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 del SO

- ***Allocare memoria*** ai processi
- ***Deallocare memoria***
- ***Protezione: separare gli spazi di indirizzi*** associati ai diversi processi
- ***Binding:*** realizzare i ***collegamenti*** 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

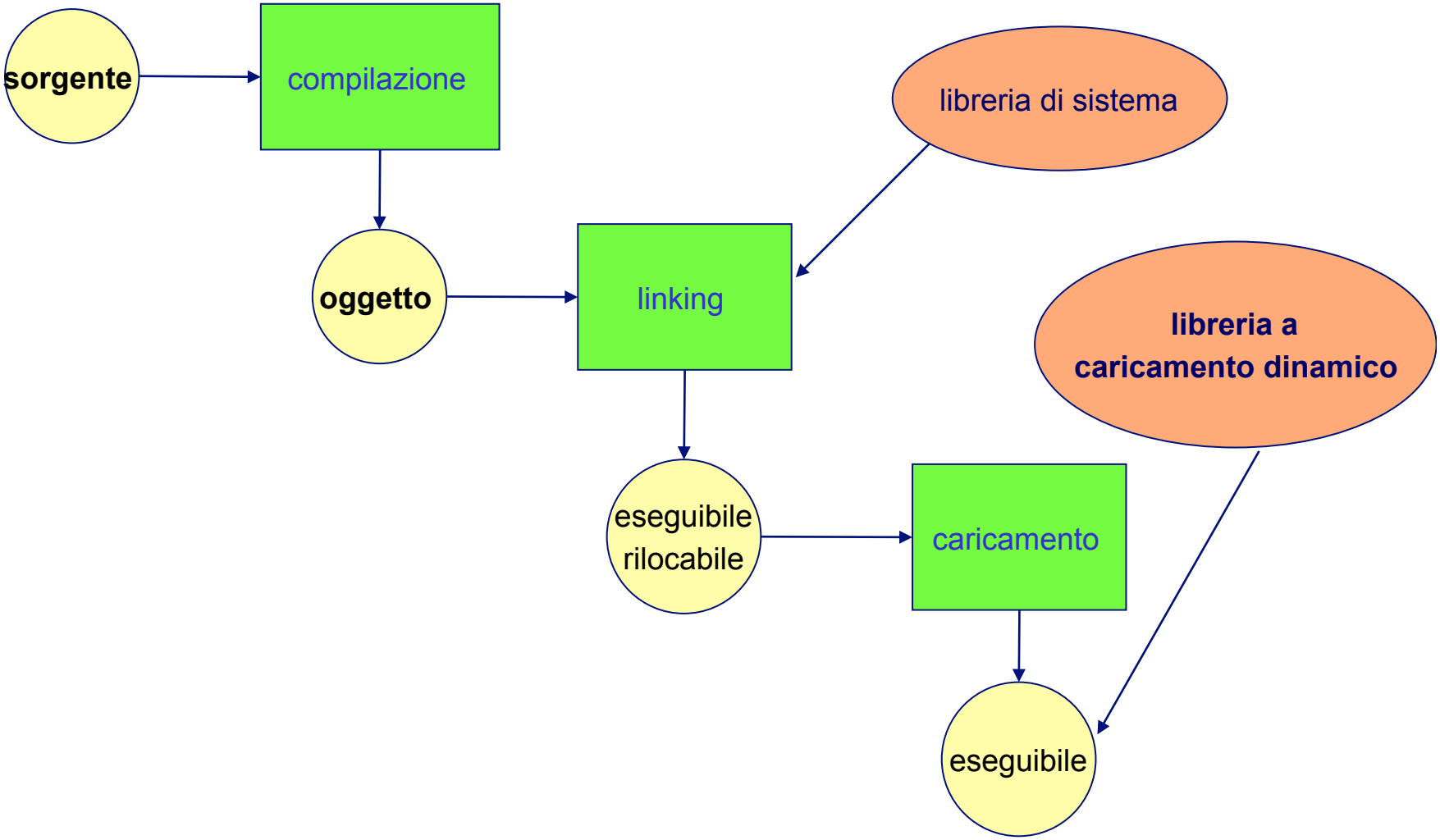
Accesso alla memoria

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 (es. nomi di variabili)
  - ***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?

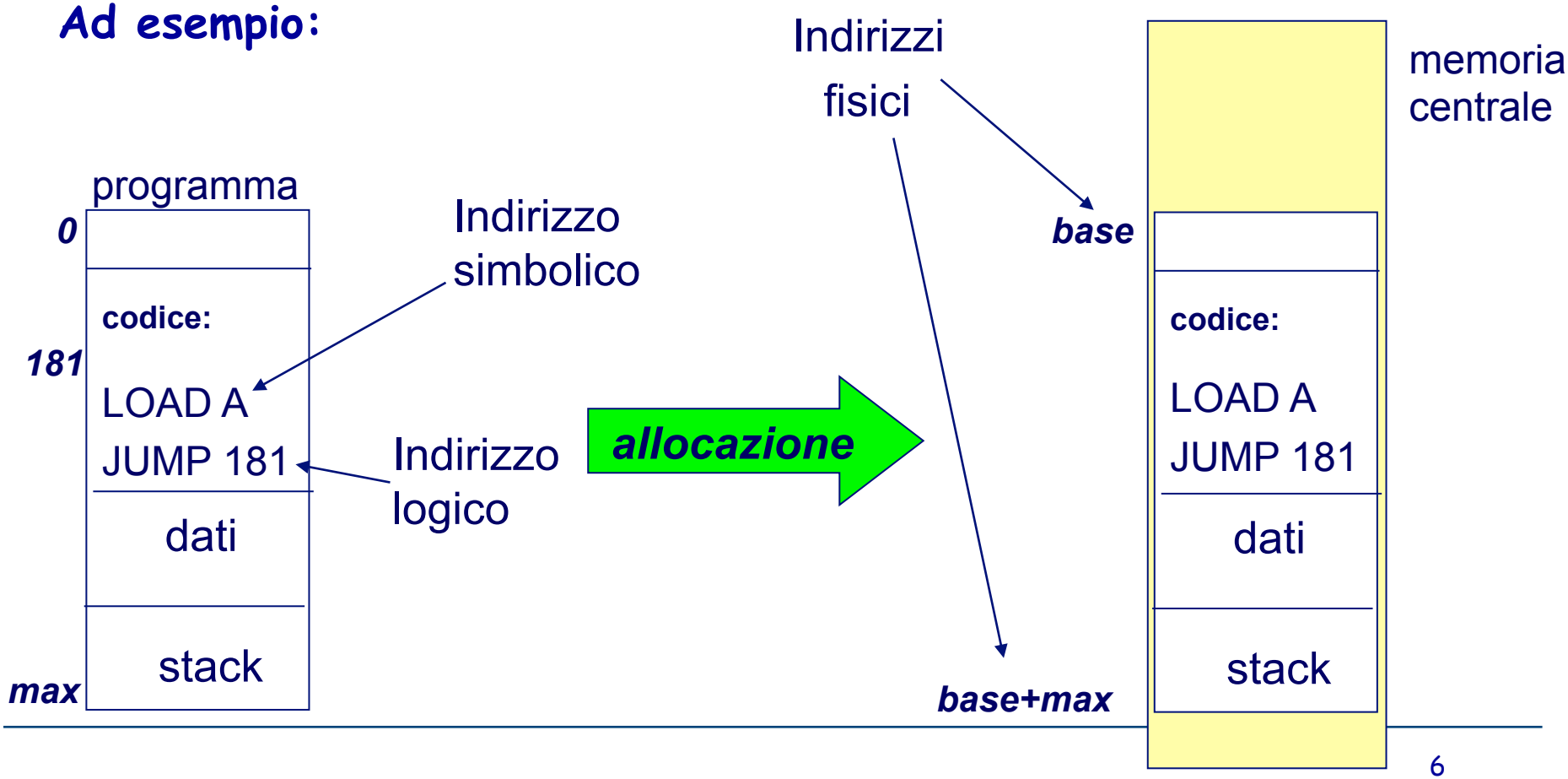
Fasi di sviluppo di un programma



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/controllare:
  - » ***l'accesso*** di un processo ***allo spazio di un altro processo***
  - » ***l'accesso di più processi agli stessi indirizzi***

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

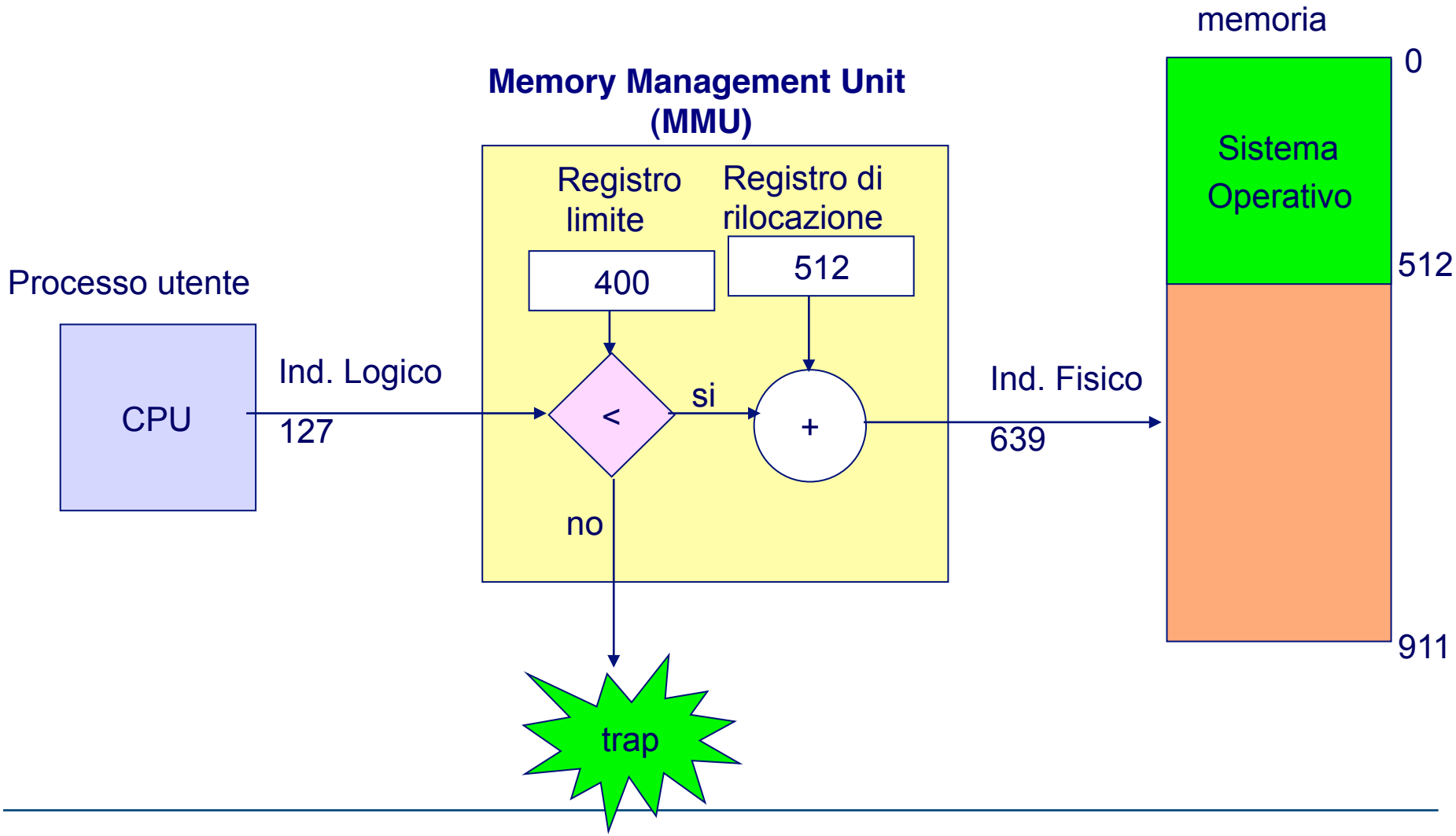
Primo approccio molto semplificato: la parte di ***memoria disponibile*** per l'allocazione dei processi di utente ***non è partizionata***:

