniche

- **Allocazione Contigua**
 - a partizione singola
 - a partizioni multiple
- **Allocazione non contigua**
 - paginazione
 - segmentazione

Allocazione contigua a partizione singola

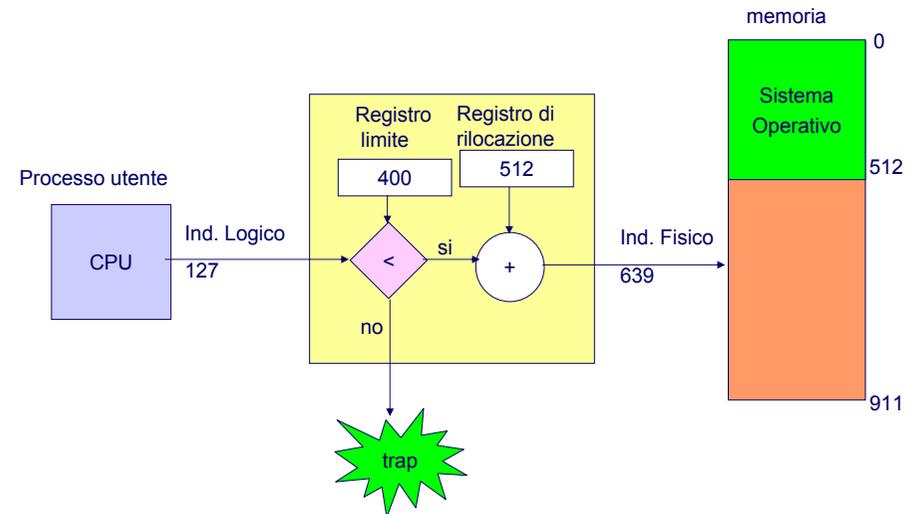
Primo approccio molto semplificato: la parte di **memoria disponibile** per l'allocazione dei processi di utente **non è partizionata**:

→ **un solo processo alla volta** può essere allocato in memoria: non c'è multiprogrammazione

Di solito:

- SO risiede nella **memoria bassa** [0, max]
- necessità di **proteggere codice e dati di SO** da accessi di processi utente:
 - uso del **registro di rilocazione** (RL=max+1) per garantire la correttezza degli accessi

Allocazione contigua a partizione singola



Allocazione contigua: partizioni multiple

Multiprogrammazione → necessità di **proteggere** codice e dati di ogni processo

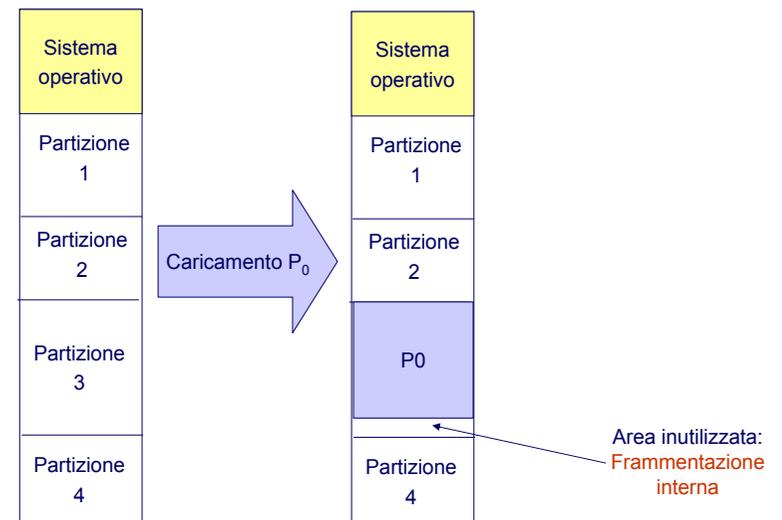
Partizioni multiple: ad ogni processo caricato viene associata **un'area di memoria distinta (partizione)**

- partizioni **fisse**
- partizioni **variabili**
- **Partizioni fisse (MFT, Multiprogramming with Fixed number of Tasks):** *dim di ogni partizione fissata a priori*
 - quando un processo viene schedato, SO cerca una partizione libera di dim sufficiente

Problemi:

- **frammentazione interna**; sottoutilizzo della partizione
- **grado di multiprogrammazione limitato** al numero di partizioni
- **dim massima** dello spazio di indirizzamento di un processo limitata da dim della **partizione più estesa**

Partizioni fisse



Partizioni variabili

Partizioni variabili (MVT, Multiprogramming with Variable number of Tasks): ogni partizione allocata **dinamicamente** e **dimensionata** in base a dim processo da allocare

- quando un processo viene schedato, SO cerca un'area sufficientemente grande per allocarvi dinamicamente la partizione associata

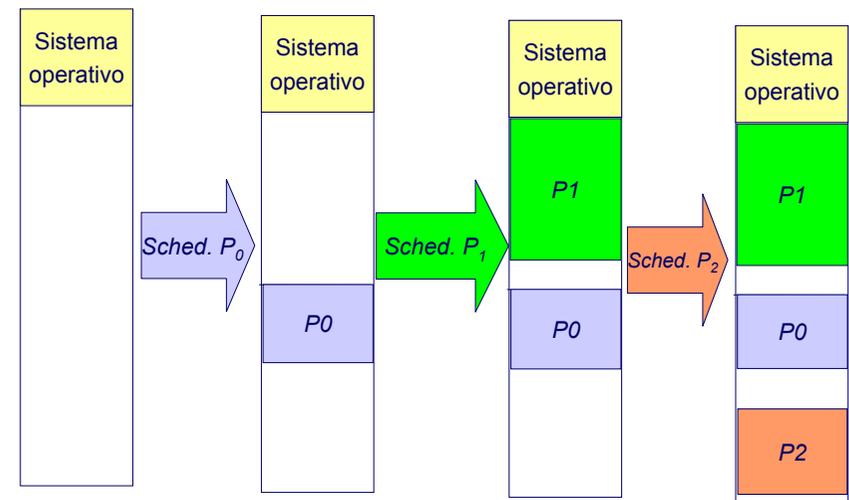
Vantaggi (rispetto a MFT):

- elimina **frammentazione interna** (ogni partizione è della esatta dimensione del processo)
- **grado di multiprogrammazione variabile**
- dimensione massima dello spazio di indirizzamento di ogni processo limitata da dim spazio fisico

Problemi:

- scelta dell'area in cui allocare: **best fit, worst fit, first fit, ...**
 - **frammentazione esterna** - man mano che si allocano nuove partizioni, la memoria libera è sempre più frammentata
- **necessità di compattazione periodica**

Partizioni variabili



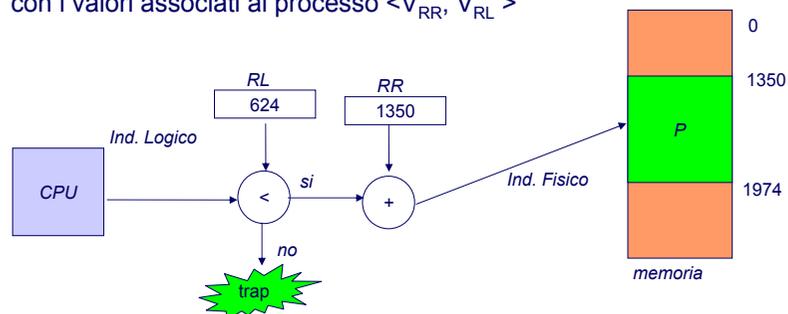
Partizioni & protezione

Protezione realizzata a livello HW mediante:

