Sistemi Operativi

Modulo 5: Gestione della memoria
A.A. 2021-2022

Renzo Davoli
Alberto Montresor

Copyright © 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor
Permission is granted to copy, distribute and/or modify this document under the terms of the GNU Free Documentation License, Version 1.2 or any later version published by the Free Software Foundation; with no Invariant Sections, no Front-Cover Texts, and no Back-Cover Texts. A copy of the license can be found at: http://www.gnu.org/licenses/fdl.html#TOC1

Sommario

- Binding, loading, linking
- Allocazione contigua
- Paginazione
- Segmentazione
- Memoria virtuale

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Introduzione

- Memory manager
  - la parte del sistema operativo che gestisce la memoria principale si chiama *memory manager*
  - in alcuni casi, il memory manager può gestire anche parte della memoria secondaria, al fine di emulare memoria principale
- Compiti di un memory manager
  - tenere traccia della memoria libera e occupata
  - allocare memoria ai processi e deallocarla quando non più necessaria
- NB: memory manager è software (componente del S.O)
- NB: la Memory Management Unit (MMU) è hardware

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Introduzione

- Prospettiva storica
  - partiremo vedendo i meccanismi di gestione della memoria più semplici;
  - a volte possono sempre banali, ma...
- ... ma nell'informatica, la storia ripete se stessa:
  - alcuni di questi meccanismi vengono ancora utilizzati in sistemi operativi speciali per palmari, sistemi embedded (microcontrollori), smart-card

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

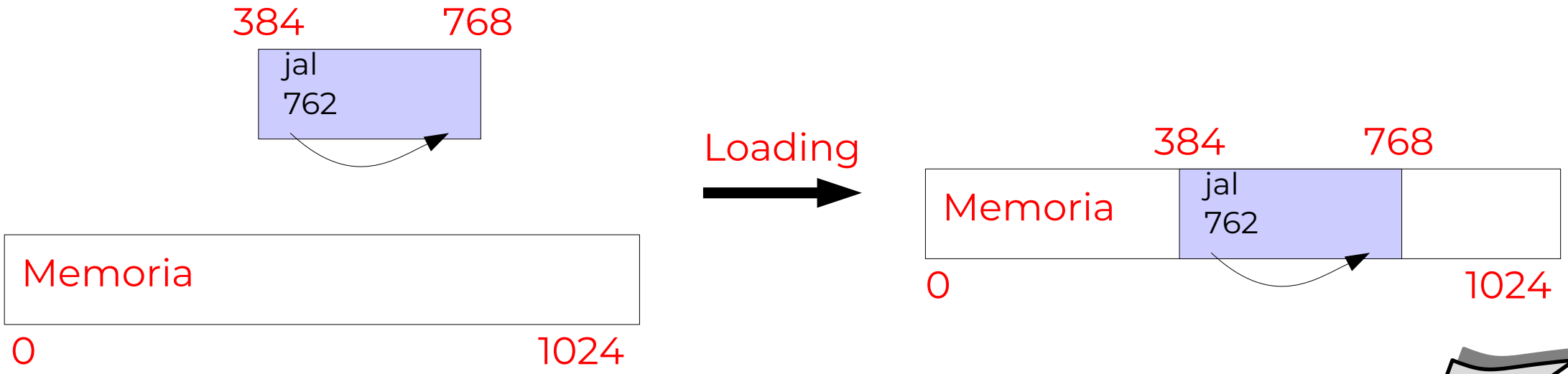
Binding

- Definizione
  - con il termine *binding* si indica l'associazione di indirizzi logici di memoria (e.g. nomi di variabili, label) ai corrispodenti indirizzi fisici
- Il binding può avvenire
  - durante la compilazione
  - durante il caricamento
  - durante l'esecuzione

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Binding

- Binding durante la compilazione
  - gli indirizzi vengono calcolati al momento della compilazione e resteranno gli stessi ad ogni esecuzione del programma
  - il codice generato viene detto codice *assoluto*
  - Esempi:
    - codice per microcontrollori, per il kernel, file COM in MS-DOS



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

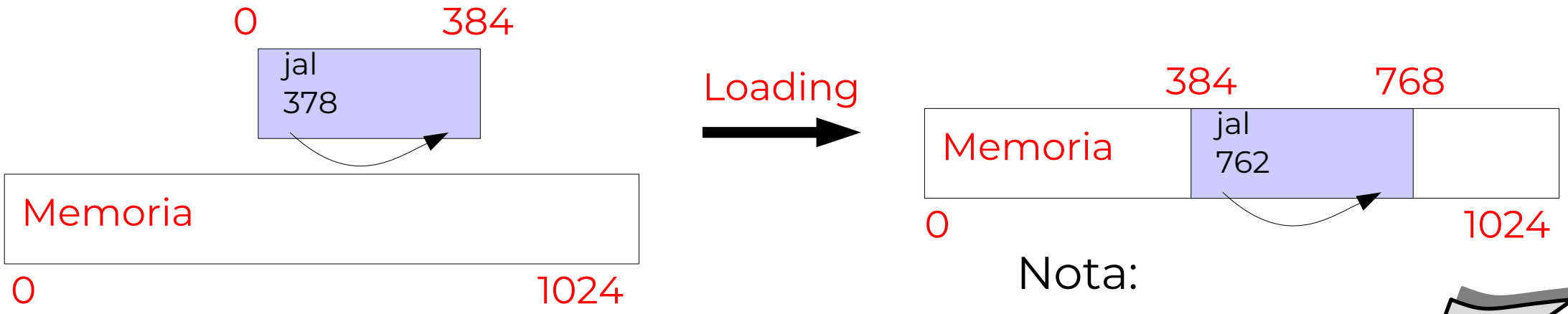
Binding

- Binding durante la compilazione
  - vantaggi
    - non richiede hardware speciale
    - semplice
    - molto veloce
  - svantaggi
    - non funziona con la multiprogrammazione

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Binding

- Binding durante il caricamento
  - il codice generato dal compilatore non contiene indirizzi assoluti ma relativi (al PC oppure ad un indirizzo base)
  - questo tipo di codice viene detto *rilocabile*
- Durante il caricamento
  - il loader si preoccupa di aggiornare tutti i riferimenti agli indirizzi di memoria coerentemente al punto iniziale di caricamento



Nota:
762=384+378

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

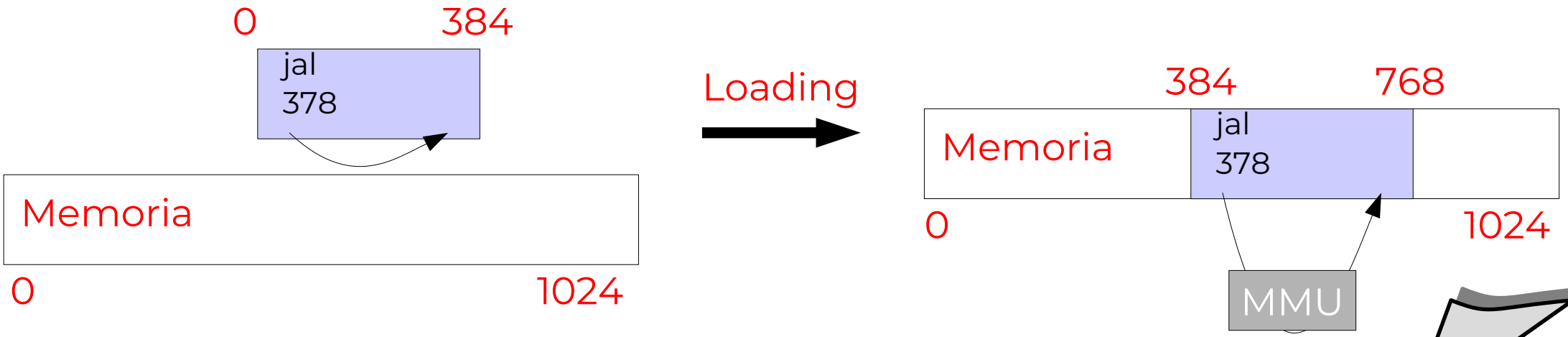
Binding

- Binding durante il caricamento
  - vantaggi
    - permette di gestire multiprogrammazione
    - non richiede uso di hardware particolare
  - svantaggi
    - richiede una traduzione degli indirizzi da parte del loader, e quindi formati particolare dei file eseguibili