➡ ***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)***

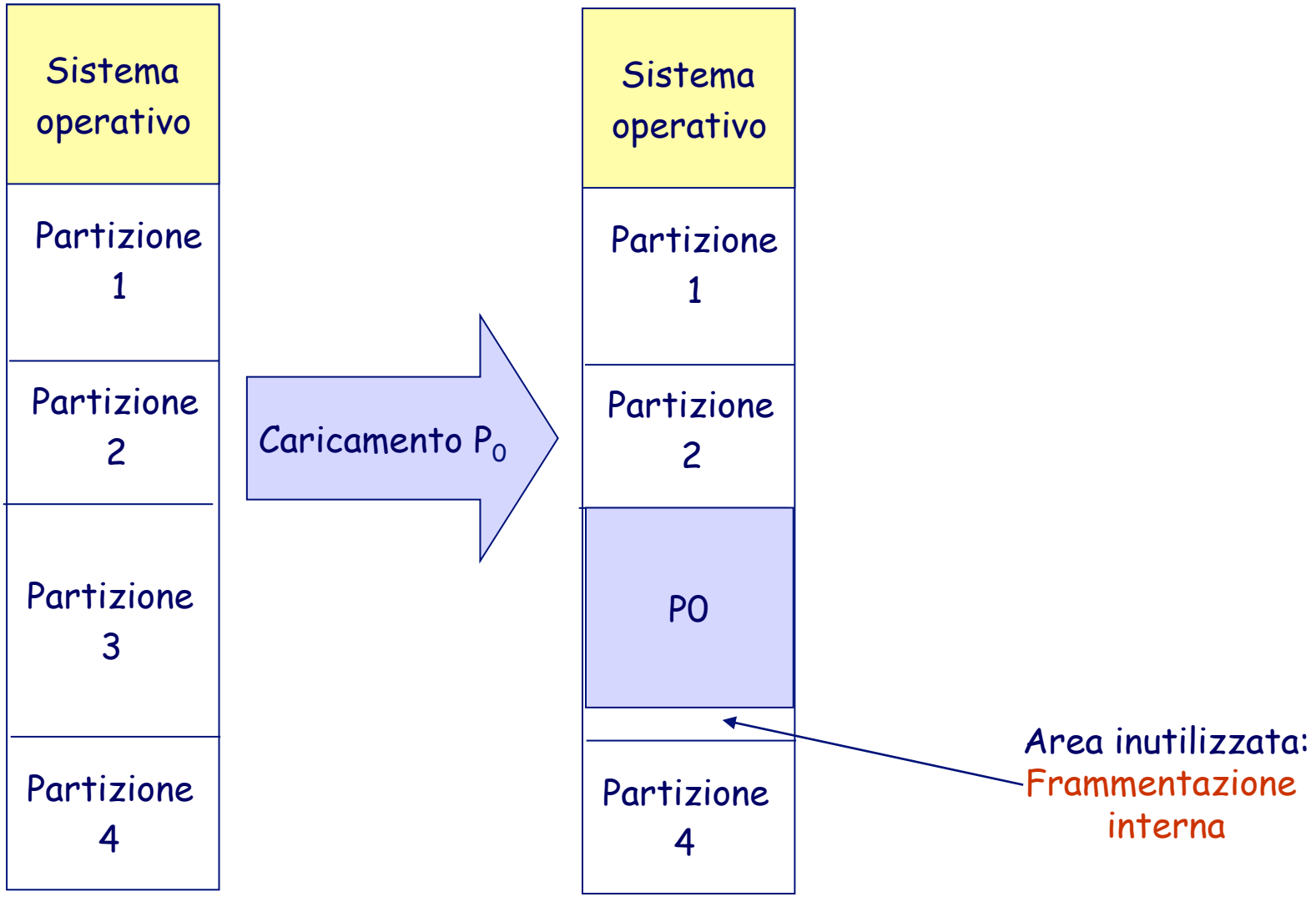
- partizioni **fisse**
- partizioni **variabili**

- ***Partizioni fisse (MFT, Multiprogramming with Fixed number of Tasks): dim di ogni partizione fissata a priori***
  - quando un processo viene schedulato, 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 schedulato, SO cerca un'area sufficientemente grande per allocarvi dinamicamente la partizione associata

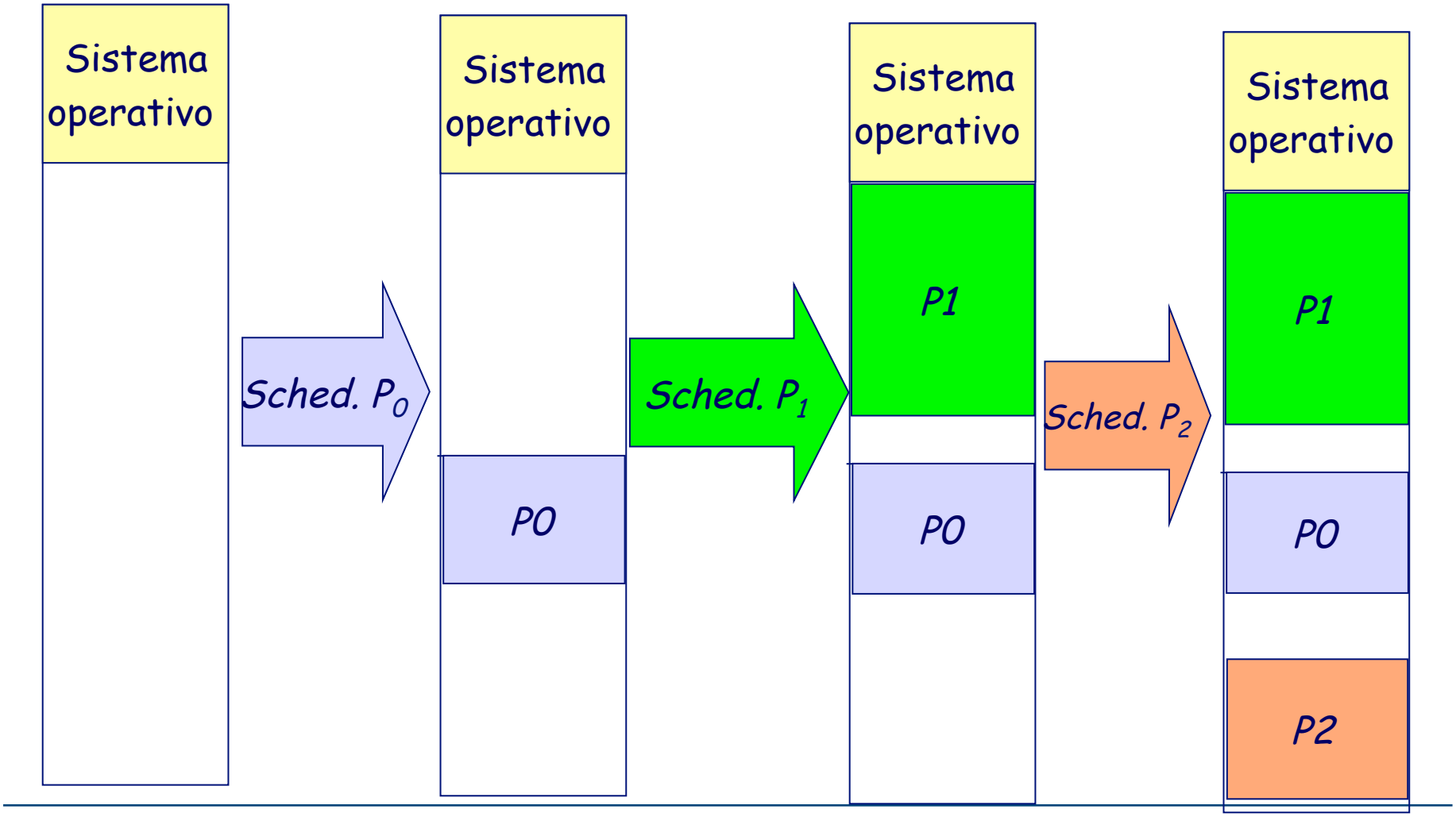
Vantaggi (rispetto a MFT):

- 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



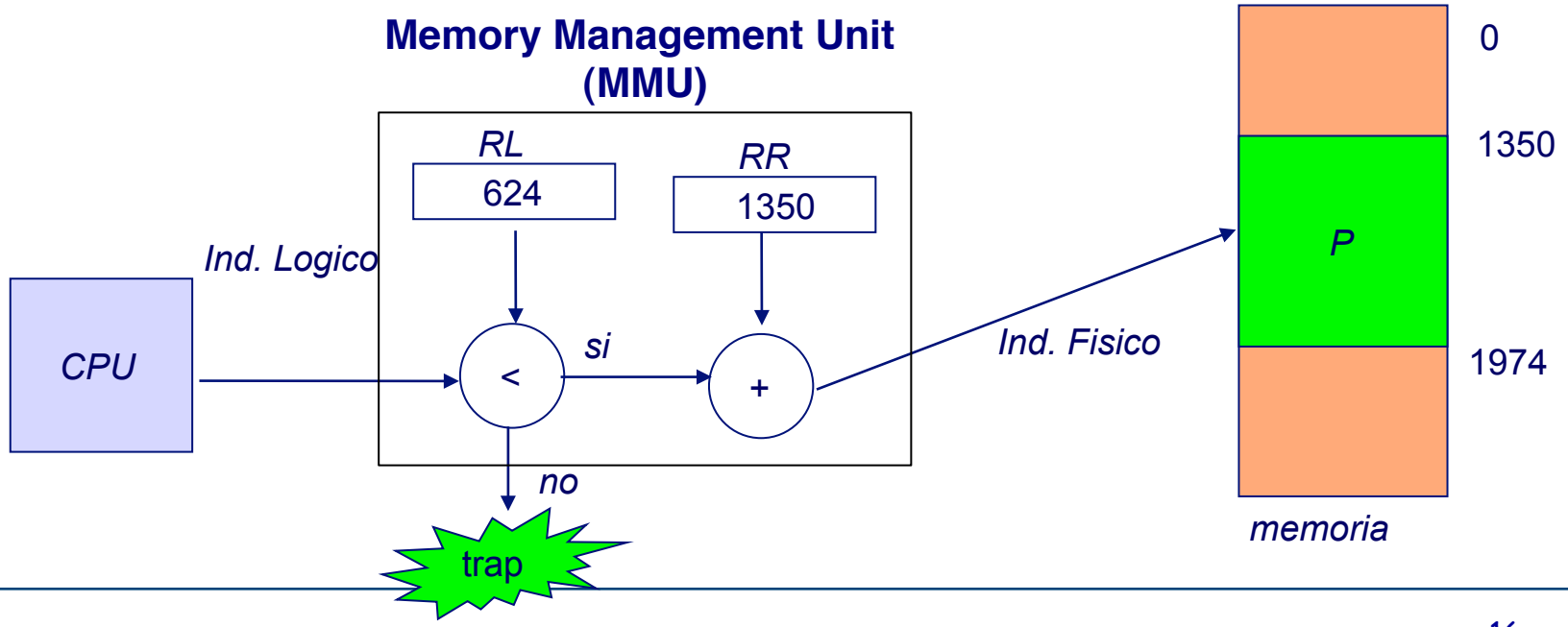
Partizioni & protezione

Protezione realizzata a livello HW mediante:

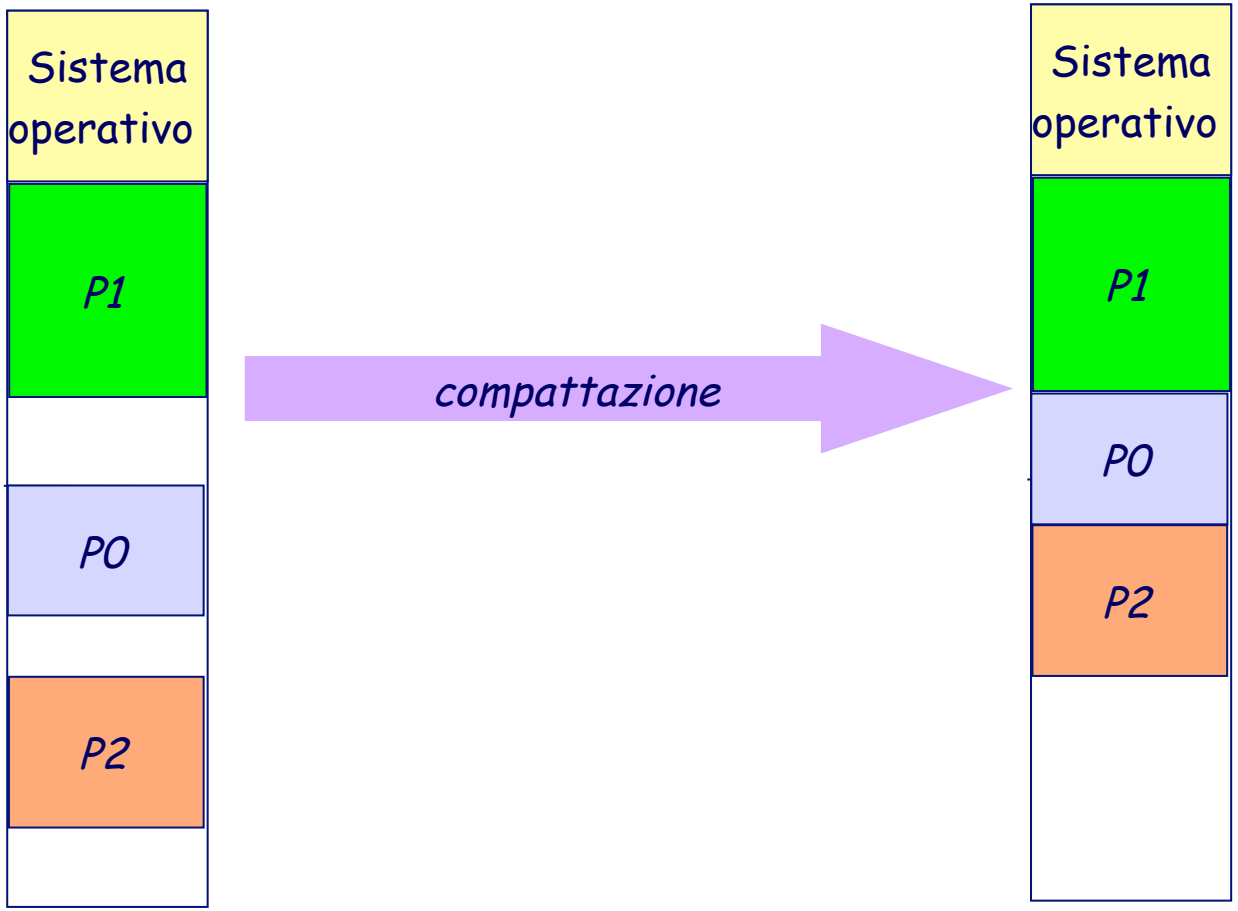
- ***registro di rilocazione RR***
- ***registro limite RL***

Ad ogni processo è associata una coppia di valori <V_{RR}, V_{RL}>

Quando un processo P viene schedulato, *dispatcher* carica RR e RL con i valori associati al processo <V_{RR}, V_{RL} >



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

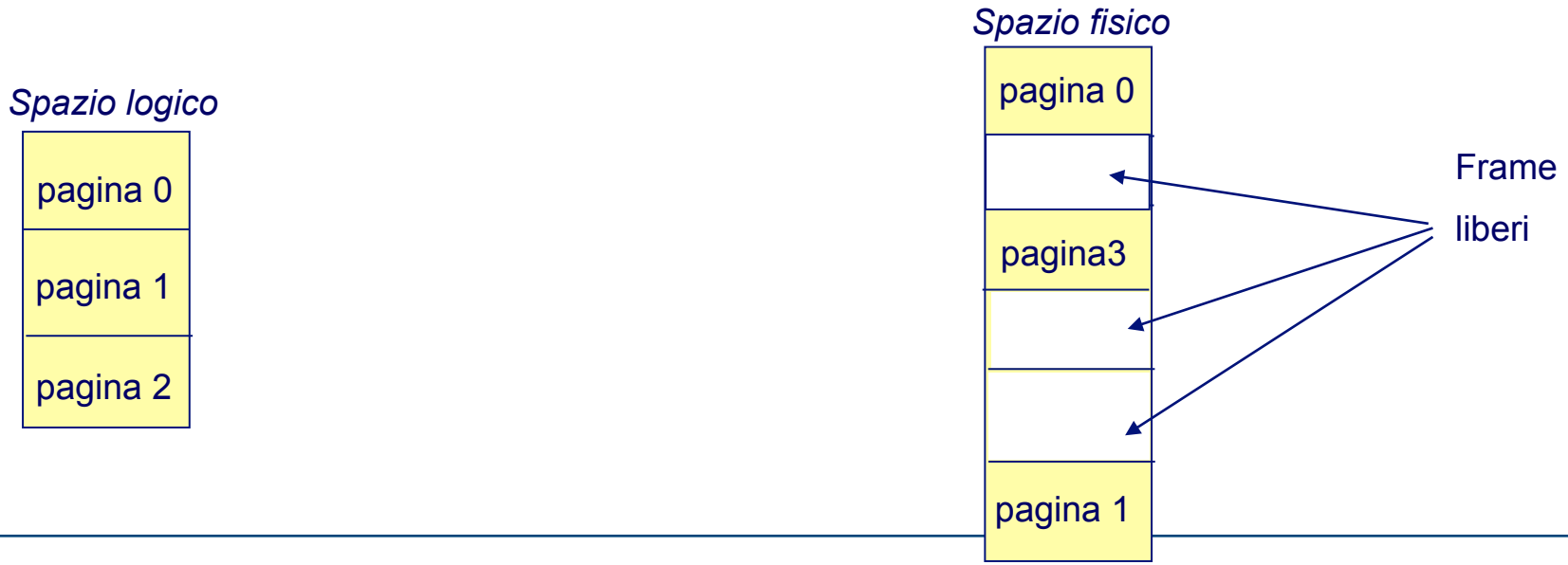
- ***eliminazione frammentazione esterna***
- riduzione forte di frammentazione interna

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



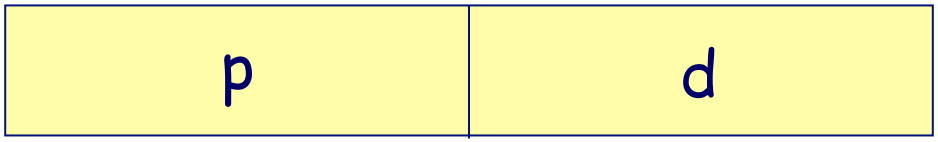
Paginazione

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:



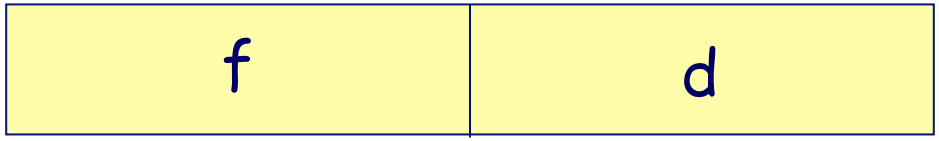
- **p** numero di pagina logica
- **d** offset della cella rispetto all'inizio della pagina

Hp: 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:

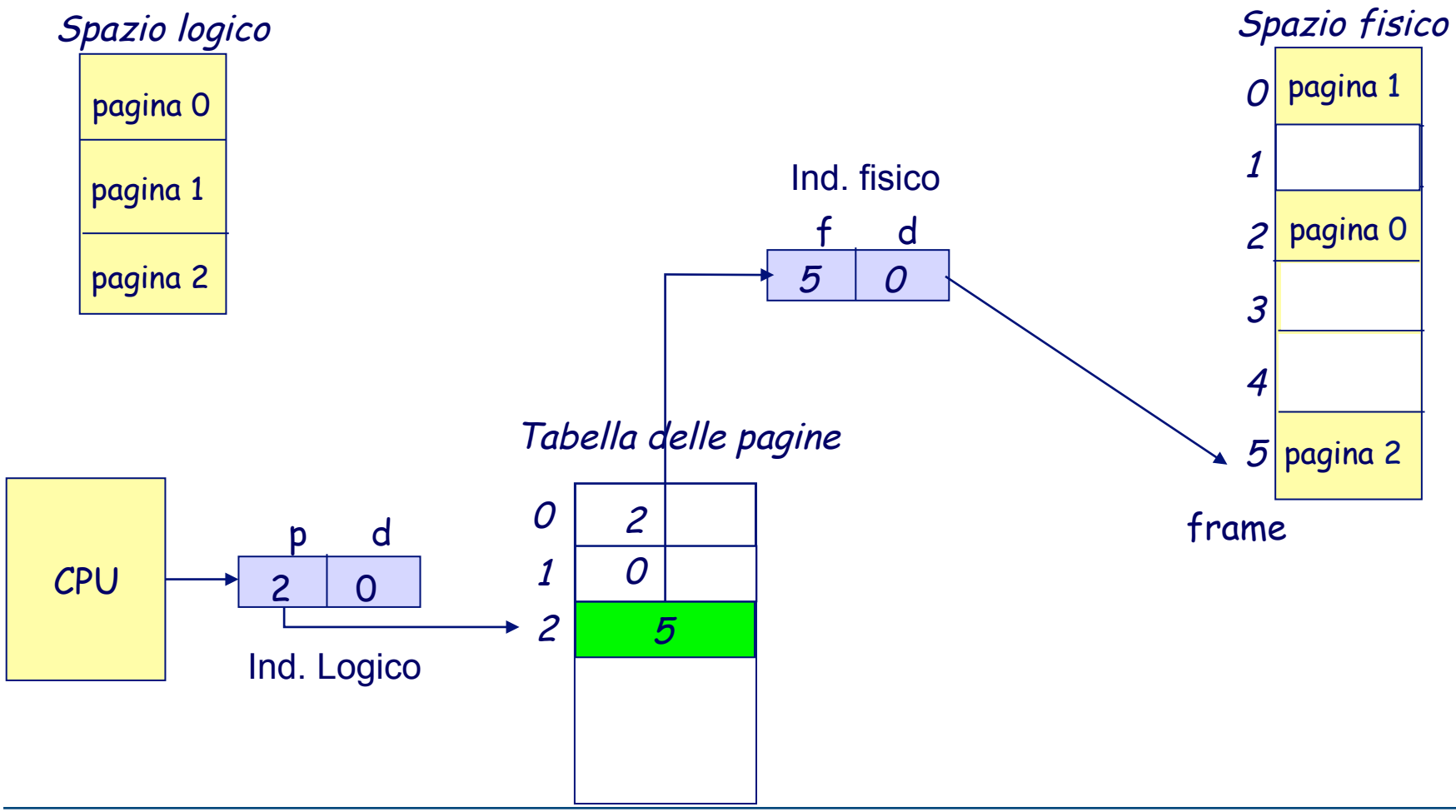


- **f** numero di frame (pagina fisica)
- **d** offset della cella rispetto all'inizio del frame