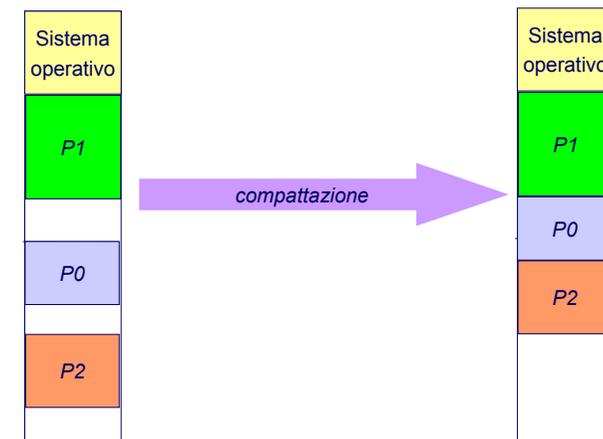
- **registro di rilocazione RR**
- **registro limite RL**

Ad ogni processo è associata una coppia di valori $\langle V_{RR}, V_{RL} \rangle$

Quando un processo P viene schedato, *dispatcher* carica RR e RL con i valori associati al processo $\langle V_{RR}, V_{RL} \rangle$



Compattazione



Problema: possibile crescita dinamica dei processi
➡ **mantenimento dello spazio di crescita**

Paginazione

Allocazione contigua a partizioni multiple: il problema principale è la **frammentazione esterna**

Allocazione non contigua -> paginazione

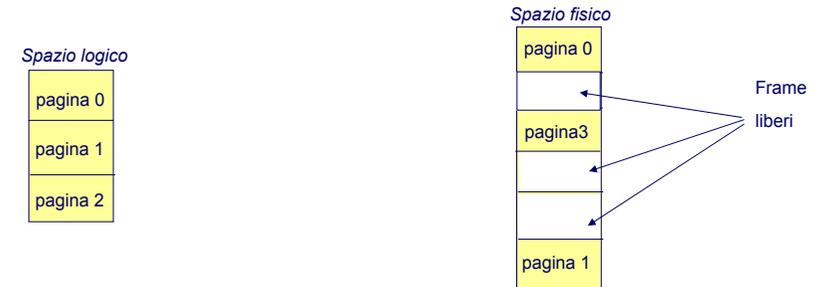
- **eliminazione frammentazione esterna**
- riduzione forte di frammentazione interna

Idea di base: **partizionamento spazio fisico di memoria in pagine (frame) di dim costante** e limitata (ad es. 4KB) sulle quali mappare **porzioni** dei processi da allocare

Paginazione

- **Spazio fisico:** insieme di frame di dim D_f costante prefissata
- **Spazio logico:** insieme di pagine di dim uguale a D_f

ogni pagina logica di un processo caricato in memoria viene **mappata su una pagina fisica** in memoria centrale



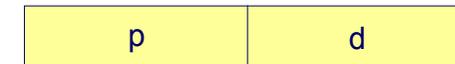
Paginazione

Vantaggi

- Pagine logiche contigue possono essere allocate su pagine fisiche non contigue: **non c'è frammentazione esterna**
- Le pagine sono di dim limitata: **frammentazione interna** per ogni processo **limitata dalla dimensione del frame**
- È possibile caricare in memoria un **sottoinsieme delle pagine logiche di un processo** (vedi memoria virtuale nel seguito)

Supporto HW a paginazione

Struttura dell'indirizzo logico:



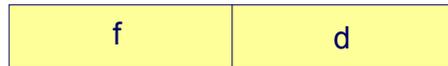
- **p** numero di pagina logica
- **d** offset della cella rispetto all'inizio della pagina

H_p: indirizzi logici di m bit (n bit per offset, e $m-n$ per la pagina)

- dim massima dello spazio logico di indirizzamento => 2^m
- dim della pagina => 2^n
- numero di pagine => 2^{m-n}

Supporto HW a Paginazione

Struttura dell'indirizzo fisico:

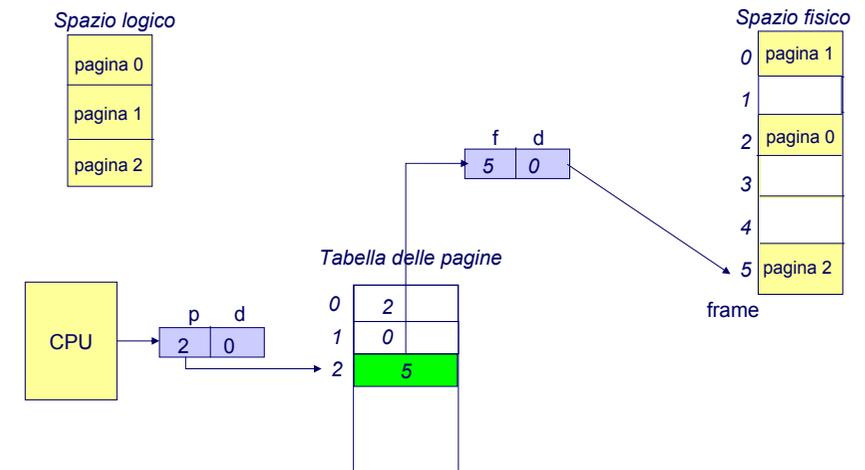


- **f** numero di frame (pagina fisica)
- **d** offset della cella rispetto all'inizio del frame

Binding tra indirizzi logici e fisici può essere realizzato mediante **tabella delle pagine** (associata al processo):

- **a ogni pagina logica associa la pagina fisica** verso la quale è realizzato il mapping

Supporto HW a paginazione: tabella delle pagine



Realizzazione della tabella delle pagine

Problemi da affrontare

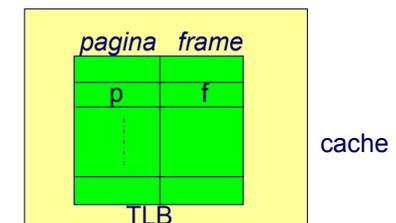
- **tabella** può essere molto **grande**
- **traduzione** (ind. logico -> ind. fisico) deve essere il **più veloce possibile**

Varie soluzioni

1. Su **registri di CPU**
 - accesso veloce
 - **cambio di contesto pesante**
 - **dimensioni limitate** della tabella
2. In **memoria centrale**: registro *PageTableBaseRegister* (PTBR) memorizza collocazione tabella in memoria
 - 2 accessi in memoria per ogni operazione (load, store)
3. Uso di **cache**: (**Translation Look-aside Buffers, TLB**) per velocizzare l'accesso