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Binding

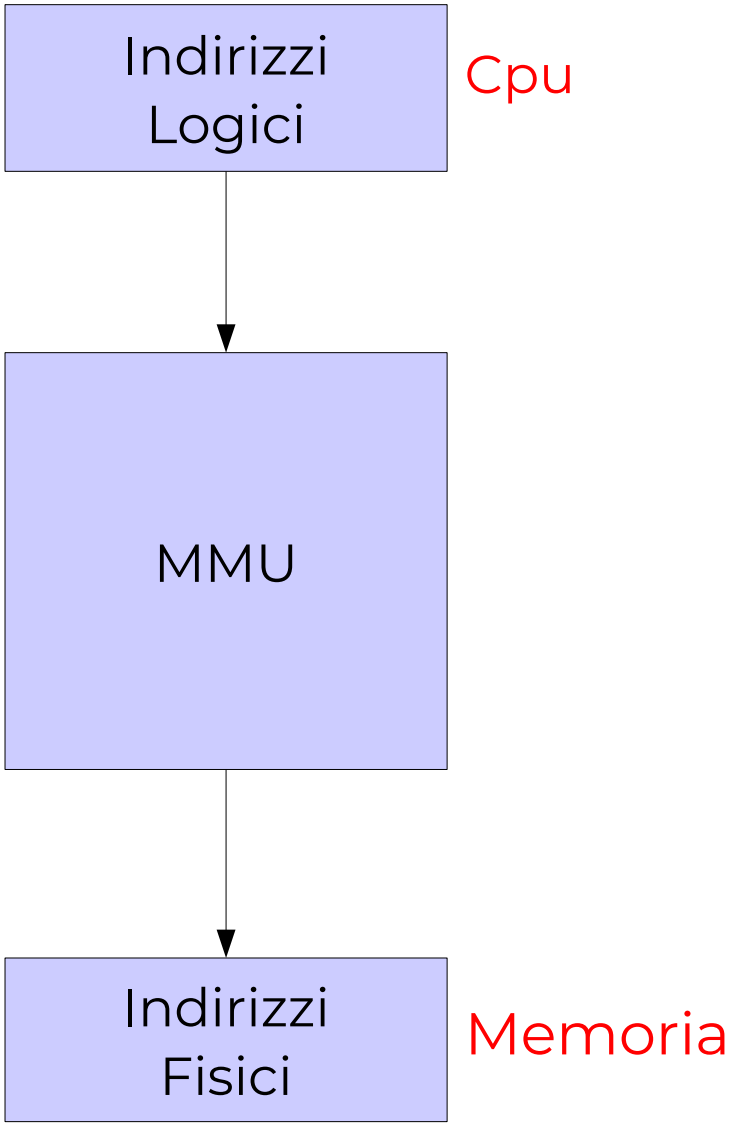
- Binding durante l'esecuzione
  - l'individuazione dell'indirizzo di memoria effettivo viene effettuata durante l'esecuzione da un componente hardware apposito: la *memory management unit* (MMU)
  - da non confondere con il memory manager (MM)



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Indirizzi logici e indirizzi fisici

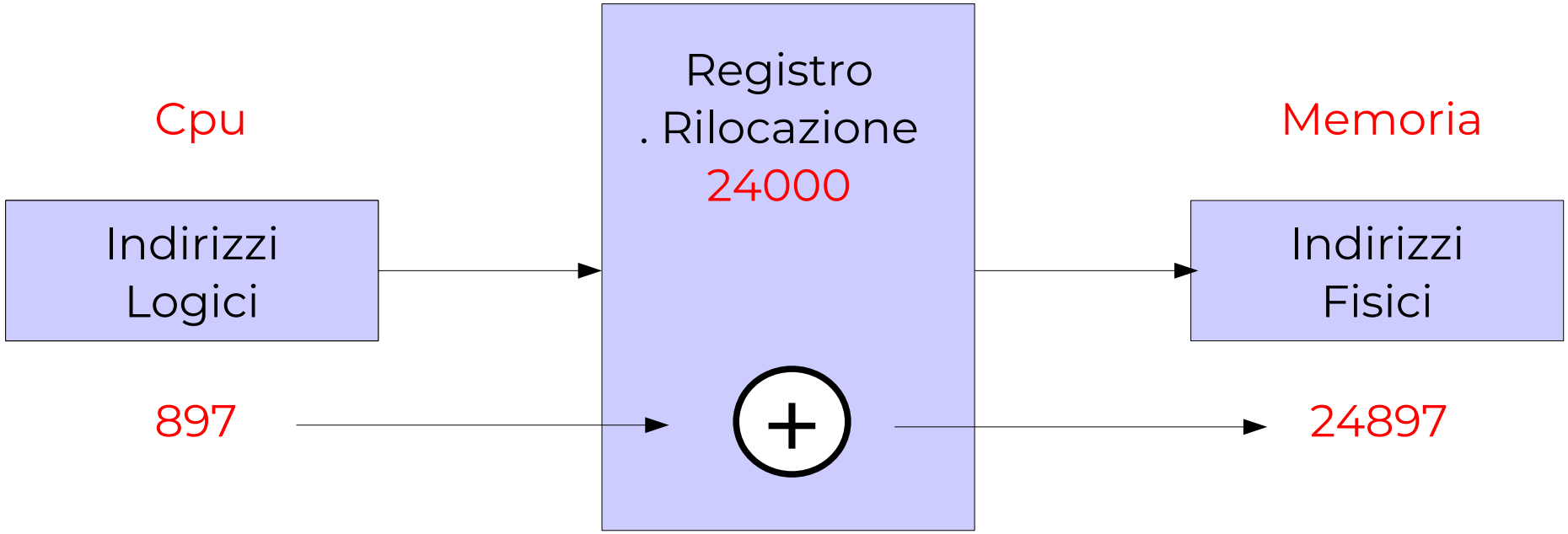
- Spazio di indirizzamento logico
  - ogni processo è associato ad uno spazio di indirizzamento logico
  - gli indirizzi usati in un processo sono indirizzi logici, ovvero riferimenti a questo spazio di indirizzamento
- Spazio di indirizzamento fisico
  - ad ogni indirizzo logico corrisponde un indirizzo fisico
  - la MMU opera come una funzione di traduzione da indirizzi logici a indirizzi fisici



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Esempi di MMU - Registro di rilocazione

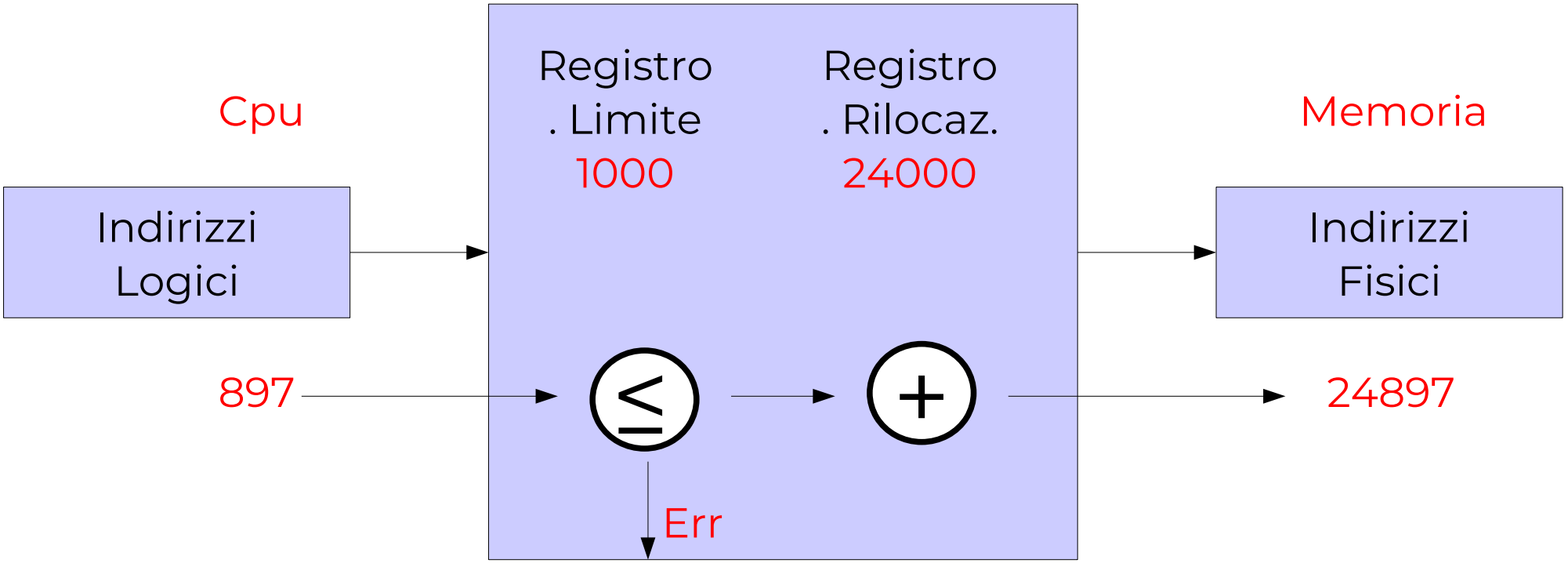
- Descrizione
  - se il valore del registro di rilocazione è R, uno spazio logico 0...Max viene tradotto in uno spazio fisico R...R+MAX
  - esempio: nei processori Intel 80x86, esistono 4 registri base per il calcolo degli indirizzi (CS, DS, SS, ES)