Binding tra indirizzi logici e fisici può essere realizzato mediante una ***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

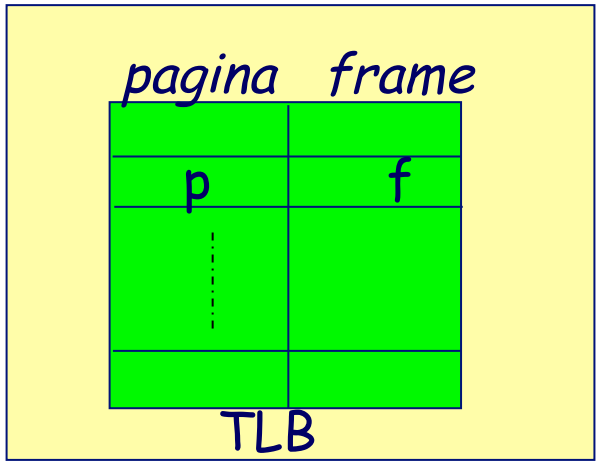
- ***tabella*** può essere molto ***grande***
- ***traduzione*** (ind.logico -> ind. fisico) deve essere il ***più veloce possibile***

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. ***Memoria centrale + cache***: (***Translation Look-aside Buffers, TLB***) per velocizzare l'accesso

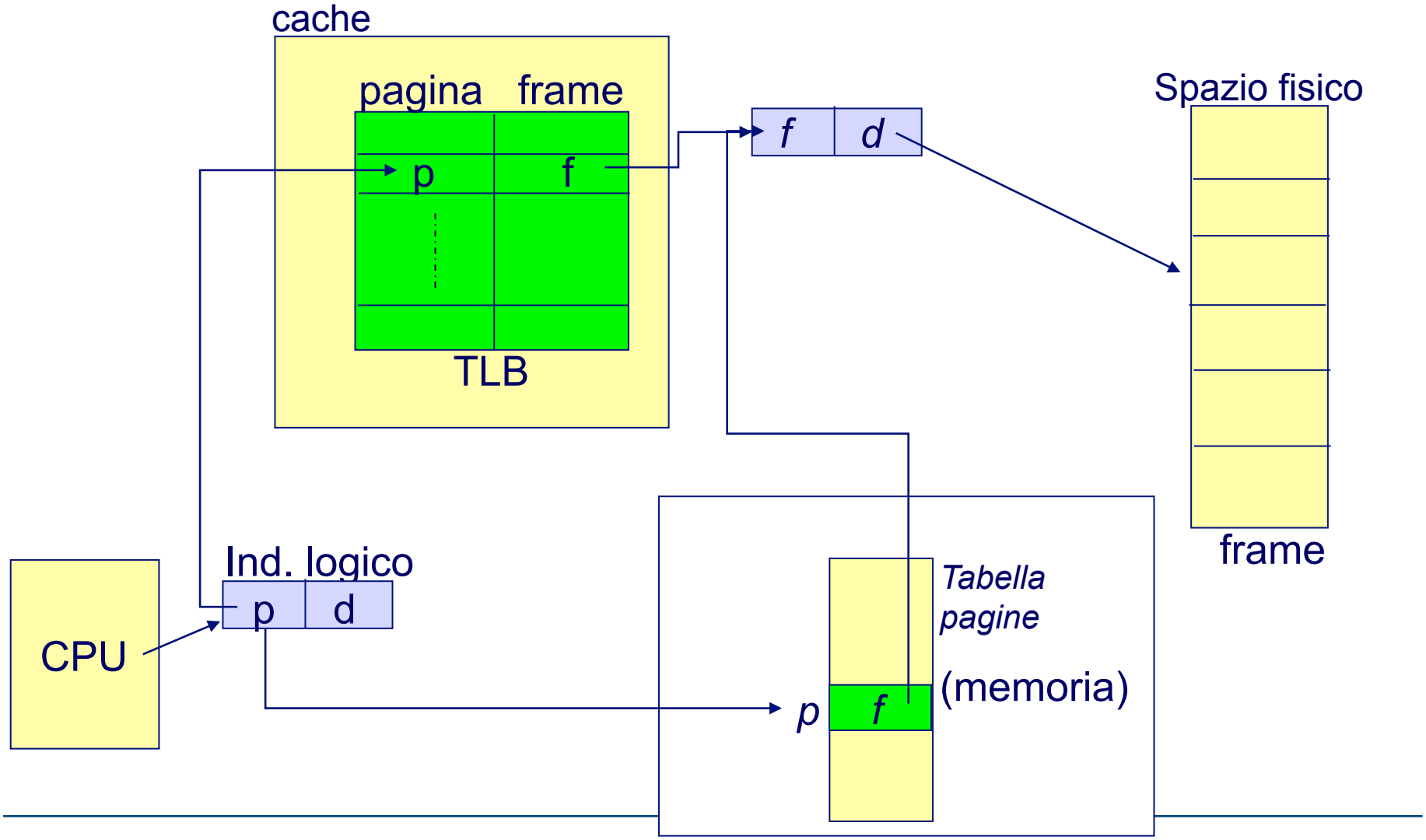
Translation Look-aside Buffers (TLB)

- tabella delle pagine è allocata ***in memoria centrale***
- ***una parte della tabella*** delle pagine (di solito, quella relativa alle 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 TLB

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

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

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

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)

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)

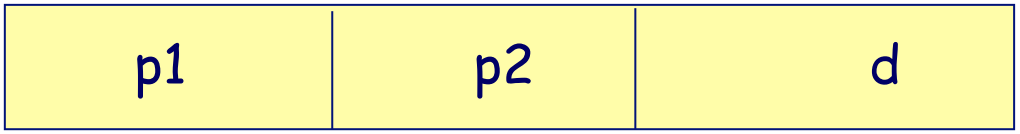
Paginazione a più livelli: ***allocazione non contigua anche della tabella delle pagine*** -> si applica ancora la tecnica di paginazione alla tabella della pagine

Esempio: paginazione a due livelli

Vengono utilizzati ***due livelli di tabelle delle pagine***

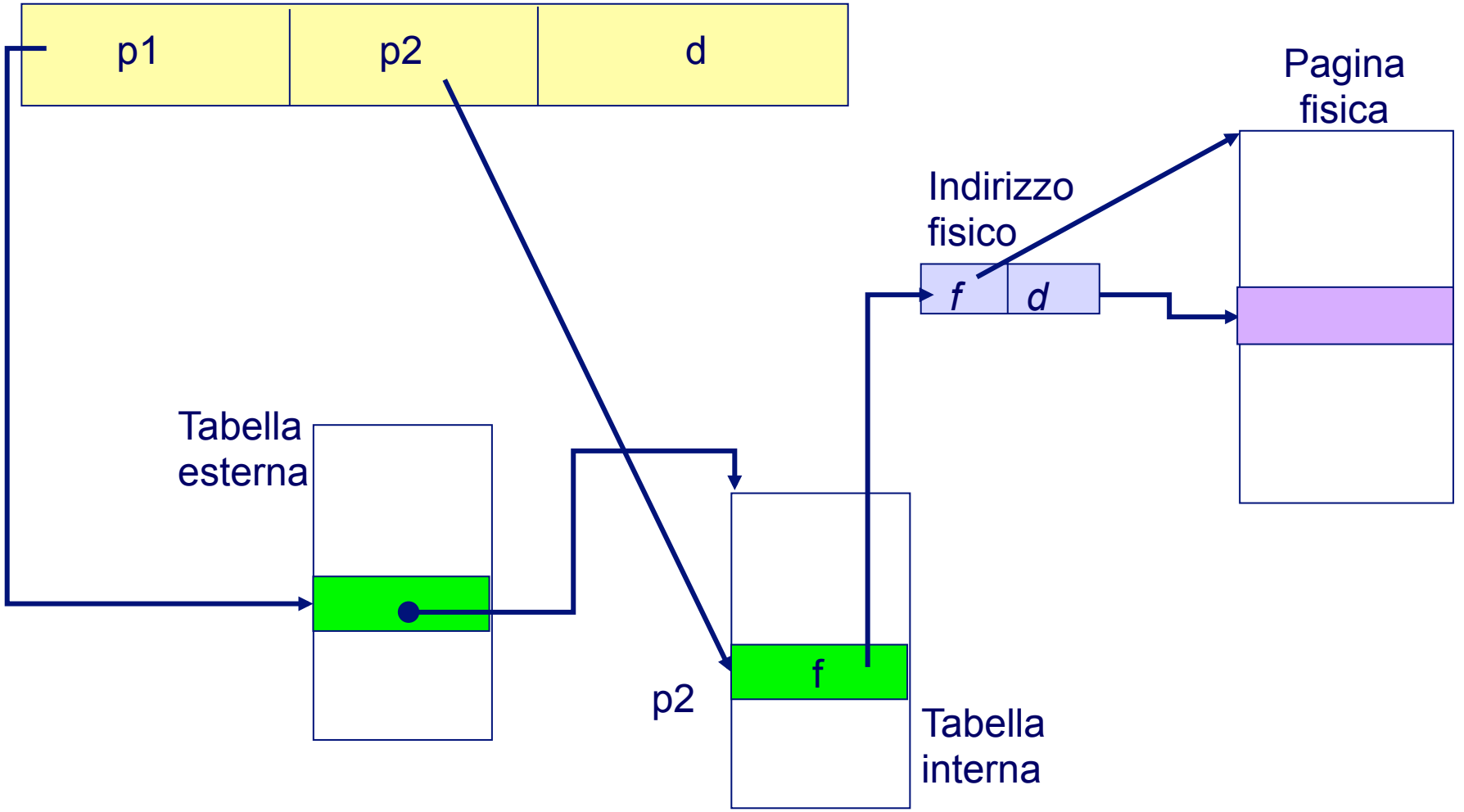
- ***primo livello (tabella esterna)***: contiene gli indirizzi delle tabelle delle pagine collocate al secondo livello (tabelle interne)

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:

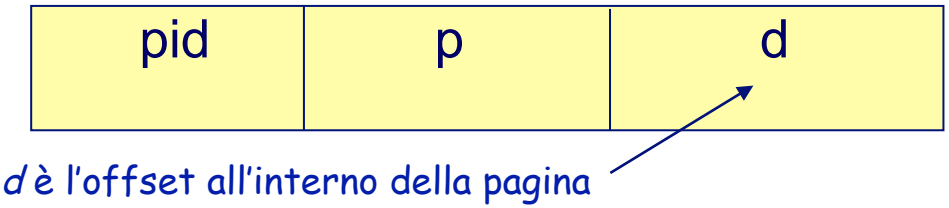


Tabella delle pagine invertita

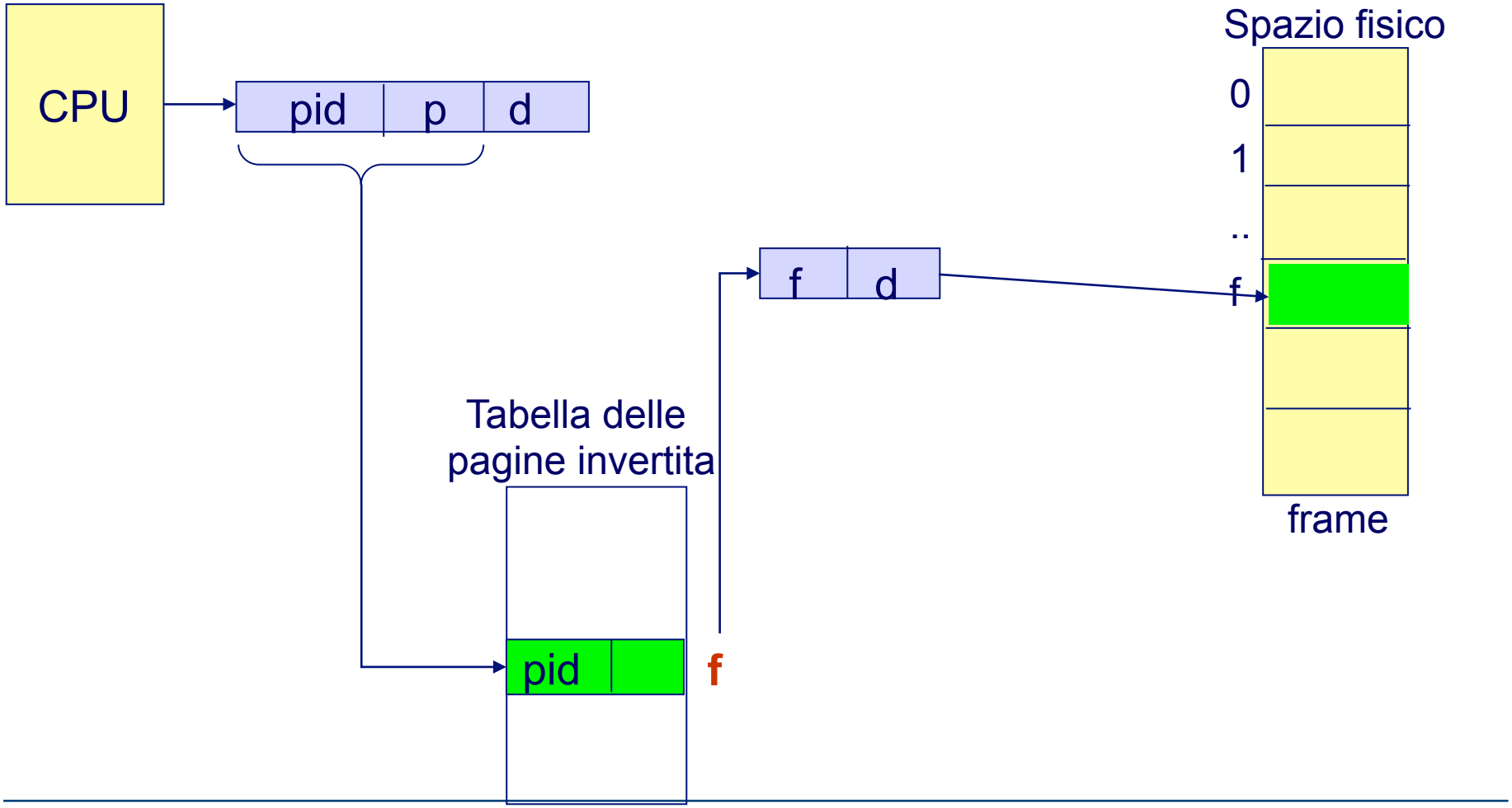


Tabella delle pagine invertita

Per tradurre un indirizzo logico <pid, p, d>:

- 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?

Segmentazione

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**: 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
- Ad ogni segmento è possibile applicare diritti di accesso specifici

Segmentazione

Struttura degli indirizzi logici: ogni indirizzo è costituito dalla coppia ***<segmento, offset>***

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

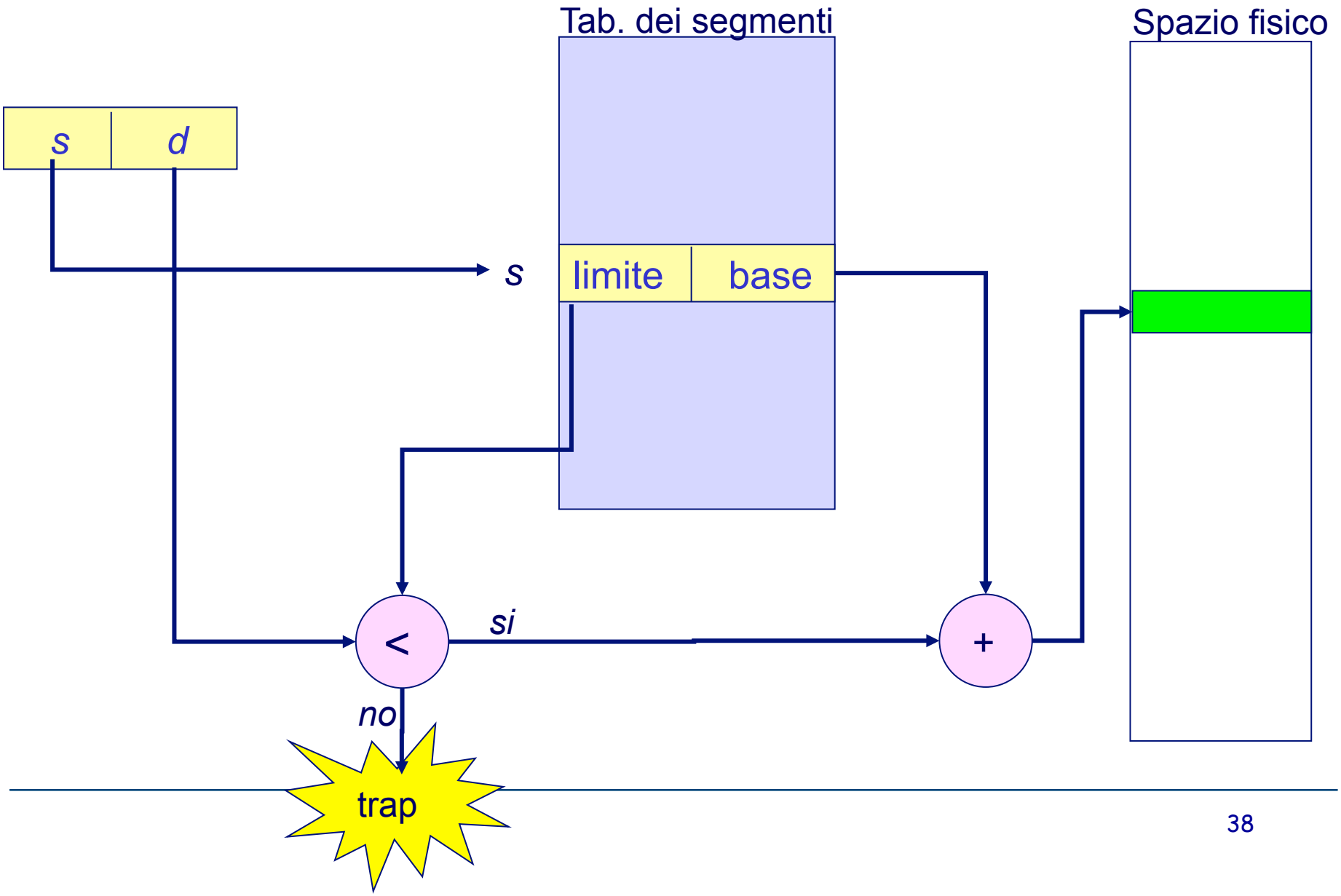
Supporto HW alla segmentazione

Tabella dei segmenti: ha una entry per ogni segmento che ne descrive l'allocazione in memoria fisica mediante la coppia ***<base, limite>***

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

- La tabella dei segmenti è indirizzata dal registro STBR

Segmentazione



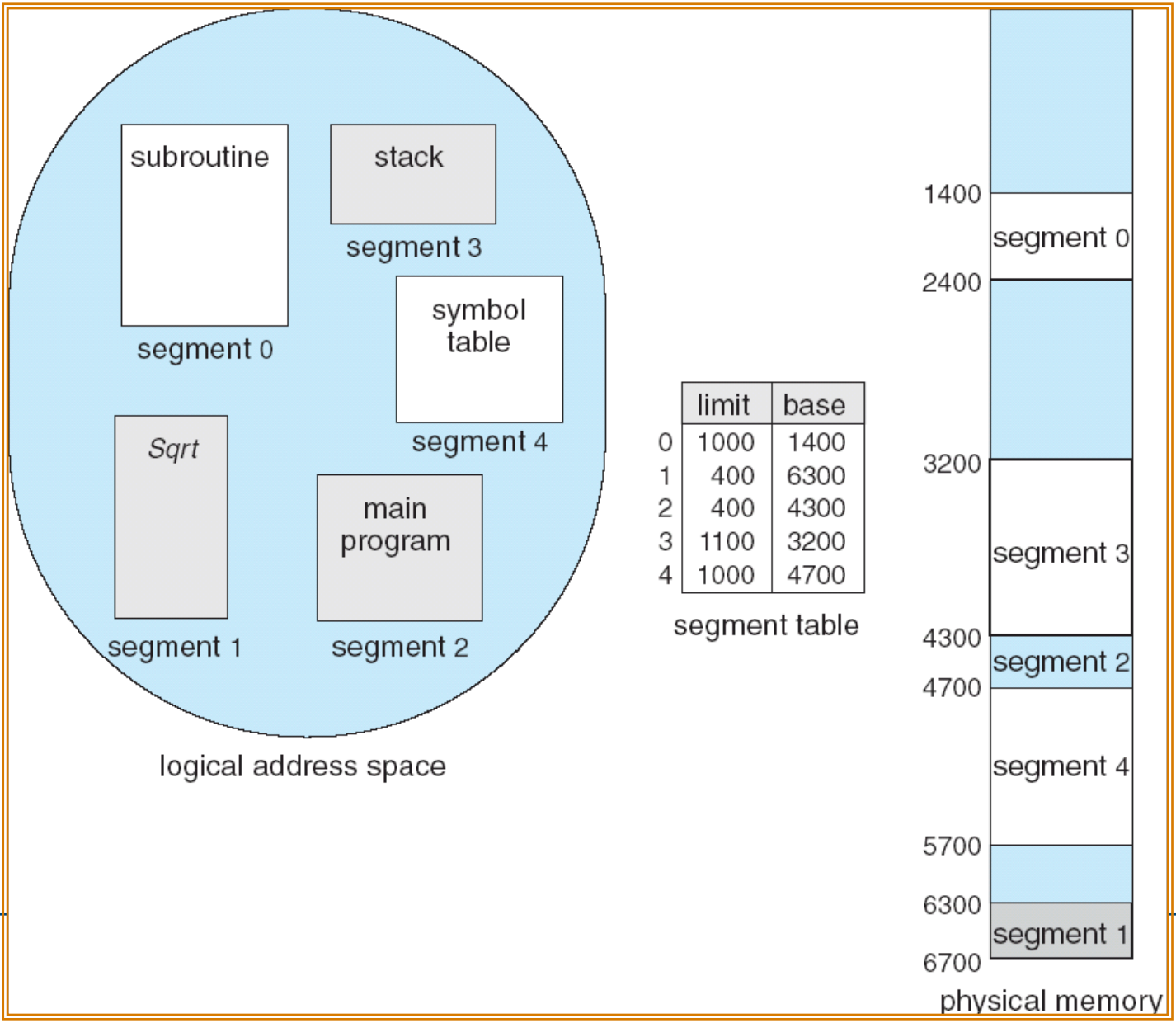
Realizzazione della tabella dei segmenti

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)

Esempio di segmentazione



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*
  - ✓ ...
- compattazione

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***
- 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***

Se la dimensione della memoria non è sufficiente a contenere gli spazi logici che si vogliono allocare?