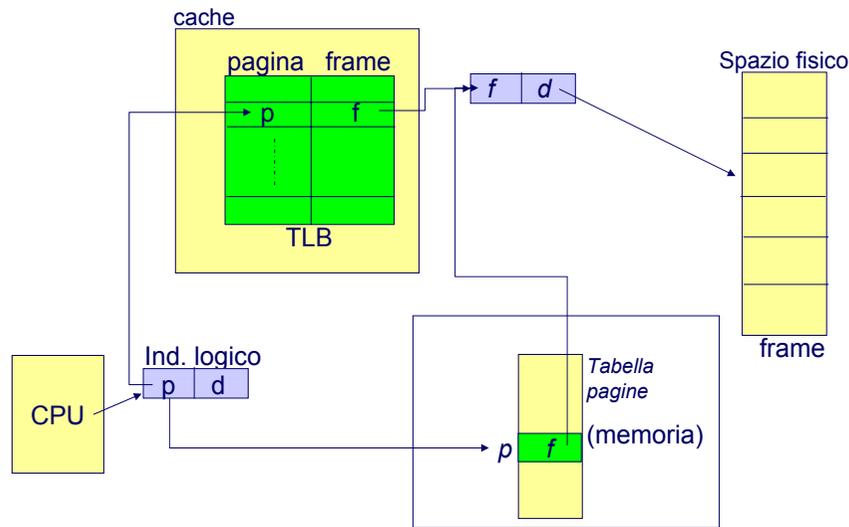
Translation Look-aside Buffers (TLB)

- tabella delle pagine è allocata **in memoria centrale**
- **una parte della tabella** delle pagine (di solito, le pagine accedute più di frequente o più di recente) è **copiata in cache: TLB**



Se la coppia (p,f) è già presente in cache l'accesso è veloce; altrimenti SO deve trasferire la coppia richiesta **dalla tabella delle pagine** (in memoria centrale) **in TLB**

Supporto HW a paging: tabella pagine con TLB



Gestione della memoria

29

Gestione TLB

- TLB inizialmente vuoto
- mentre l'esecuzione procede, viene **gradualmente riempito con indirizzi pagine già accedute**

HIT-RATIO: percentuale di volte che una pagina viene trovata in TLB

- Dipende da **dimensione TLB** (Intel486: **98%**)

Gestione della memoria

30

Paginazione & protezione

La tabella delle pagine

- ha **dimensione fissa**
- non sempre viene utilizzata completamente

Come distinguere gli elementi significativi da quelli non utilizzati?

- **Bit di validità**: ogni elemento contiene un bit
 - se è a 1, **entry valida** (pagina appartiene allo spazio logico del processo)
 - se è 0, **entry non valida**
- **Page Table Length Register**: registro che contiene il **numero degli elementi validi** nella tabella delle pagine

In aggiunta, per ogni entry della tabella delle pagine, possono esserci uno o più **bit di protezione che esprimono le modalità di accesso alla pagina** (es. read-only)

Gestione della memoria

31

Paginazione a più livelli

Lo spazio logico di indirizzamento di un processo può essere molto esteso:

- **elevato numero di pagine**
- **tabella delle pagine di grandi dimensioni**

Ad esempio

HP: indirizzi di 32 bit -> spazio logico di 4GB
dimensione pagina 4KB (2^{12})

- la tabella delle pagine dovrebbe contenere $2^{32}/2^{12}$ elementi -> 2^{20} elementi (circa 1M)

Paginazione a più livelli: allocazione non contigua anche della tabella delle pagine -> si applica ancora la tecnica di paginazione alla tabella della pagina

Gestione della memoria

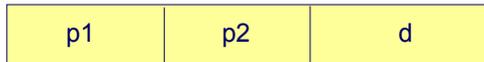
32

Esempio: paginazione a due livelli

Vengono utilizzati *due livelli di tabelle delle pagine*

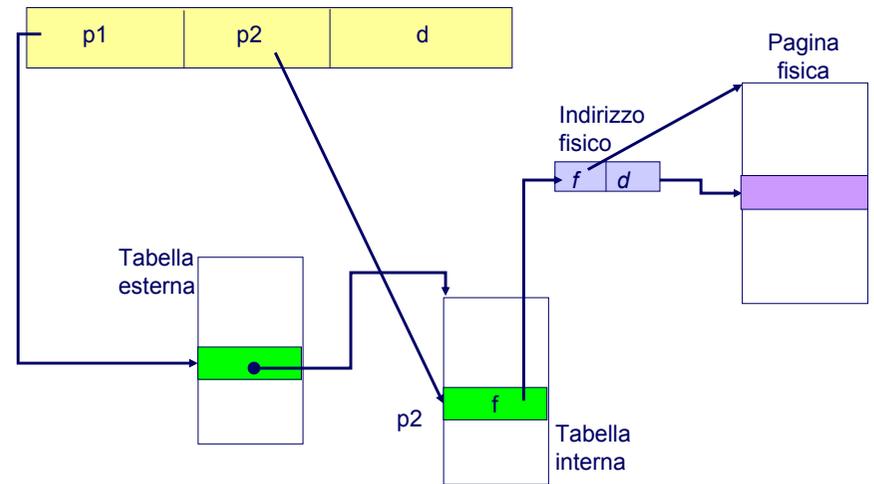
- **primo livello (tabella esterna)**: contiene gli indirizzi delle tabelle delle pagine collocate al secondo livello (tabelle interne)

Struttura dell'indirizzo logico:



- **p1** indice di pagina nella tavola esterna
- **p2** offset nella tavola interna
- **d** offset cella all'interno della pagina fisica

Esempio: paginazione a due livelli



Paginazione a più livelli

Vantaggi

- possibilità di **indirizzare spazi logici di dimensioni elevate** riducendo i problemi di allocazione delle tabelle
- possibilità di mantenere **in memoria soltanto le pagine** della tabella **che servono**

Svantaggio

- **tempo di accesso più elevato**: per tradurre un indirizzo logico sono necessari più accessi in memoria (ad esempio, 2 livelli di paginazione -> 2 accessi)

Tabella delle pagine invertita

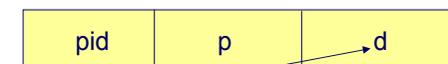
Per limitare l'occupazione di memoria, in alcuni SO si usa **un'unica struttura dati globale** che ha un elemento per ogni frame:

tabella delle pagine invertita

Ogni elemento della tabella delle pagine invertita **rappresenta un frame (indirizzo pari alla posizione nella tabella)** e, **in caso di frame allocato**, contiene:

- **pid**: identificatore del processo a cui è assegnato il frame
- **p**: numero di pagina logica