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Esempi di MMU- Registro di rilocazione e limite

- Descrizione
  - il registro limite viene utilizzato per implementare meccanismi di protezione della memoria



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Prestazioni speciali 1 - Loading dinamico

- Cosa significa?
  - consente di poter caricare alcune routine di libreria solo quando vengono richiamate
- Come viene implementato?
  - tutte le routine a caricamento dinamico risiedono su un disco (codice rilocabile), quando servono vengono caricate
  - le routine poco utili (e.g., casi di errore rari...) non vengono caricate in memoria al caricamento dell'applicazione
- Nota
  - spetta al programmatore sfruttare questa possibilità
  - il sistema operativo fornisce semplicemente una libreria che implementa le funzioni di caricamento dinamico

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Prestazioni speciali 2 - Linking dinamico

- Linking statico
  - se il linker collega e risolve tutti i riferimenti dei programmi...
  - le routine di libreria vengono copiate in ogni programma che le usa

    (e.g. printf in tutti i programmi C)
- Linking dinamico
  - è possibile posticipare il linking delle routine di libreria al momento del primo riferimento durante l'esecuzione
  - consente di avere eseguibili più compatti
  - le librerie vengono implementate come codice reentrant:
    - esiste una sola istanza della libreria in memoria e tutti i processi eseguono il codice di questa istanza

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Prestazioni speciali 2 - Linking dinamico

- Vantaggi
  - risparmio di memoria
  - consente l'aggiornamento automatico delle versioni delle librerie
    - le librerie aggiornate sono caricate alla successiva attivazione dei programmi
- Svantaggi
  - può causare problemi di "versioning"
    - occorre aggiornare le versioni solo se non sono incompatibili
    - cambiamento numero di revisione e non di release

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Prestazioni speciali 3 – Loading dinamico tramite Linking dinamico

- Dlopen: consente di caricare librerie dinamiche a run time
- E’ il metodo per implementare plug-in

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Allocazione

- E' una delle funzioni principali del gestore di memoria
- Consiste nel reperire ed assegnare uno spazio di memoria fisica
  - a un programma che viene attivato
  - oppure per soddisfare ulteriori richieste effettuate dai programmi durante la loro esecuzione

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Allocazione: definizioni

- Allocazione contigua
  - tutto lo spazio assegnato ad un processa deve essere formato da celle consecutive
- Allocazione non contigua
  - è possibile assegnare a un processo aree di memorie separate
- Nota
  - la MMU deve essere in grado di gestire la conversione degli indirizzi in modo coerente
  - esempio: la MMU basata su rilocazione gestisce solo allocazione contigua

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Allocazione: statica o dinamica

- Statica
  - un processo deve mantenere la propria aerea di memoria dal caricamento alla terminazione
  - non è possibile rilocare il processo durante l'esecuzione
- Dinamica
  - durante l'esecuzione, un processo può essere spostato all'interno della memoria

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Allocazione a partizioni fisse

- Descrizione
  - la memoria disponibile (quella non occupata dal s.o.) viene suddivisa in partizioni
  - ogni processo viene caricato in una delle partizioni libere che ha dimensione sufficiente a contenerlo

- Caratteristiche
  - statica e contigua
  - vantaggi: molto semplice
  - svantaggi: spreco di memoria, grado di parallelismo limitato dal numero di partizioni

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

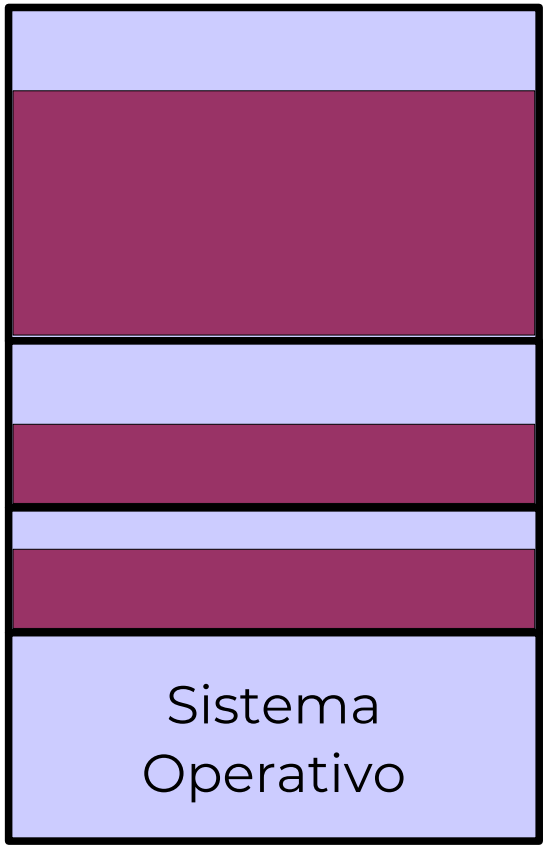
Allocazione a partizioni fisse

- Gestione memoria
  - è possibile utilizzare una coda per partizione, oppure una coda comune per tutte le partizioni
- Sistemi monoprogrammati
  - esiste una sola partizione, dove viene caricato un unico programma utente
  - esempio:
    - MS-DOS free-DOS
    - sistemi embedded

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Frammentazione interna

- Nell'allocazione a partizione fisse
  - se un processo occupa una dimensione inferiore a quella della partizione che lo contiene, lo spazio non utilizzato è sprecato
  - la presenza di spazio inutilizzato all'interno di un'unità di allocazione si chiama *frammentazione interna*



- Nota:
  - il fenomeno della frammentazione interna non è limitata all'allocazione a partizioni fisse, ma è generale a tutti gli approcci in cui è possibile allocare più memoria di quanto richiesto (per motivi di organizzazione)

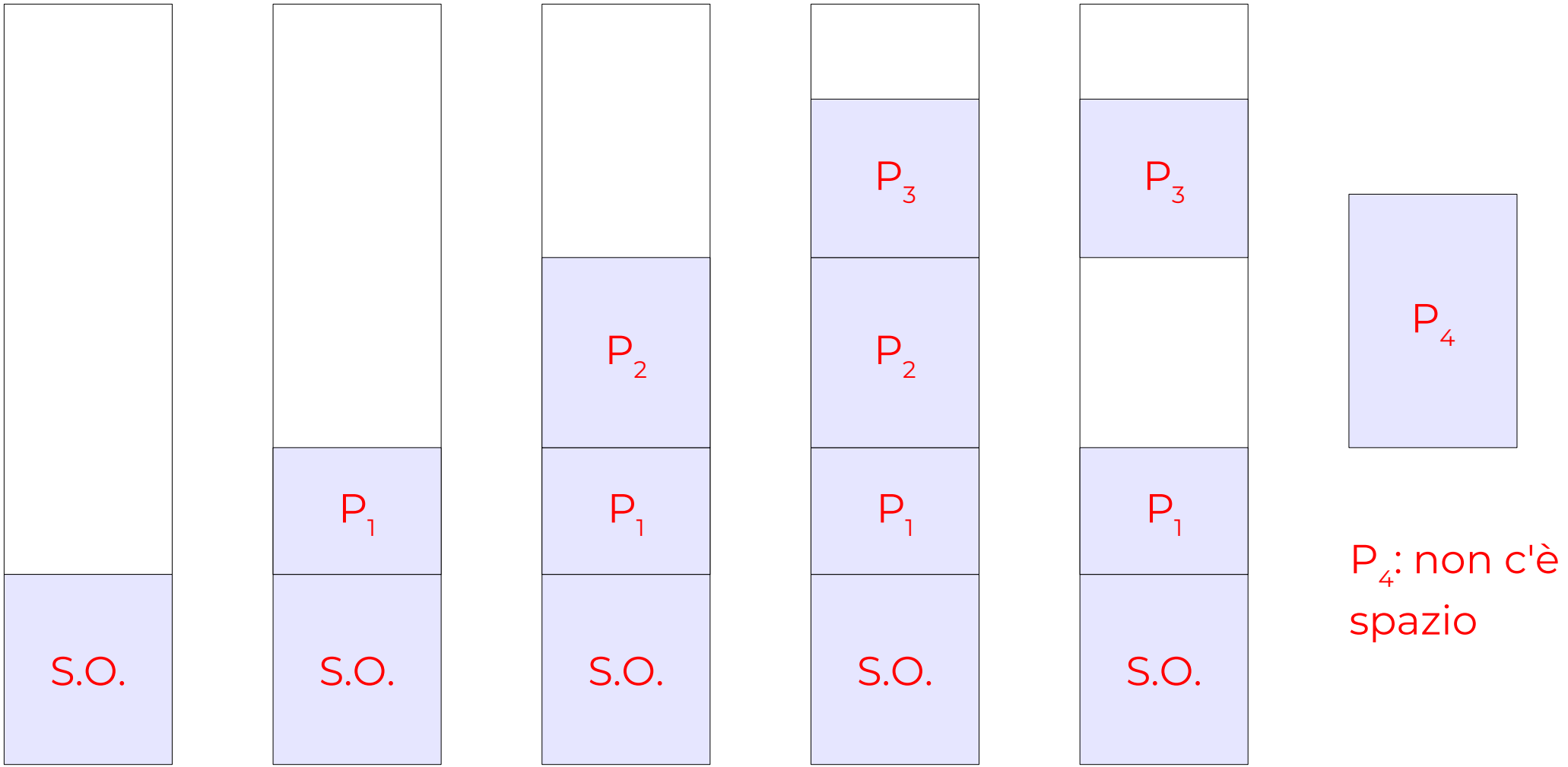
© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Allocazione a partizioni dinamiche