Overlay

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

Una **possibile soluzione è l'overlay**.

Questa tecnica ha l'obiettivo di **mantenere 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)

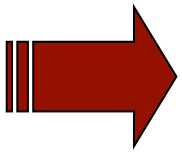
Overlay: esempio

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)

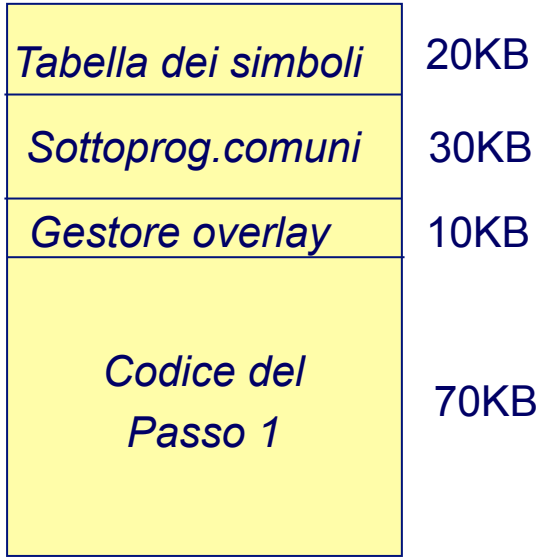


spazio richiesto per l' allocazione integrale dell' assembler è quindi di 200KB

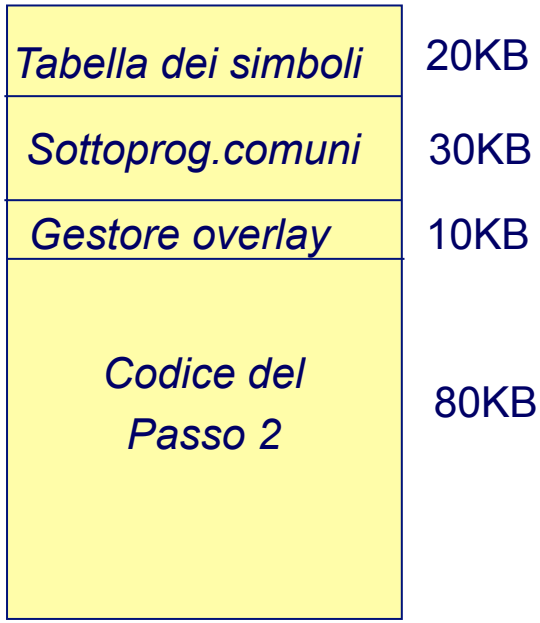
Overlay: esempio

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



Occupazione complessiva: 130KB



Occupazione complessiva: 140K

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
  - ***realizzazione 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

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 (backing store)***; 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**, il cui valore indica:

- se la pagina è ***presente in memoria centrale (valore 1)***
- se è ***in memoria secondaria*** oppure è ***invalida, cioè*** $\notin$ spazio logico del processo (valore 0)

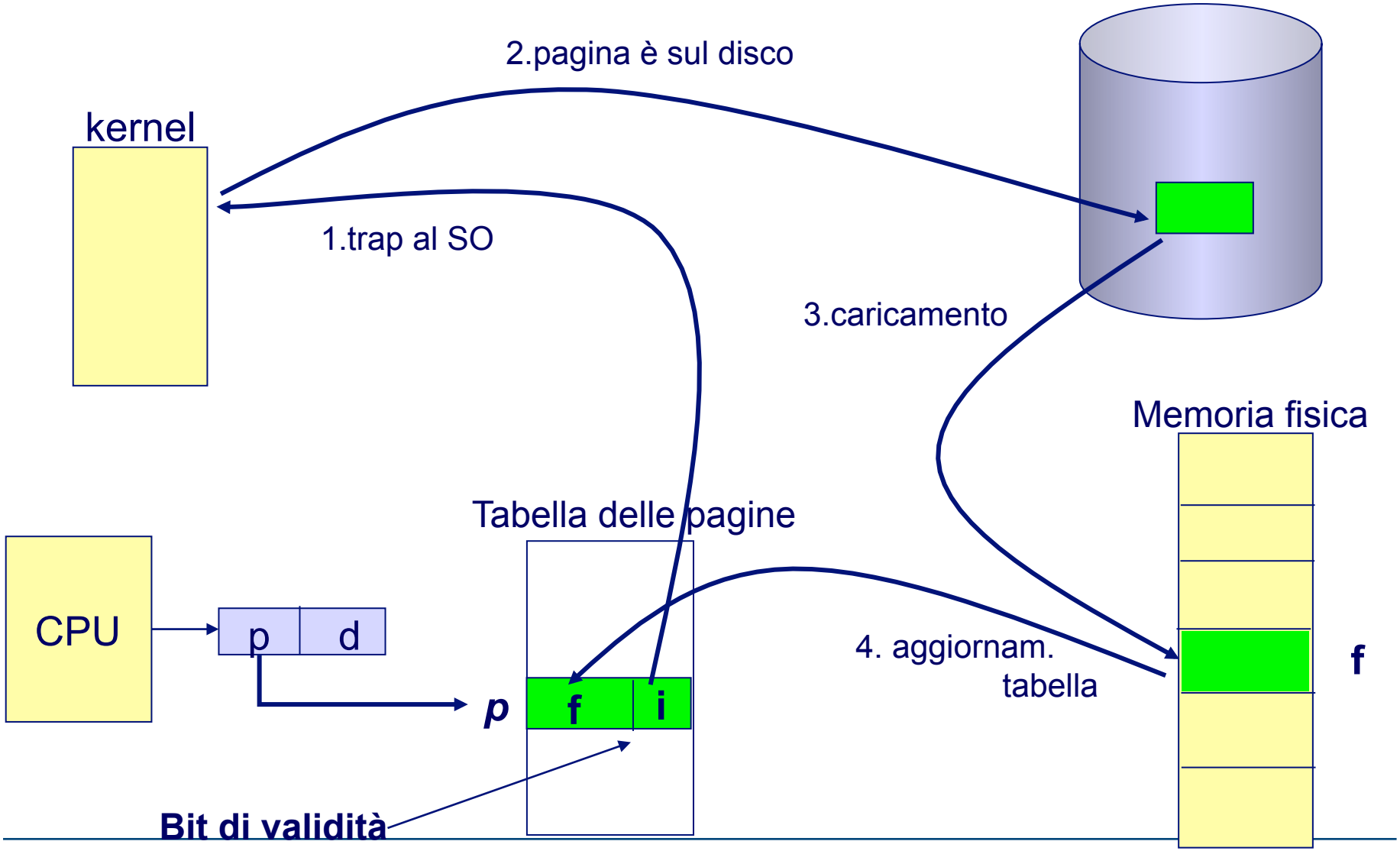
Nella traduzione di ogni indirizzo si consulta la tabella delle pagine: se il bit di validità della pagina richiesta è 0
➡**interruzione** al SO (***page fault***)

Trattamento page fault

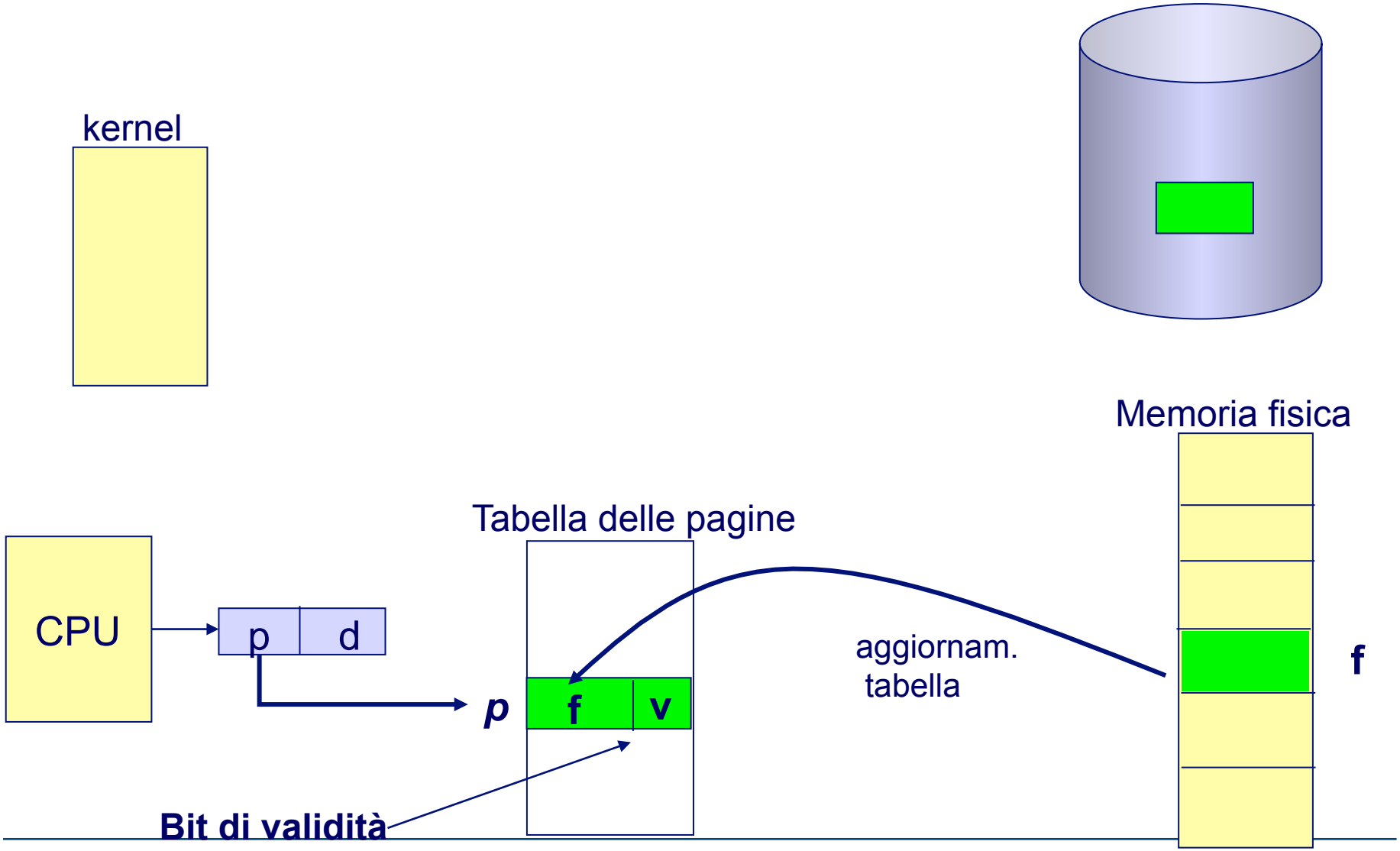
Quando kernel SO riceve ***l'interruzione dovuta al page fault***