La struttura dell'indirizzo logico è, quindi:



d è l'offset all'interno della pagina

Tabella delle pagine invertita

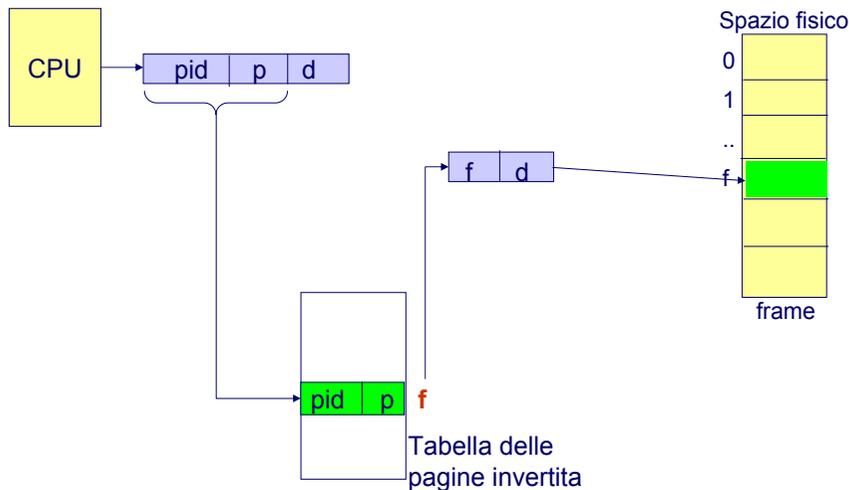


Tabella delle pagine invertita

Per tradurre un indirizzo logico $\langle pid, p, d \rangle$:

- Ricerca nella tabella dell'elemento che contiene la coppia (pid, p) -> l'indice dell'elemento trovato rappresenta il **numero del frame allocato alla pagina logica p**

Problemi

- **tempo di ricerca** nella tabella invertita
- difficoltà di realizzazione della **condivisione di codice tra processi (rientranza)**: come associare un frame a più pagine logiche di processi diversi?

Organizzazione della memoria in segmenti

La segmentazione si basa sul **partizionamento dello spazio logico degli indirizzi di un processo in parti (segmenti)**, ognuna caratterizzata da nome e lunghezza

- **Divisione semantica per funzione**: ad esempio
 - codice
 - dati
 - stack
 - heap
- Non è stabilito un ordine tra i segmenti
- Ogni segmento allocato in memoria in modo contiguo
- Ad ogni segmento SO associa un intero attraverso il quale lo si può riferire

Segmentazione

Struttura degli indirizzi logici: ogni indirizzo è costituito dalla coppia $\langle \text{segmento}, \text{offset} \rangle$

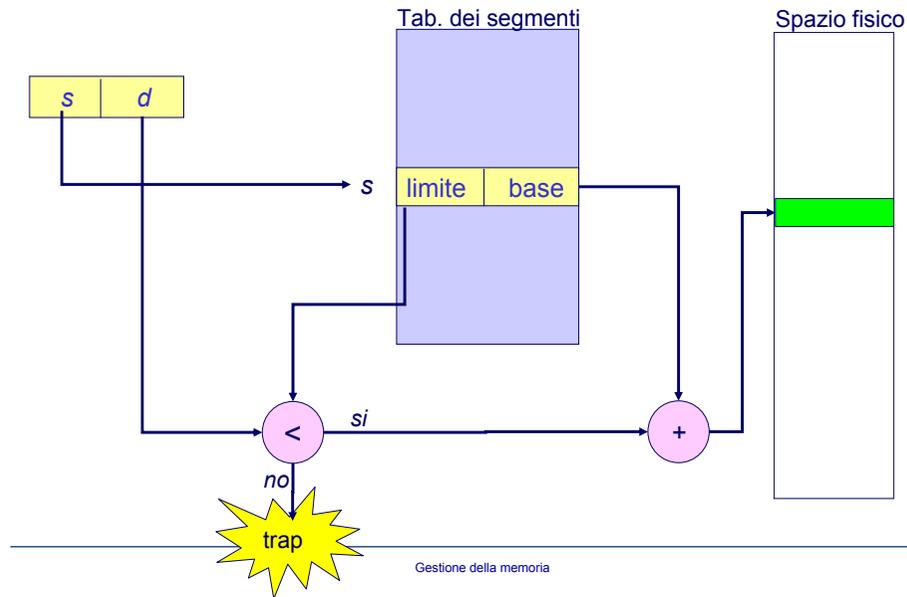
- segmento: numero che individua il segmento nel sistema
- offset: posizione cella all'interno del segmento

Supporto HW alla segmentazione

Tabella dei segmenti: ha una entry per ogni segmento che ne descrive l'allocazione in memoria fisica mediante la coppia $\langle \text{base}, \text{limite} \rangle$

- **base**: indirizzo prima cella del segmento nello spazio fisico
- **limite**: indica la dimensione del segmento

Segmentazione



Realizzazione della tabella dei segmenti

Tabella globale: possibilità di *dimensioni elevate*

Realizzazione

- su **registri** di CPU
- In **memoria**, mediante **registri base** (Segment Table Base Register, *STBR*) e **limite** (Segment Table Length Register, *STLR*)
- Su **cache** (solo l'insieme dei segmenti usati più recentemente)

Segmentazione

Estensione della tecnica di **allocazione a partizioni variabili**

- partizioni variabili: 1 *segmento*/processo
- **segmentazione: più segmenti/processo**

Problema principale:

- come nel caso delle partizioni variabili, **frammentazione esterna**

Soluzione: allocazione dei segmenti con tecniche

- **best fit**
- **worst fit**
- ...

Segmentazione paginata

Segmentazione e paginazione possono essere combinate (ad esempio Intel x86):

- spazio logico segmentato (specialmente per motivi di protezione)
- ogni segmento suddiviso in pagine

Vantaggi:

- **eliminazione** della **frammentazione esterna** (ma introduzione di frammentazione interna...)
- non necessario mantenere in memoria l'intero segmento, ma è possibile caricare **soltanto le pagine necessarie** (vedi memoria virtuale nel seguito)

Strutture dati:

- tabella dei segmenti
- una tabella delle pagine per ogni segmento

Ad esempio, segmentazione in Linux

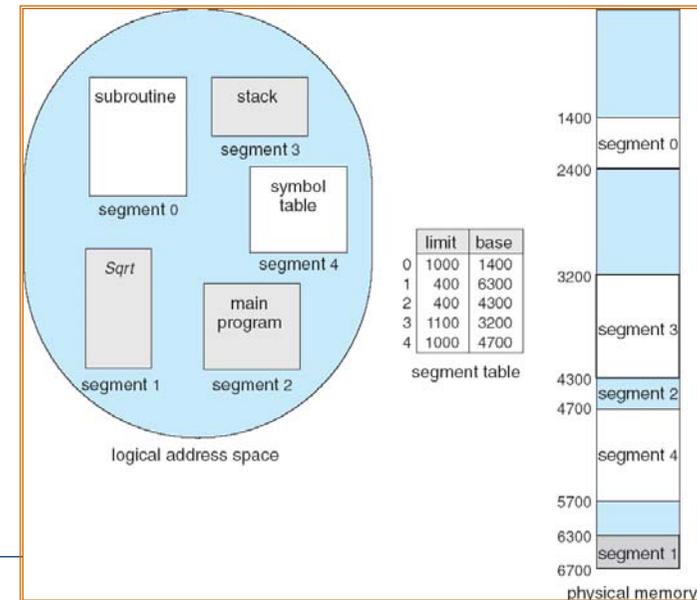
Linux adotta una gestione della memoria basata su **segmentazione paginata**

Vari tipi di segmento:

- **code** (kernel, user)
- **data** (kernel, user)
- **task state segments** (registri dei processi per il cambio di contesto)
- ...