- Descrizione
  - la memoria disponibile (nella quantità richiesta) viene assegnata ai processi che ne fanno richiesta
  - nella memoria possono essere presenti diverse zone inutilizzate
    - per effetto della terminazione di processi
    - oppure per non completo utilizzo dell'area disponibile da parte dei processi attivi
- Caratteristiche
  - statica e contigua
  - esistono diverse politiche per la scelta dell'area da utilizzare

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Allocazione a partizioni dinamiche



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Frammentazione esterna

- Problema
  - dopo un certo numero di allocazioni e deallocazioni di memoria dovute all'attivazione e alla terminazione dei processi lo spazio libero appare suddiviso in piccole aree
  - è il fenomeno della *frammentazione esterna*
- Nota
  - la frammentazione *interna* dipende dall'uso di unità di allocazione di dimensione diversa da quella richiesta
  - la frammentazione *esterna* deriva dal susseguirsi di allocazioni e deallocazioni

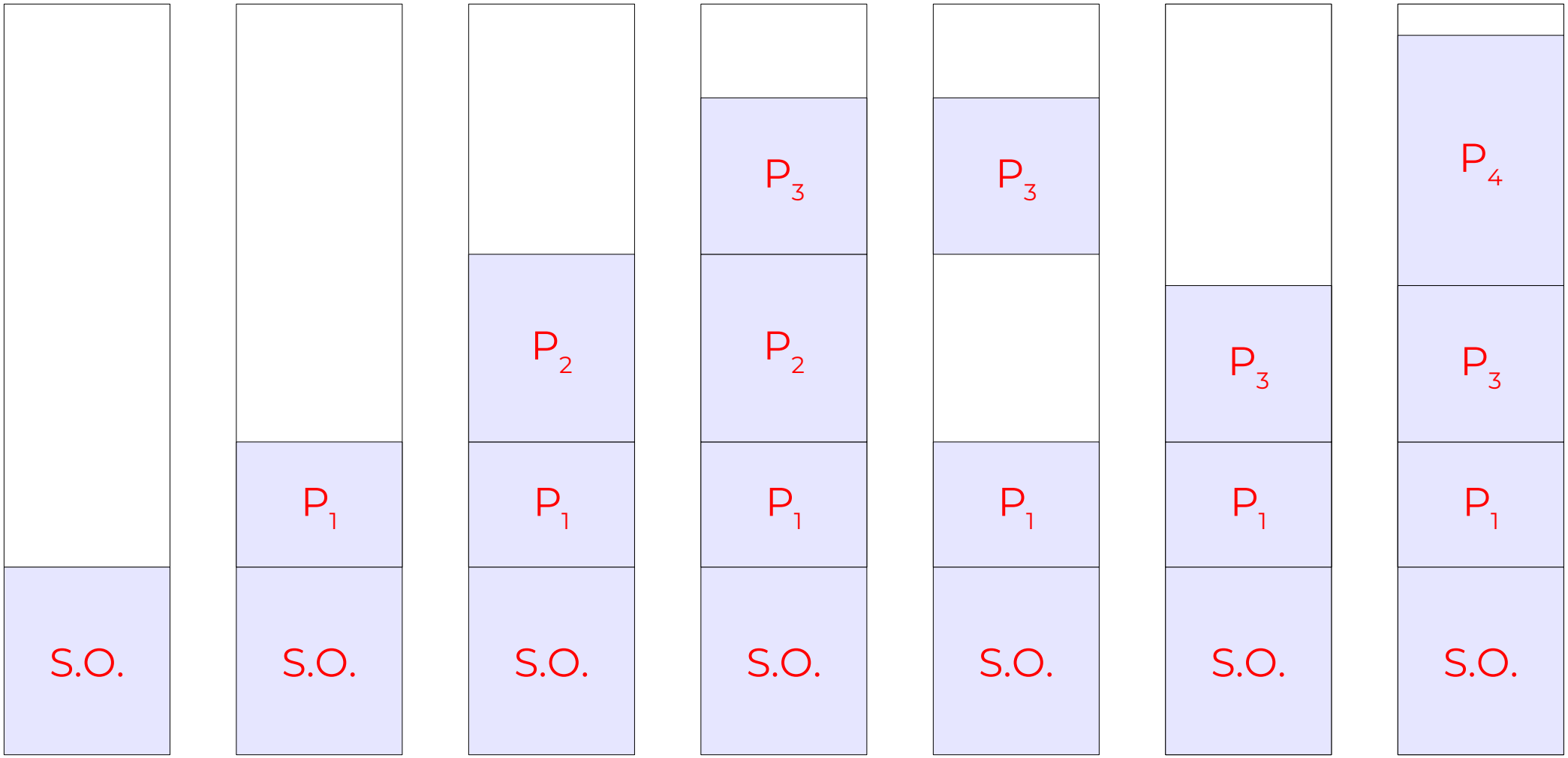
© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Compattazione

- Compattazione
  - se è possibile rilocare i processi durante la loro esecuzione, è allora possibile procedere alla *compattazione* della memoria
  - compattare la memoria significa spostare in memoria tutti i processi in modo da riunire tutte le aree inutilizzate
  - è un operazione volta a risolvere il problema della frammentazione esterna
- Problemi
  - è un operazione molto onerosa
    - occorre copiare (fisicamente) in memoria grandi quantità di dati
  - non può essere utilizzata in sistemi interattivi
    - i processi devono essere fermi durante la compattazione

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Compattazione



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

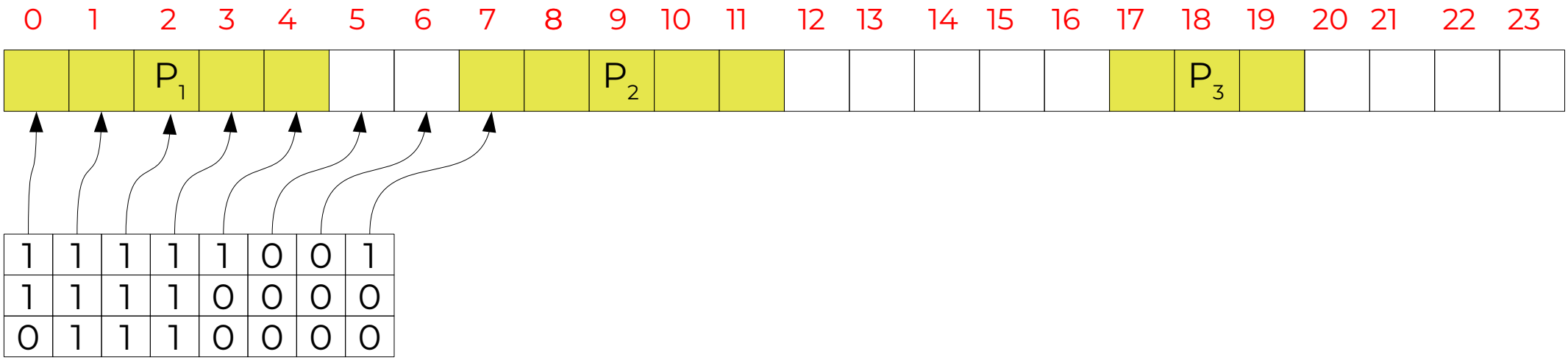
Allocazione dinamica - Strutture dati

- Quando la memoria è assegnata dinamicamente
  - abbiamo bisogno di una struttura dati per mantenere informazioni sulle zone libere e sulle zone occupate
- Strutture dati possibili
  - mappe di bit
  - liste con puntatori
  - ...