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: page fault



Page fault: situazione finale



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

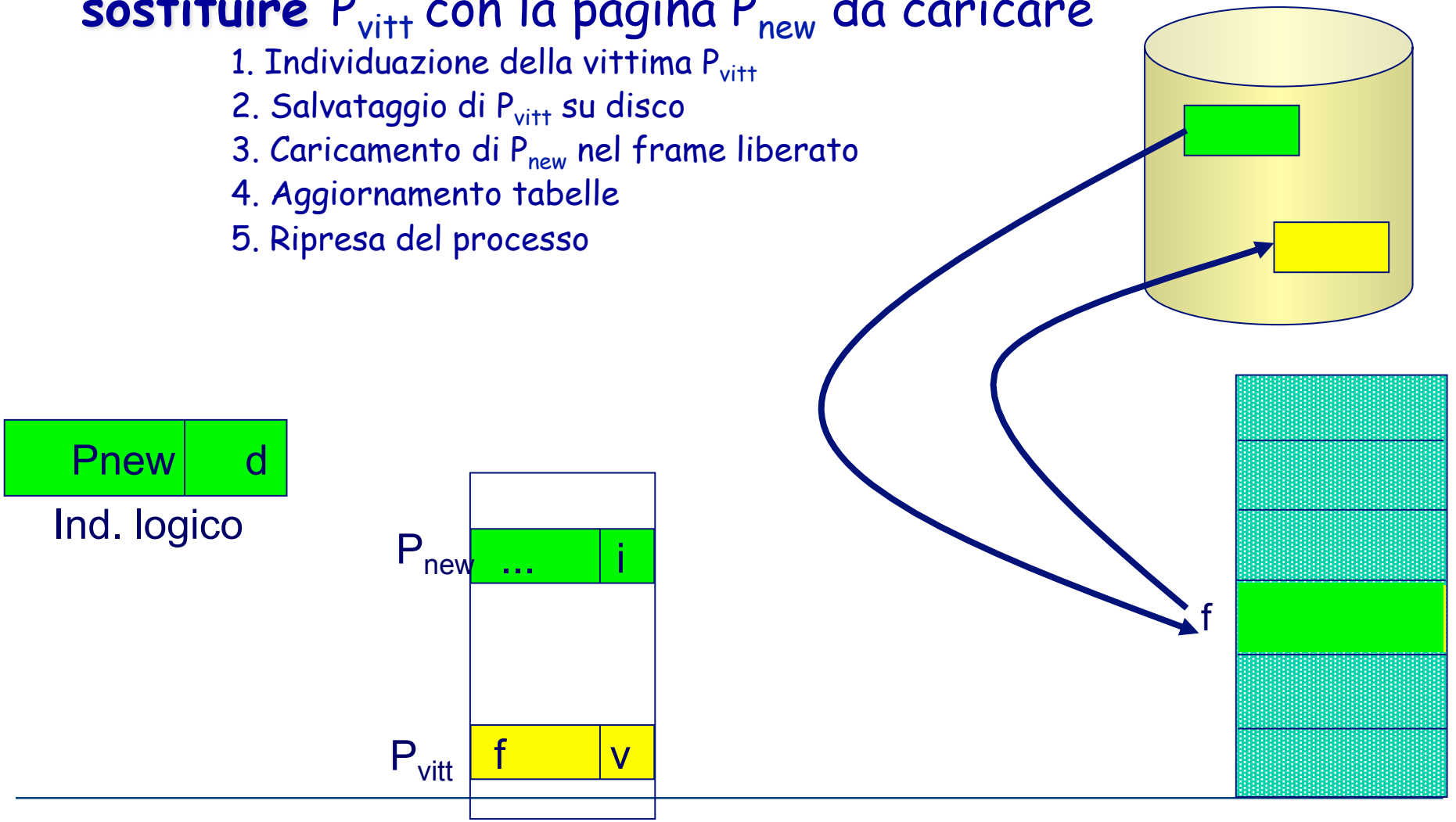
- **sostituzione** di una pagina P_{vitt}(***vittima***) allocata in memoria con la pagina P_{new} da caricare:
  1. Individuazione della vittima P_{vitt}
  2. Salvataggio di P_{vitt} su disco
  3. Caricamento di P_{new} nel frame liberato
  4. Aggiornamento tabelle
  5. Ripresa del processo

Sostituzione di pagine

Memoria compl. allocata (sovrallocazione):

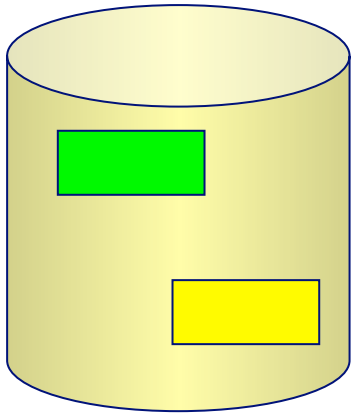
sostituire P_{vitt} con la pagina P_{new} da caricare

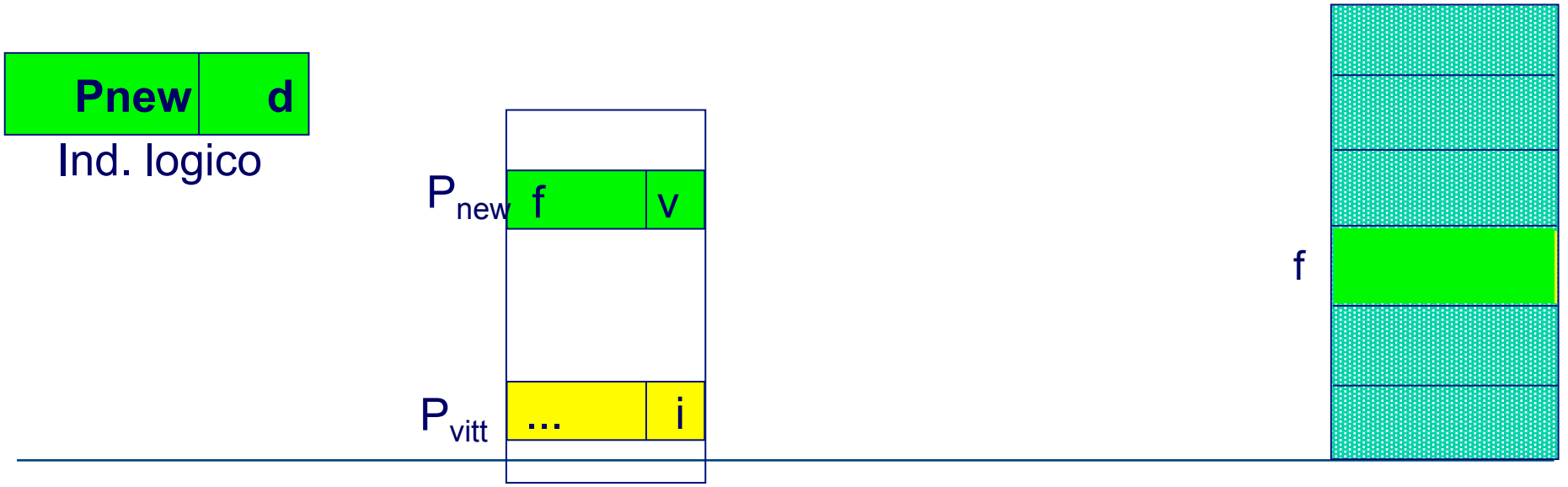
1. Individuazione della vittima P_{vitt}
2. Salvataggio di P_{vitt} su disco
3. Caricamento di P_{new} nel frame liberato
4. Aggiornamento tabelle
5. Ripresa del processo



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

E' 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: timestamping o gestione di una coda in cui ogni elemento rappresenta una pagina caricata 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***
  - ✓ ***non c'è overhead di ricerca, ma la*** gestione è costosa (dimensione stack = numero dei frame in memoria centrale)

Algoritmi di sostituzione: LRU approssimato

Spesso si utilizzano ***versioni semplificate*** di LRU.

Ad esempio, introducendo, al posto della sequenza degli accessi, ***un bit di uso*** associato alla pagina:

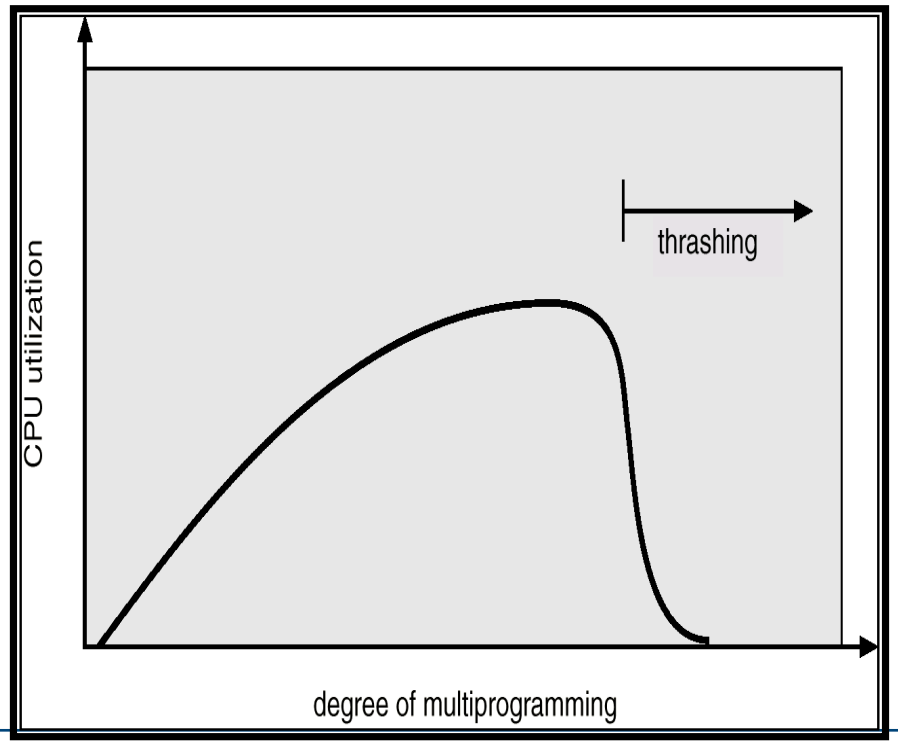
- al momento del caricamento è ***inizializzato a 0***
- quando la pagina viene ***acceduta***, viene ***settato***
- ***periodicamente***, i bit di uso vengono ***resettati***

- 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)

Page fetching & thrashing

La paginazione su domanda *pura*, carica una pagina soltanto se strettamente necessaria:

- possibilita` di ***trashing***: il processo impiega piu` tempo per la paginazione che per l' esecuzione.