I segmenti sono paginati con **paginazione a tre livelli**

Esempio di segmentazione



Memoria virtuale

La **dimensione della memoria** può rappresentare un vincolo importante, riguardo a

- dimensione dei processi
- grado di multiprogrammazione

Può essere desiderabile un sistema di gestione della memoria che:

- consenta la presenza di **più processi** in memoria (ad es. partizioni multiple, paginazione e segmentazione), **indipendentemente dalla dimensione dello spazio disponibile**
- svincoli il **grado di multiprogrammazione** dalla dimensione effettiva della memoria

➤ **memoria virtuale**

Memoria virtuale

Con le tecniche viste finora

- **l'intero spazio logico** di ogni processo è **allocato in memoria**

oppure

- **overlay, caricamento dinamico**: si possono allocare/deallocare parti dello spazio di indirizzi
➤ **a carico del programmatore**

Memoria Virtuale

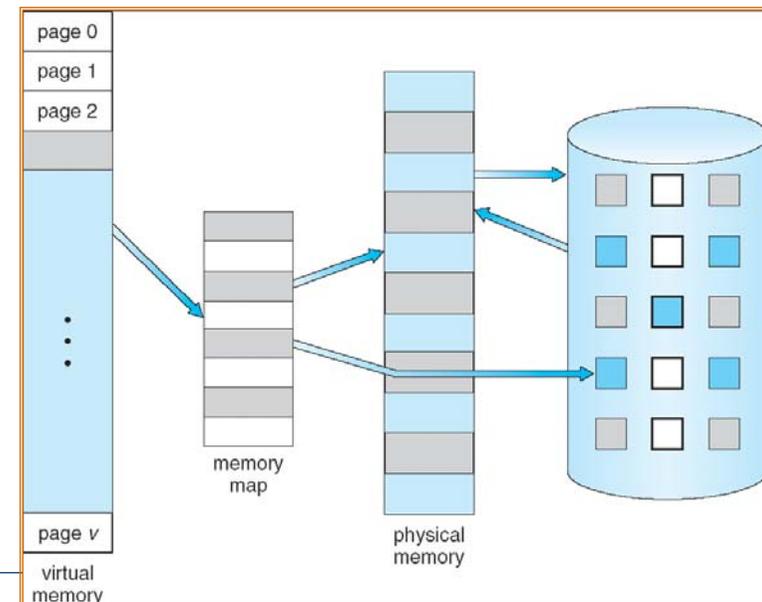
È un metodo di gestione della memoria che consente **l'esecuzione di processi non completamente allocati** in memoria

Memoria virtuale

Vantaggi:

- **dimensione spazio logico degli indirizzi non vincolata** dall'estensione della memoria
- **grado di multiprogrammazione indipendente** dalla dimensione della memoria fisica
- **efficienza**: caricamento di un processo e swapping hanno un costo più limitato (meno I/O)
- **astrazione**: il programmatore non deve preoccuparsi dei vincoli relativi alla dimensione della memoria

Memoria virtuale più ampia di memoria fisica



Paginazione su richiesta

Di solito la memoria virtuale è realizzata mediante tecniche di **paginazione su richiesta**:

- **tutte le pagine di ogni processo risiedono in memoria di massa**; durante l'esecuzione alcune di esse vengono **trasferite, all'occorrenza**, in memoria centrale

Pager: modulo del SO che realizza i **trasferimenti delle pagine da/verso memoria secondaria/centrale** ("swapper" di pagine)

- **paginazione su richiesta (o "su domanda")**: **pager lazy** ("pigro") trasferisce in memoria centrale una pagina soltanto **se ritenuta necessaria**

Paginazione su richiesta

Esecuzione di un processo può richiedere swap-in del processo

- **swapper**: gestisce i trasferimenti di **interi processi** (mem. centrale ↔ mem. secondaria)
- **pager**: gestisce i trasferimenti di singole pagine

Prima di eseguire **swap-in** di un processo:

- **pager può prevedere** le pagine di cui (**probabilmente**) il processo avrà bisogno **inizialmente** → **caricamento**

HW necessario:

- tabella delle pagine (con PTBR, PTLR, e/o TLB, ...)
- **memoria secondaria** e strutture necessarie per la sua gestione (uso di dischi veloci)

Paginazione su richiesta

Quindi, in generale, una pagina dello spazio logico di un processo:

- può essere **allocata in memoria centrale**
- può essere **in memoria secondaria**

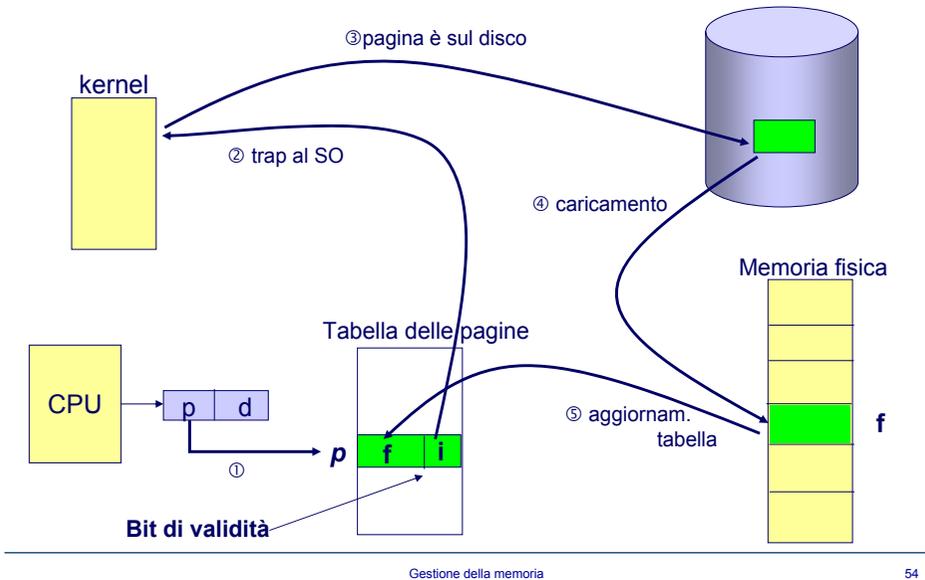
Come distinguere i due casi ?