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Allocazione Dinamica - Mappa di bit

- Mappa di bit
  - la memoria viene suddivisa in unità di allocazione
  - ad ogni unità di allocazione corrisponde un bit in una bitmap
  - le unità libere sono associate ad un bit di valore 0, le unità occupate sono associate ad un bit di valore 1



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

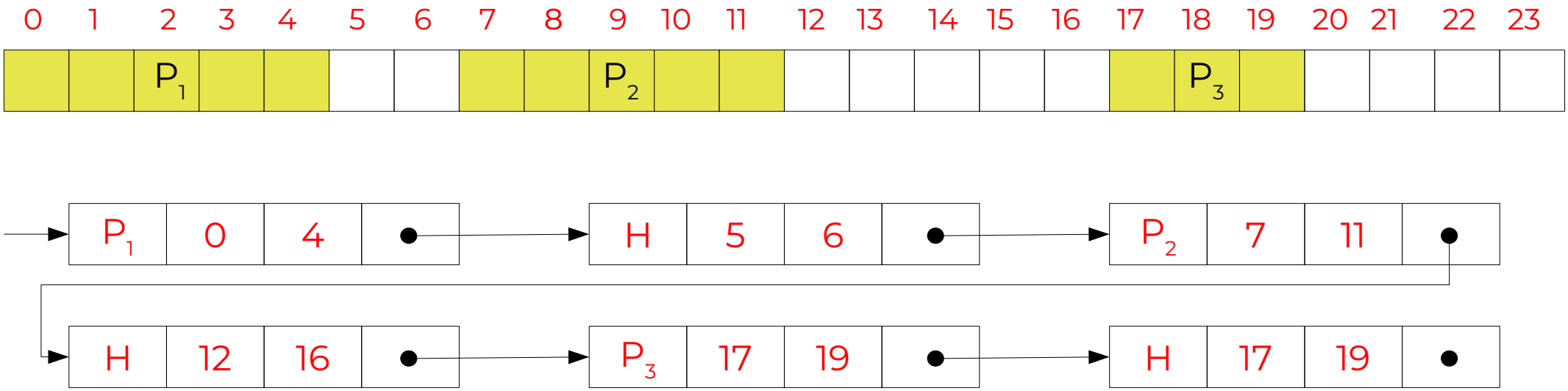
Allocazione Dinamica - Mappa di bit

- Note
  - la dimensione dell'unità di allocazione è un parametro importante dell'algoritmo
  - trade-off fra dimensione della bitmap e frammentazione interna
- Vantaggi
  - la struttura dati ha una dimensione fissa e calcolabile a priori
- Svantaggi
  - per individuare uno spazio di memoria di dimensione **k** unità, è necessario cercare una sequenza di **k** bit 0 consecutivi
  - in generale, tale operazione è **O(m)**, dove **m** rappresenta il numero di unità di allocazione

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Allocazione dinamica - Lista con puntatori

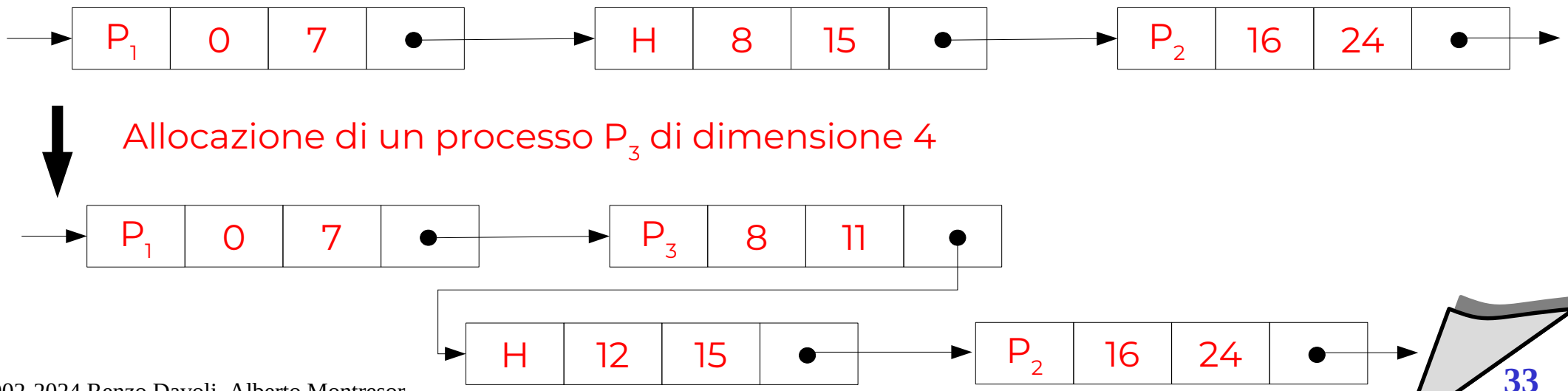
- Liste di puntatori
  - si mantiene una lista dei blocchi allocati e liberi di memoria
  - ogni elemento della lista specifica
    - se si tratta di un processo (P) o di un blocco libero (hole, H)
    - la dimensione (inizio/fine) del segmento



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Allocazione dinamica - Lista con puntatori

- Allocazione di memoria
  - un blocco libero viene selezionato (vedi slide successive)
  - viene suddiviso in due parti:
    - un blocco processo della dimensione desiderata
    - un blocco libero con quanto rimane del blocco iniziale
  - se la dimensione del processo è uguale a quella del blocco scelto, si crea solo un nuovo blocco processo

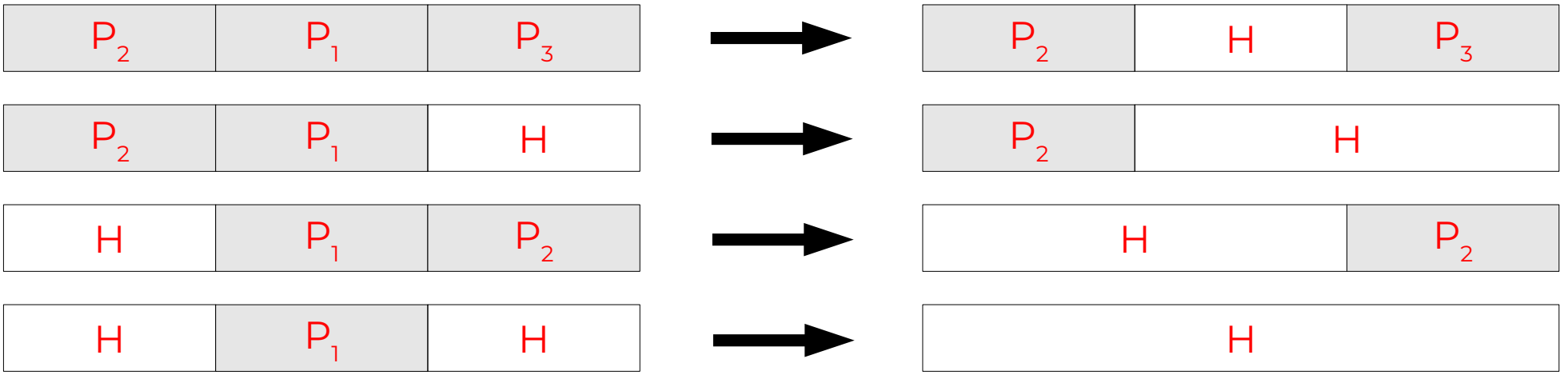


© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Allocazione dinamica - Lista puntatori

- Deallocazione memoria
  - a seconda dei blocchi vicini, lo spazio liberato può creare un nuovo blocco libero, oppure essere accorpato ai blocchi vicini
  - l'operazione può essere fatta in tempo O(1)