Working Set

Per contrastare il thrashing: 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

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

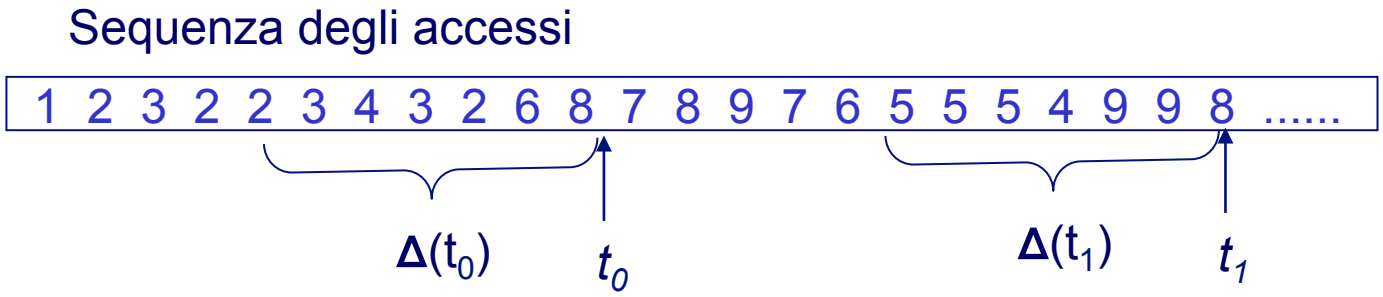
working set può essere individuato ***in base a criteri di località temporale***

Working set

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

- Δ definisce la "finestra" del working set

Ad esempio, per Δ = **7**



$\Delta(t_0)=\{2,3,4,6,8\}$
$\Delta(t_1)=\{5,4,9,8\}$

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 Δ(t)***
  - le altre pagine (esterne a Δ(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 Pi, si può individuare

$$D = \Sigma_i WSS_i \quad \textit{richiesta totale di frame}$$

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)

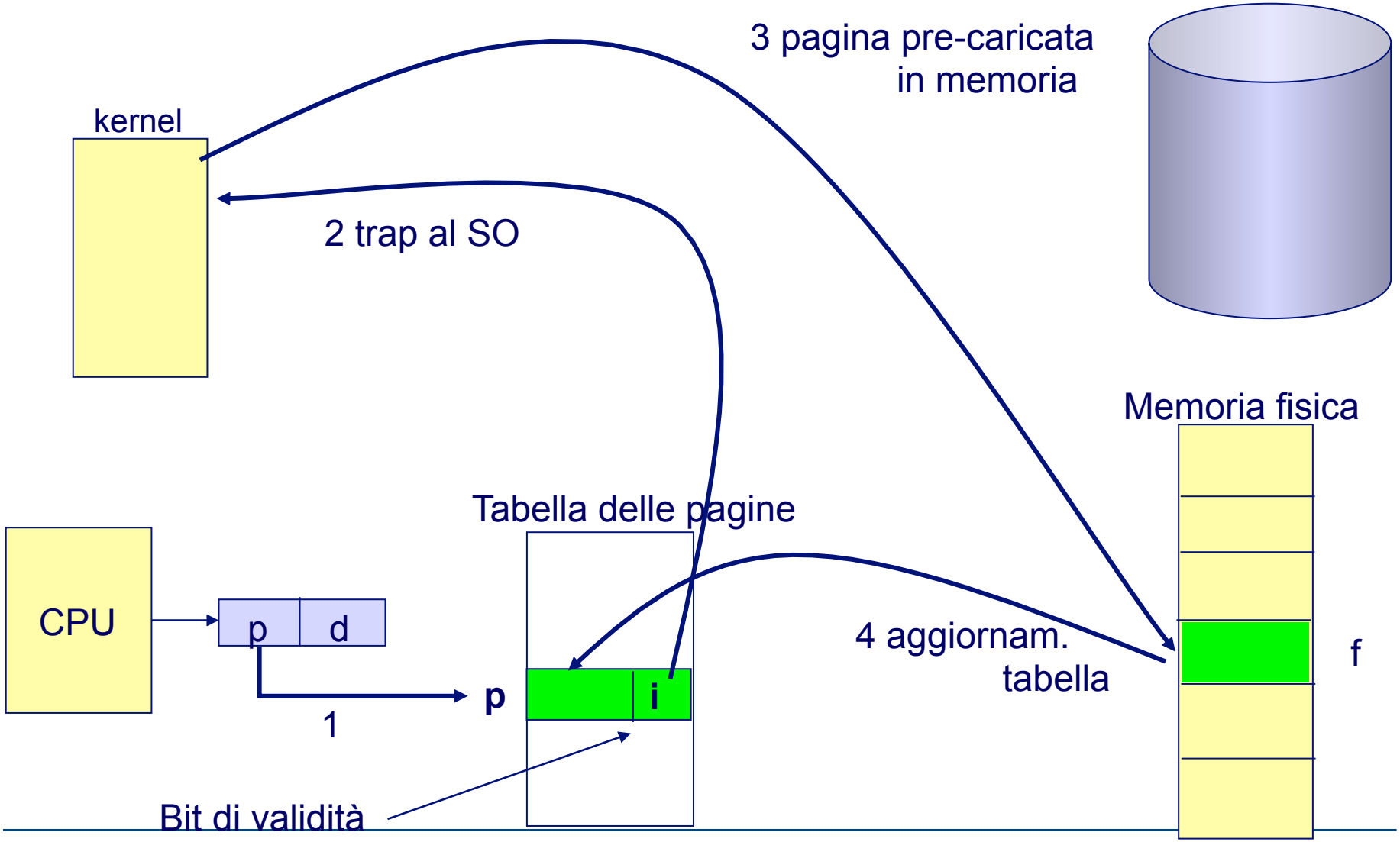
La gestione della memoria in UNIX (versioni attuali)

Paginazione su richiesta

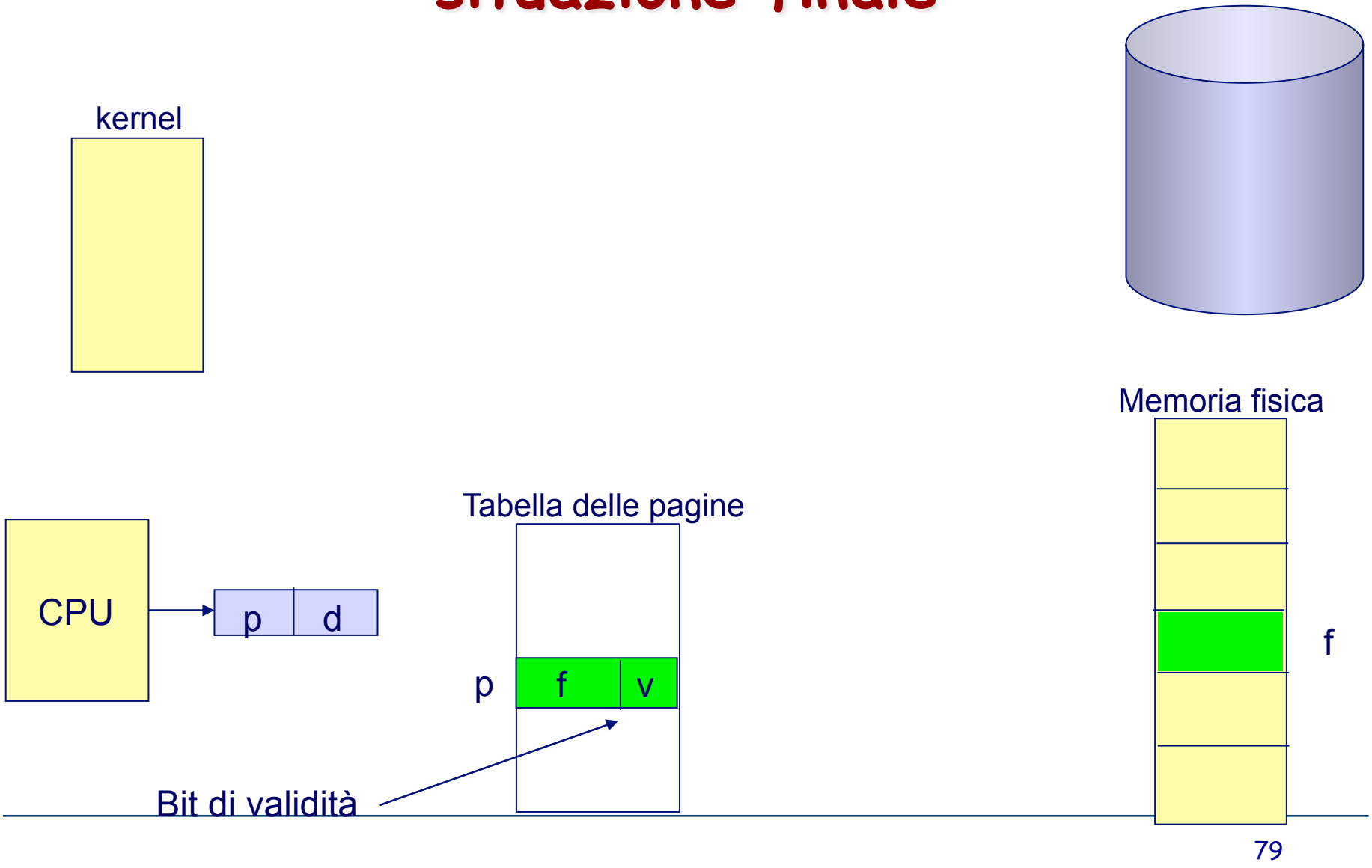
- ***pre-paginazione***: uso dei frame liberi per pre-caricare pagine non strettamente necessarie
  Quando avviene un page fault, se la pagina è già in un frame libero, basta soltanto modificare:
  - ✓ tabella delle pagine
  - ✓ lista dei frame liberi

- ***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

Sostituzione di pagine attivata 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
- ***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:

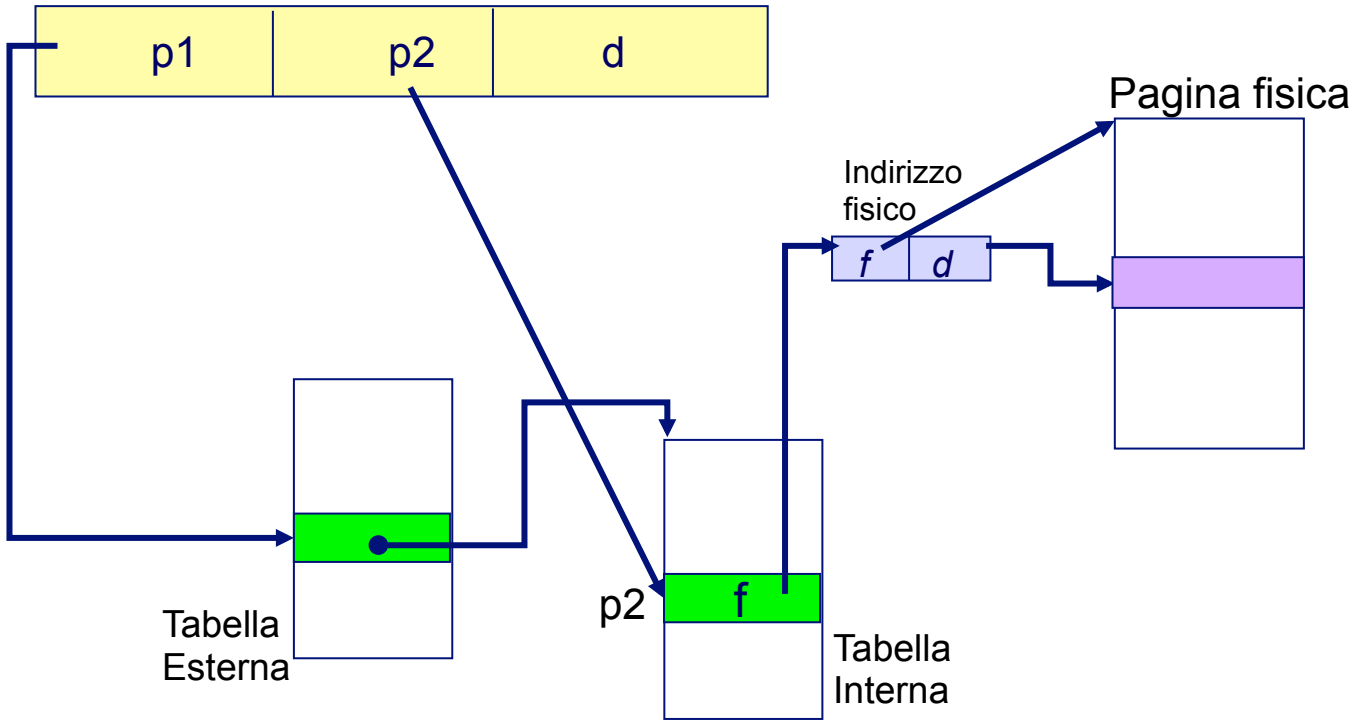
- 3GB al massimo possono essere utilizzati per lo ***spazio di indirizzamento virtuale***
- 1GB ***riservato al kernel***, accessibile quando il processo esegue in kernel mode

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