La tabella delle pagine contiene **bit di validità**:

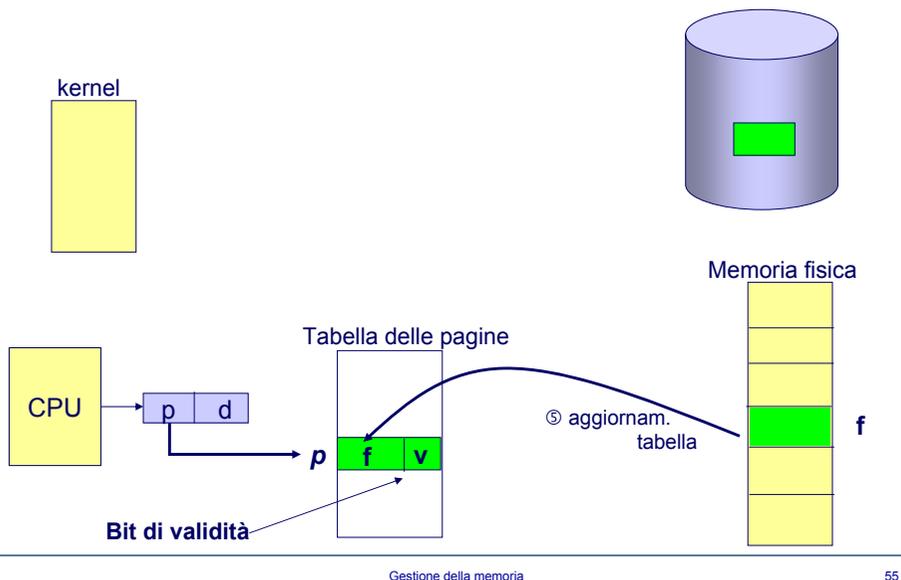
- se la pagina è **presente in memoria centrale**
- se è **in memoria secondaria** oppure è **invalida** (≠ spazio logico del processo)

→ **interruzione al SO (page fault)**

Paginazione su richiesta: page fault



Page fault: situazione finale



Trattamento page fault

Quando kernel SO riceve **l'interruzione dovuta al page fault**

0. **Salvataggio del contesto di esecuzione** del processo (registri, stato, tabella delle pagine)
1. **Verifica del motivo del page fault** (mediante una tabella interna al kernel)
 - **riferimento illegale (violazione delle politiche di protezione)** → terminazione del processo
 - **riferimento legale**: la pagina è in memoria secondaria
2. **Copia della pagina** in un frame libero
3. **Aggiornamento della tabella delle pagine**
4. **Ripristino del processo**: esecuzione dell'istruzione interrotta dal page fault

Paginazione su richiesta: sovrallocazione

In seguito a un page fault:

- se è necessario caricare una pagina in memoria centrale, **può darsi che non ci siano frame liberi**

sovrallocazione

Soluzione

- sostituzione** di una pagina P_{vitt} (**vittima**) allocata in memoria con la pagina P_{new} da caricare:

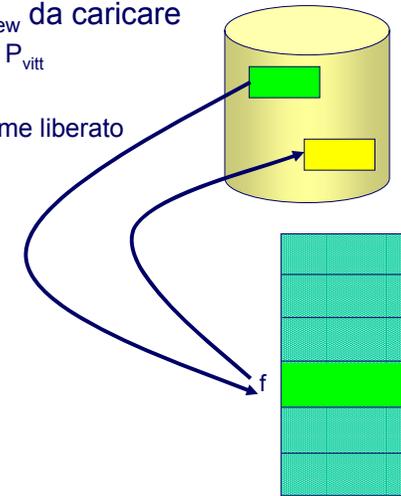
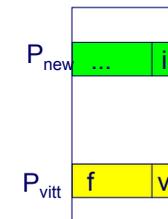
- Individuazione della vittima P_{vitt}
- Salvataggio di P_{vitt} su disco
- Caricamento di P_{new} nel frame liberato
- Aggiornamento tabelle
- Ripresa del processo

Sostituzione di pagine

Memoria compl. allocata (sovrallocazione):

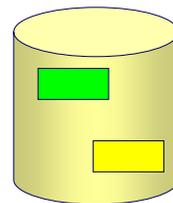
sostituire P_{vitt} con la pagina P_{new} da caricare

- Individuazione della vittima P_{vitt}
- Salvataggio di P_{vitt} su disco
- Caricamento di P_{new} nel frame liberato
- Aggiornamento tabelle
- Ripresa del processo



Sostituzione di pagine

situazione finale



Sostituzione di pagine

In generale, la sostituzione di una pagina **può richiedere 2 trasferimenti da/verso il disco:**

- per scaricare la vittima
- per caricare la pagina nuova

Però è possibile che la **vittima non sia stata modificata** rispetto alla **copia residente sul disco**; ad esempio:

- pagine di codice (*read-only*)
- pagine contenenti dati che non sono stati modificati durante la permanenza in memoria

➤ In questo caso la **copia della vittima sul disco può essere evitata:**

➔ introduzione del **bit di modifica (dirty bit)**

Dirty bit

Per rendere **più efficiente il trattamento del page fault** in caso di **sovrallocazione**

- si introduce in ogni elemento della tabella delle pagine un **bit di modifica (dirty bit)**
 - se settato, la pagina ha subito **almeno un aggiornamento** da quando è caricata in memoria
 - se a 0, la pagina **non è stata modificata**
- algoritmo di sostituzione esamina il bit di modifica della vittima:
 - esegue **swap-out della vittima solo se il dirty bit è settato**

Algoritmi di sostituzione della pagina vittima

La finalità di ogni algoritmo di sostituzione è **sostituire quelle pagine** la cui **probabilità** di essere accedute **a breve termine è bassa**

Algoritmi

- **LFU (Least Frequently Used)**: sostituita la pagina che è stata usata **meno frequentemente** (in un intervallo di tempo prefissato)
 - è necessario associare **un contatore degli accessi ad ogni pagina**
 - ➔ la vittima è quella con minimo valore del contatore

Algoritmi di sostituzione

- **FIFO**: sostituita la pagina che è **da più tempo caricata in memoria** (indipendentemente dal suo uso)
 - necessario memorizzare la **cronologia dei caricamenti in memoria**
- **LRU (Least Recently Used)**: di solito preferibile per principio di località; viene sostituita la pagina che è stata usata **meno recentemente**
 - è necessario registrare la **sequenza degli accessi** alle pagine in memoria
 - **overhead**, dovuto **all'aggiornamento della sequenza** degli accessi per ogni accesso in memoria

Algoritmi di sostituzione

Implementazione LRU: necessario registrare la **sequenza temporale di accessi** alle pagine

Soluzioni

- **Time stamping**: l'elemento della tabella delle pagine contiene un campo che rappresenta **l'istante dell'ultimo accesso alla pagina**
 - **Costo della ricerca** della pagina vittima
- **Stack**: **struttura dati tipo stack** in cui ogni elemento rappresenta una pagina; l'accesso a una pagina provoca lo spostamento dell'elemento corrispondente al top dello stack => **bottom contiene la pagina LRU**
 - gestione può essere costosa, ma **non c'è overhead di ricerca**

Algoritmi di sostituzione: LRU approssimato

Spesso si utilizzano *versioni semplificate* di LRU introducendo, al posto della sequenza degli accessi, un *bit di uso* associato alla pagina:

- al momento del caricamento è *inizializzato a 0*
 - quando la pagina viene *acceduta*, viene *settato*
 - *periodicamente*, i bit di uso vengono *resettati*
- viene sostituita una *pagina con bit di uso==0*; il criterio di scelta, ad esempio, potrebbe inoltre considerare il *dirty bit*:
- *tra tutte le pagine non usate di recente* (bit di uso==0), ne viene scelta una *non aggiornata* (dirty bit=0)