Rimozione P_1, quattro casi possibili:



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Allocazione dinamica - Selezione blocco libero

- L'operazione di selezione di un blocco libero è concettualmente indipendente dalla struttura dati
- **First Fit**
  - scorre la lista dei blocchi liberi fino a quando non trova il primo segmento vuoto grande abbastanza da contenere il processo
- **Next Fit**
  - come First Fit, ma invece di ripartire sempre dall'inizio, parte dal punto dove si era fermato all'ultima allocazione
- **Commenti**
  - Next Fit è stato progettato per evitare di frammentare continuamente l'inizio della memoria
  - ma sorprendentemente, ha performance peggiori di First Fit

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Allocazione dinamica - Selezione blocco libero

- **Best Fit**
  - seleziona il più piccolo fra i blocchi liberi presenti in memoria
- **Commenti**
  - più lento di First Fit, in quanto richiede di esaminare tutti i blocchi liberi presenti in memoria
  - genera più frammentazione di First Fit, in quanto tende a riempire la memoria di blocchi liberi troppo piccoli
- **Worst fit**
  - seleziona il più grande fra i blocchi liberi presenti in memoria
- **Commenti**
  - proposto per evitare i problemi di frammentazione di First/Best Fit
  - rende difficile l'allocazione di processi di grosse dimensioni

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Allocazione dinamica - Strutture dati (ancora)

- Trade-off tra costi di allocazione e deallocazione
  - nella struttura proposta in precedenza, il costo della deallocazione è O(1)
  - è possibile ottimizzare il costo di allocazione
    - mantenendo una lista di blocchi liberi separata
    - eventualmente, ordinando tale lista per dimensione
- Dove mantenere queste informazioni
  - per i blocchi occupati
    - ad esempio, nella tabella dei processi
  - per i blocchi liberi
    - nei blocchi stessi!
  - è richiesta un unità minima di allocazione

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Paginazione

- Problema
  - i meccanismi visti (partizioni fisse, partizioni dinamiche) non sono efficienti nell'uso della memoria
    - frammentazione interna
    - frammentazione esterna
- Paginazione
  - è l'approccio contemporaneo
    - riduce il fenomeno di frammentazione interna
    - minimizza (elimina) il fenomeno della frammentazione esterna
  - attenzione però: necessita di hardware adeguato

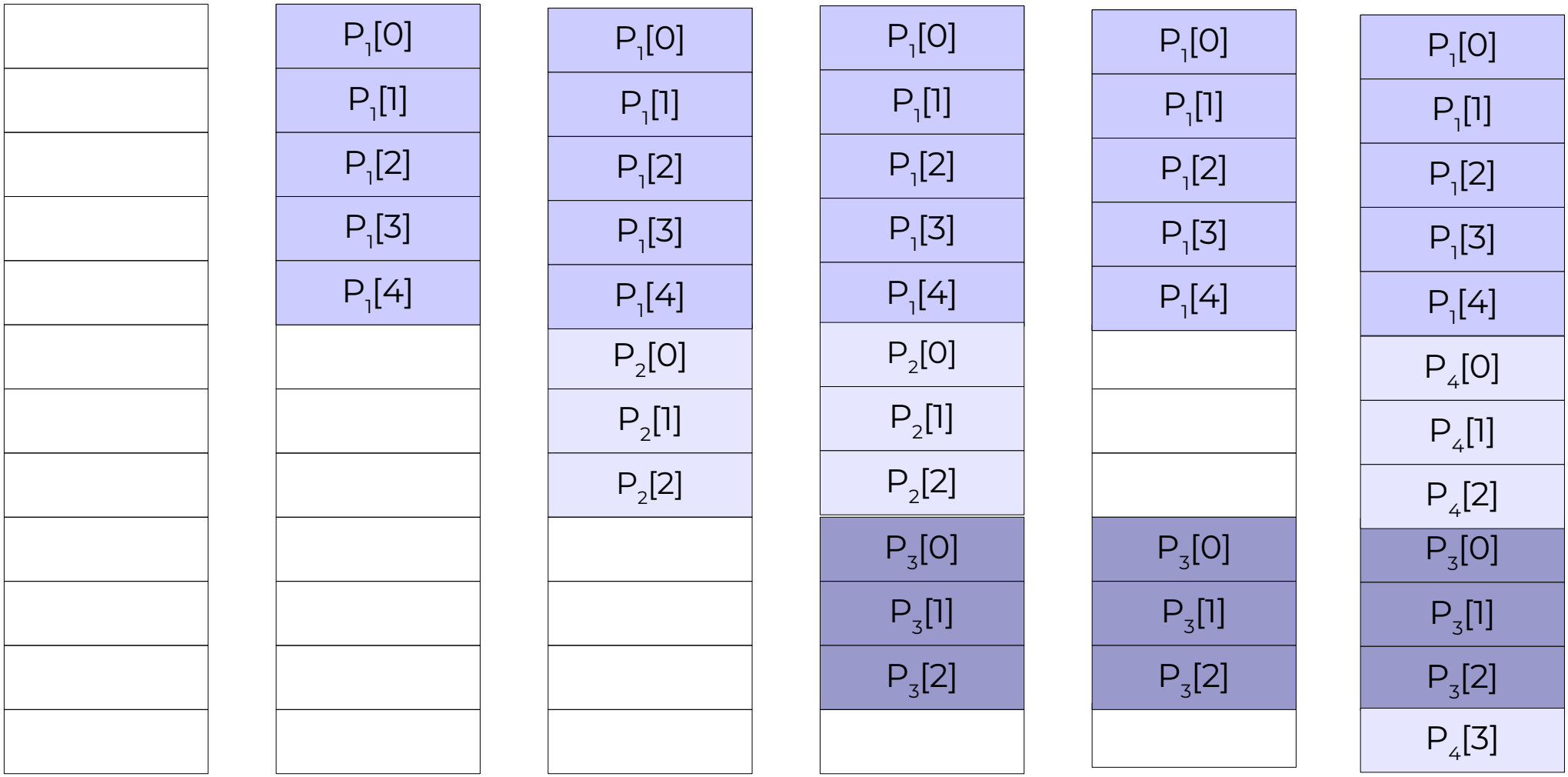
© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Paginazione

- Lo spazio di indirizzamento logico di un processo
  - viene suddiviso in un insieme di blocchi di dimensione fissa chiamati *pagine*
- La memoria fisica
  - viene suddivisa in un insieme di blocchi della stessa dimensione delle pagine, chiamati *frame*
- Quando un processo viene allocato in memoria:
  - vengono reperiti ovunque in memoria un numero sufficiente di frame per contenere le pagine del processo