Località dei programmi

Si è osservato che un processo, in una certa fase di esecuzione:

- usa solo un *sottoinsieme relativamente piccolo delle sue pagine logiche*
 - sottoinsieme delle *pagine effettivamente utilizzate varia lentamente* nel tempo
- **Località spaziale**
 - alta probabilità di accedere a *locazioni vicine (nello spazio logico/virtuale) a locazioni appena accedute* (ad esempio, elementi di un vettore, codice sequenziale, ...)
 - **Località temporale**
 - alta probabilità di accesso a *locazioni accedute di recente* (ad esempio cicli) -> vedi algoritmo LRU

Working set

In alternativa alla paginazione su domanda, *tecniche di gestione della memoria che si basano su pre-paginazione*:

- si *prevede* il set di pagine di cui il processo da caricare ha bisogno per la prossima fase di esecuzione

working set

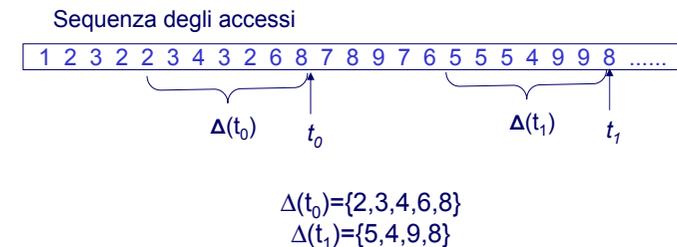
working set può essere individuato *in base a criteri di località temporale*

Working set

Dato un intero Δ , il working set di un processo P (nell'istante t) è *l'insieme di pagine $\Delta(t)$ indirizzate da P nei più recenti Δ riferimenti*

- Δ definisce la "finestra" del working set

Ad esempio, per $\Delta = 7$



Prepaginazione con working set

- Caricamento di un processo consiste nel caricamento di un **working set iniziale**
- SO mantiene **working set** di ogni processo aggiornandolo dinamicamente, in base al principio di **località temporale**:
 - all'istante t vengono **mantenute le pagine usate dal processo nell'ultima finestra $\Delta(t)$**
 - le altre pagine (esterne a $\Delta(t)$) **possono essere sostituite**

Vantaggio

- **riduzione del numero di page fault**

Working set

Il parametro Δ caratterizza il working set, esprimendo **l'estensione della finestra dei riferimenti**

- Δ **piccolo**: working set **insufficiente a garantire località (alto numero di page fault)**
- Δ **grande**: allocazione di pagine non necessarie

Ad ogni istante, data la dimensione corrente del working set WSS_i di ogni processo P_i , si può individuare

$$D = \sum_i WSS_i \text{ richiesta totale di frame}$$

Se m è il numero totale di frame liberi

- $D < m$: può esserci spazio per allocazione nuovi processi
- $D > m$: **swapping di uno (o più) processi**

Un esempio: gestione della memoria in UNIX (prime versioni)

In UNIX spazio logico **segmentato**:

- nelle **prime versioni** (prima di BSDv3), **allocazione contigua dei segmenti**
 - **segmentazione pura**
 - **non c'era memoria virtuale**
- in caso di difficoltà di allocazione dei processi **swapping dell'intero spazio degli indirizzi**
- **condivisione di codice**
possibilità di evitare trasferimenti di codice da memoria secondaria a memoria centrale → minor overhead di swapping

Un esempio: gestione della memoria in UNIX (prime versioni)

Tecnica di **allocazione contigua** dei segmenti:

- **first fit** sia per l'allocazione in memoria centrale, che in memoria secondaria (swap-out)

Problemi

- frammentazione esterna
- stretta influenza dim spazio fisico sulla gestione dei processi in multiprogrammazione
- crescita dinamica dello spazio → possibilità di riallocazione di processi già caricati in memoria

UNIX: swapping

In assenza di memoria virtuale, **swapper** ricopre un ruolo chiave per la **gestione delle contese di memoria** da parte dei diversi processi:

- periodicamente (ad esempio nelle prime versioni ogni 4s) lo **swapper** viene attivato per provvedere (*eventualmente*) a **swap-in e swap-out** di processi
 - **swap-out:**
 - processi inattivi (sleeping)
 - processi “ingombranti”
 - processi da più tempo in memoria
 - **swap-in:**
 - processi piccoli
 - processi da più tempo **swapped**

La gestione della memoria in UNIX (versioni attuali)

Da BSDv3 in poi:

- **segmentazione paginata**
- **memoria virtuale** tramite **paginazione su richiesta**

L’allocazione di ogni segmento **non è contigua:**

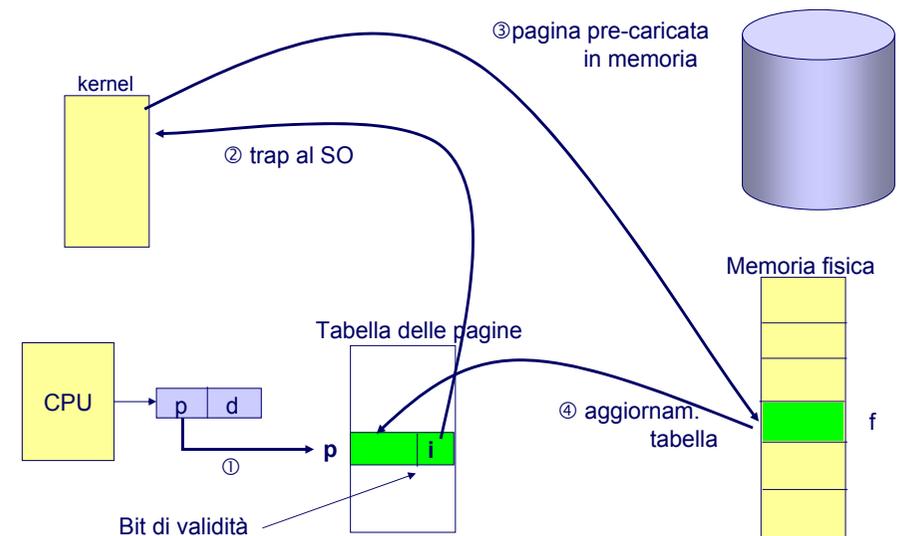
- si risolve il problema della frammentazione esterna
- frammentazione interna trascurabile (pagine di dimensioni piccole)

La gestione della memoria in UNIX (versioni attuali)

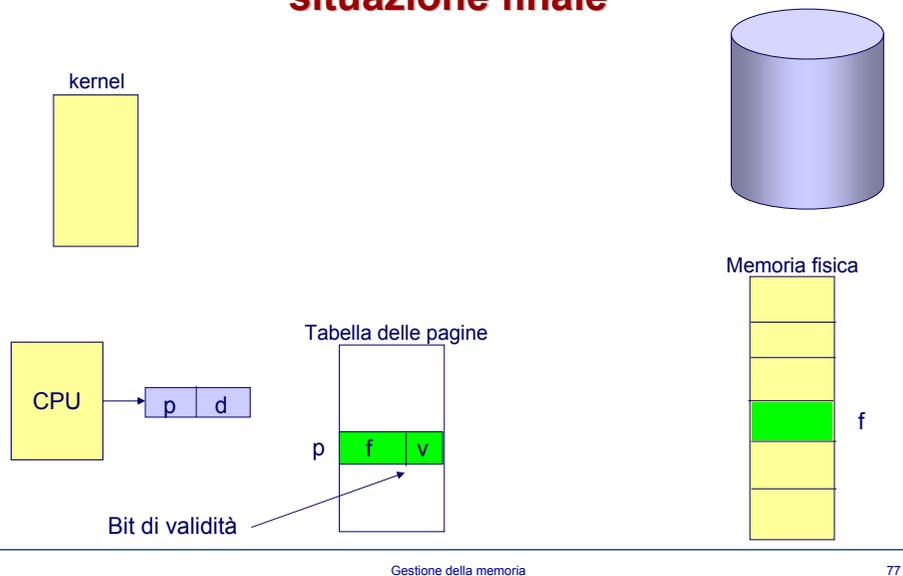
Paginazione su richiesta

- **pre-paginazione:** uso dei frame liberi per pre-caricare pagine non strettamente necessarie
Quando avviene un page fault, se la pagina è già in un frame libero, basta soltanto modificare:
 - tabella delle pagine
 - lista dei frame liberi
- **core map:** struttura dati interna al kernel che descrive lo **stato di allocazione dei frame** e che viene consultata in caso di page fault

UNIX: page-fault in caso di pre-paginazione



UNIX: page-fault in caso di pre-paginazione situazione finale



UNIX: algoritmo di sostituzione

LRU modificato o algoritmo di seconda chance (BSDv4.3 Tahoe)

ad ogni pagina viene associato un **bit di uso**:

- al momento del caricamento è **inizializzato a 0**
- quando la pagina è acceduta, viene **settato**
- nella fase di **ricerca di una vittima**, vengono esaminati i **bit di uso di tutte le pagine in memoria**
 - se una pagina ha il bit di uso a 1, viene posto a 0
 - se una pagina ha il bit di uso a 0, viene selezionata come vittima

UNIX: algoritmo di sostituzione

Sostituzione della vittima:

- pagina viene **resa invalida**
- frame selezionato viene inserito **nella lista dei frame liberi**
 - se c'è **dirty bit**:
 - **solo se dirty bit=1** → pagina va **copiata** in memoria secondaria
 - se non c'è **dirty bit** → pagina va **sempre copiata** in memoria secondaria

L'algoritmo di sostituzione viene eseguito dal pager **pagedaemon (pid=2)**

UNIX: sostituzione delle pagine

Scaricamento di pagine (sostituzione) attivato quando numero totale di frame liberi è ritenuto insufficiente (minore del valore **lotsfree**)

Parametri

- **lotsfree**: numero minimo di frame liberi **per evitare sostituzione** di pagine
- **minfree**: numero minimo di frame liberi necessari **per evitare swapping** dei processi
- **desfree**: numero **desiderato** di frame liberi

lotsfree > desfree > minfree

UNIX: scheduling, paginazione e swapping

Scheduler attiva l'algoritmo di sostituzione se

- il numero di frame liberi < **lotsfree**

Se sistema di **paginazione è sovraccarico**, ovvero:

- numero di frame liberi < **minfree**
- numero medio di frame liberi nell'unità di tempo < **desfree**

➤ **scheduler** attiva **swapper** (al massimo ogni secondo)

SO evita che **pagedaemon** usi più del 10% del tempo totale di CPU: attivazione (al massimo) ogni 250ms

Gestione della memoria in Linux

- Allocazione basata su **segmentazione paginata**
- Paginazione **a più (2 o 3) livelli**
- Allocazione contigua dei moduli di codice caricati dinamicamente (non abbiamo visto i meccanismi di caricamento runtime di codice in questo corso...)
- **Memoria virtuale, senza working set**

Linux: organizzazione della memoria fisica

Alcune aree riservate a scopi specifici

- **Area codice kernel**: pagine di quest'area sono **locked (non subiscono paginazione)**
- **Kernel cache**: heap del kernel (**locked**)
- **Area moduli gestiti dinamicamente**: allocazione mediante algoritmo **buddy list (allocazione contigua dei singoli moduli)**
- **Buffer cache**: gestione **I/O su dispositivi a blocchi**
- **Inode cache**: copia degli **inode utilizzati recentemente** (vedi tabella file attivi)
- **Page cache**: pagine non più utilizzate in attesa di sostituzione
- ...

Il resto della memoria è utilizzato per i processi utente

Linux: spazio di indirizzamento

Ad ogni processo Linux possono essere allocati **4GB**, di memoria centrale:

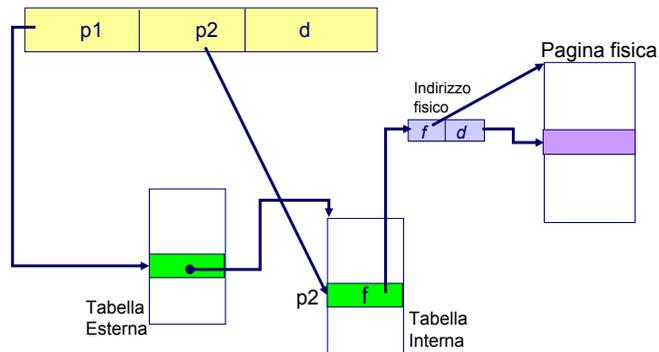
- 3GB al massimo possono essere utilizzati per lo **spazio di indirizzamento virtuale**
- 1GB **riservato al kernel**, accessibile quando il processo esegue in kernel mode

Spazio di indirizzamento di ogni processo può essere suddiviso in un insieme di **regioni omogenee e contigue**

- ogni **regione** è costituita da una **sequenza di pagine accomunate dalle stesse caratteristiche di protezione e di paginazione**
- ogni pagina ha una **dimensione costante** (4KB su architettura Intel)

Linux: paginazione

- **paginazione a tre livelli**
- realizzato per processori Alpha, in alcune architetture i livelli si riducono a 2 (ad esempio Pentium)



Linux: page-fetching e sostituzione

- **NON** viene utilizzata la tecnica del **working set**
- viene mantenuto un **insieme di pagine libere** che possano essere utilizzate dai processi (**page cache**)
- analogamente a UNIX, una volta al secondo:
 - viene controllato che ci siano **sufficienti pagine libere**
 - altrimenti, viene **liberata una pagina occupata**

MS Windows XP

Paginazione con **clustering delle pagine**:

- in caso di page fault, viene caricato tutto un **gruppo di pagine attorno** a quella mancante (**page cluster**)
- ogni processo ha un **working set minimo** (numero minimo di pagine sicuramente mantenute in memoria) e un **working set massimo** (massimo numero di pagine mantenibile in memoria)
- qualora la memoria fisica libera scenda **sotto una soglia**, SO automaticamente **ristabilisce la quota desiderata di frame liberi (working set trimming)**, che elimina pagine appartenenti a processi che ne hanno in eccesso rispetto a working set minimo