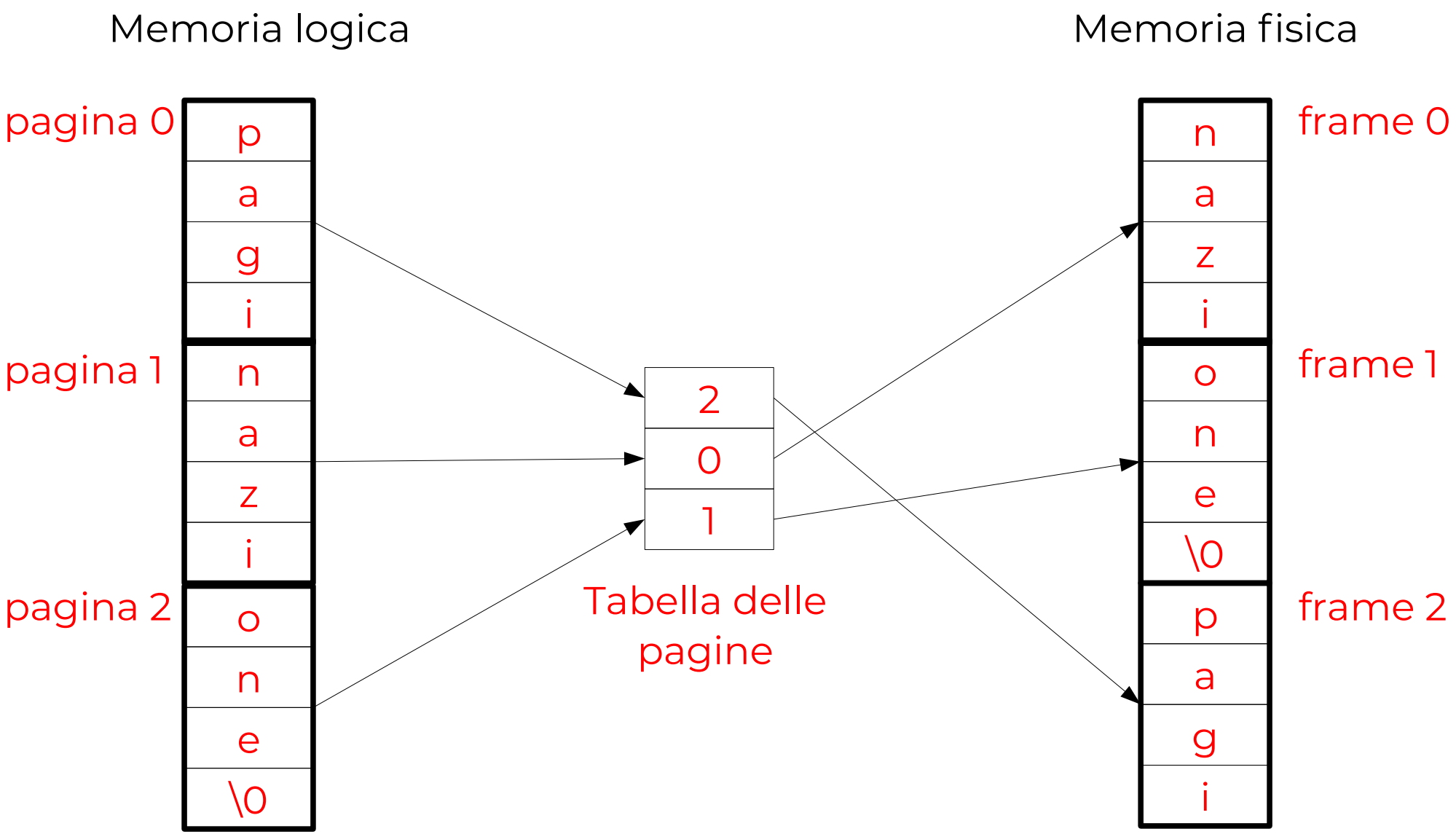
© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Paginazione - Esempio



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Paginazione - Esempio



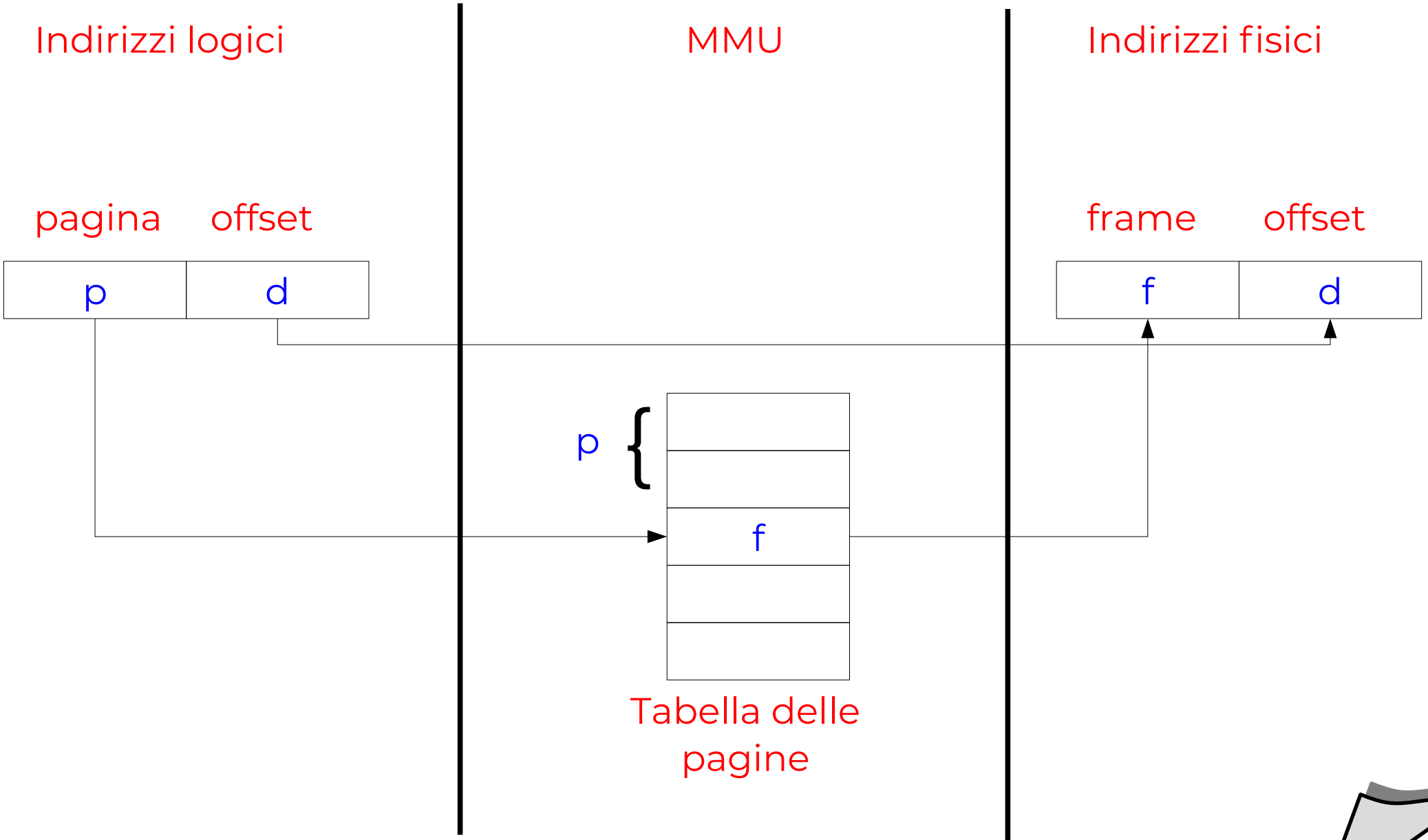
© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Dimensione delle pagine

- Come scegliere la dimensione delle pagine?
  - la dimensione delle pagine deve essere una potenza di due, per semplificare la trasformazione da indirizzi logici a indirizzi fisici
  - la scelta della dimensione deriva da un trade-off
    - con pagine troppo piccole, la tabella delle pagine cresce di dimensioni
    - con pagine troppo grandi, lo spazio di memoria perso per frammentazione interna può essere considerevole
  - valori tipici: 1KB, 2KB, 4KB

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Supporto hardware (MMU) per paginazione



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Implementazione della page table

- Dove mettere la tabella delle pagine?
- Soluzione 1: registri dedicati
  - la tabella può essere contenuta in un insieme di registri ad alta velocità all'interno del modulo MMU (o della CPU)
  - problema: troppo costoso
  - esempio:
    - pagine di 4K, processore a 32 bit
    - numero di pagine nella page table: 1M (1.048.576)
- Soluzione 2: totalmente in memoria
  - problema: il numero di accessi in memoria verrebbe raddoppiato; ad ogni riferimento, bisognerebbe prima accedere alla tabella delle pagine, poi al dato

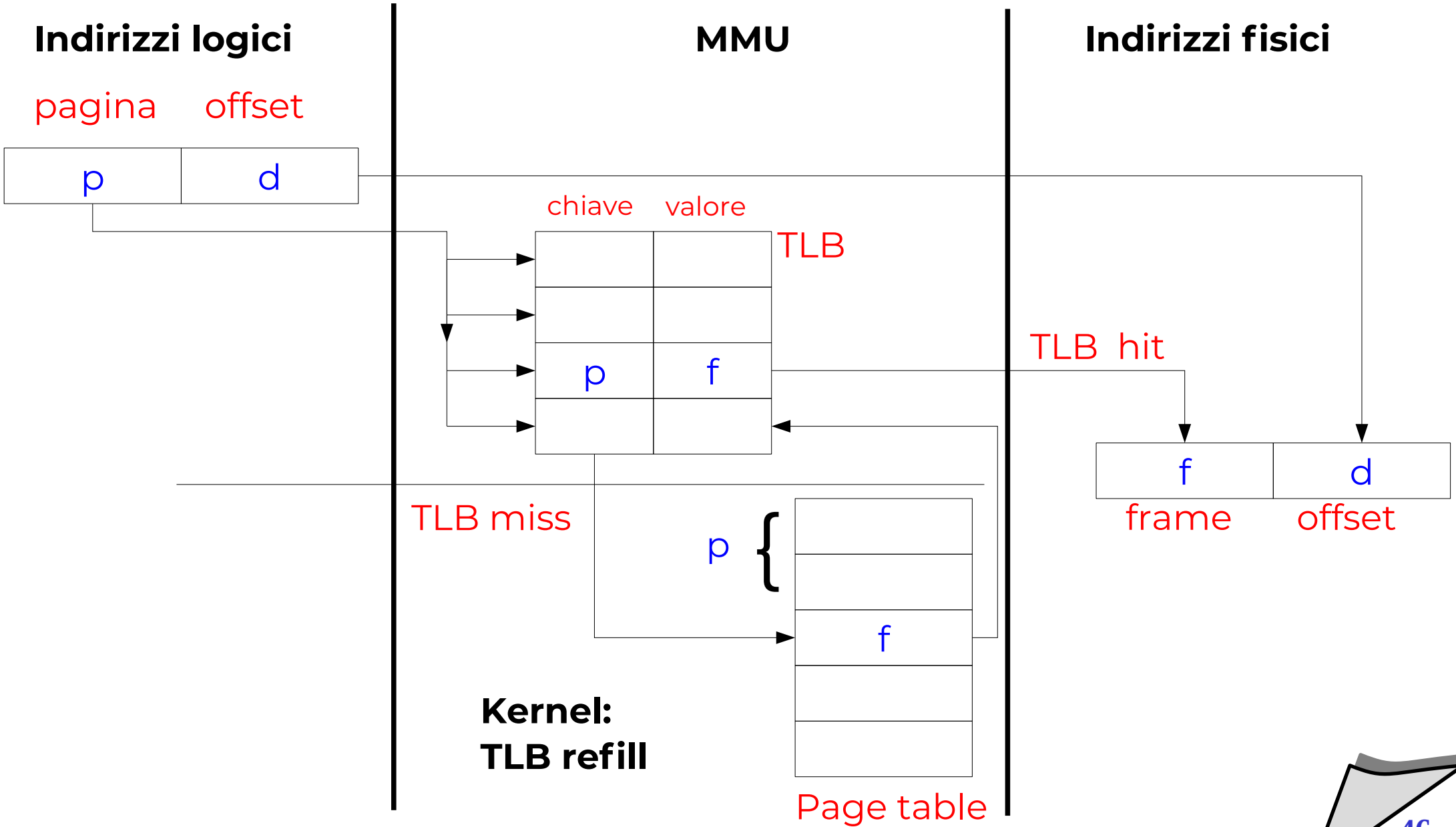
© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Translation lookaside buffer (TLB)

- Descrizione
  - un TLB è costituito da un insieme di registri associativi ad alta velocità
  - ogni registro è suddiviso in due parti, una chiave e un valore
  - operazione di lookup
    - viene richiesta la ricerca di una chiave
    - la chiave viene confrontata simultaneamente con tutte le chiavi presenti nel buffer
    - se la chiave è presente (TLB hit), si ritorna il valore corrispondente
    - se la chiave non è presente (TLB miss), si utilizza la tabella in memoria

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Translation lookaside buffer (TLB)



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Translation lookaside buffer (TLB)

- Note
  - la TLB agisce come memoria cache per le tabelle delle pagine
  - il meccanismo della TLB (come tutti i meccanismi di caching) si basa sul principio di località
  - l'hardware per la TLB è costoso
  - dimensioni dell'ordine 8-2048 registri

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Segmentazione

- In un sistema con segmentazione
  - la memoria associata ad un processo è suddivisa in aree differenti dal punto di vista funzionale
- Esempio
  - aree text:
    - contengono il codice eseguibile
    - sono normalmente in sola lettura (solo i virus cambiano il codice)
    - possono essere condivise tra più processi (codice reentrant)
  - aree dati
    - possono essere condivise oppure no
  - area stack
    - read/write, non può assolutamente essere condivisa

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Segmentazione

- In un sistema basato su segmentazione
  - uno spazio di indirizzamento logico è dato da un insieme di segmenti
  - un segmento è un'area di memoria (logicamente continua) contenente elementi tra loro affini
  - ogni segmento è caratterizzato da un *nome* (normalmente un indice) e da una *lunghezza*
  - ogni riferimento di memoria è dato da una coppia *<nome segmento, offset>*
- Spetta al programmatore o al compilatore la suddivisione di un programma in segmenti

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

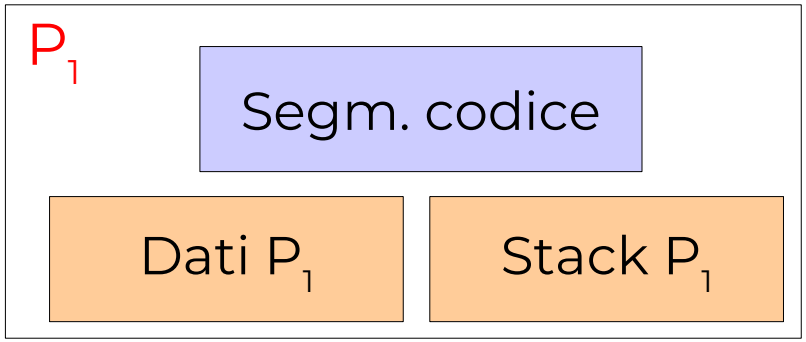
Segmentazione vs Paginazione

- Paginazione
  - la divisione in pagine è automatica.
  - le pagine hanno dimensione fissa
  - le pagine possono contenere informazioni disomogenee (ad es. sia codice sia dati)
  - una pagina ha un indirizzo
  - dimensione tipica della pagina: 1-4 KB
- Segmentazione
  - la divisione in segmenti spetta al programmatore.
  - i segmenti hanno dimensione variabile
  - un segmento contiene informazioni omogenee per tipo di accesso e permessi di condivisione
  - un segmento ha un nome.
  - dimensione tipica di un segmento: 64KB – molti MB

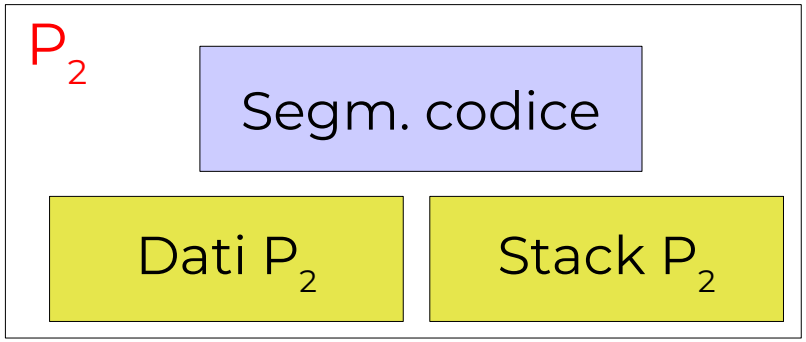
© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Segmentazione e condivisione

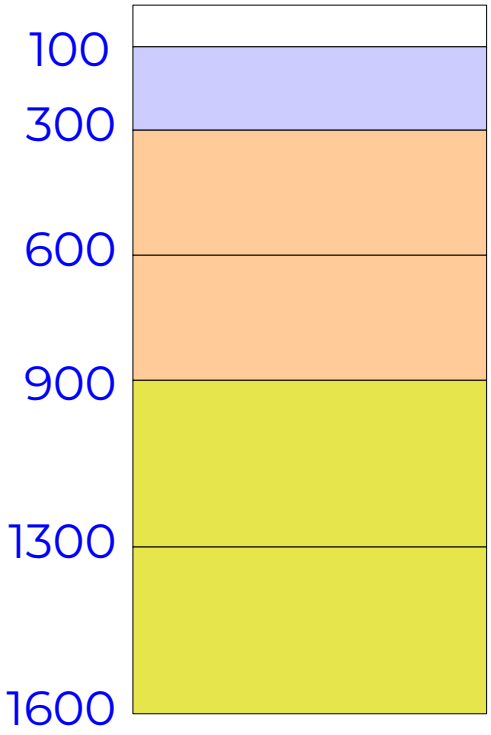
- La segmentazione consente la condivisione di codice e dati
- Esempio: editor condiviso



Code	100	200
Data	300	300
Stack	600	300



Code	100	200
Data	900	400
Stack	1300	400



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Segmentazione e frammentazione

- Problema
  - allocare segmenti di dimensione variabile è del tutto equivalente al problema di allocare in modo contiguo la memoria dei processi
  - è possibile utilizzare
    - tecniche di allocazione dinamica (e.g., First Fit)
    - compattazione
- ma così torniamo ai problemi precedenti!

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Segmentazione e paginazione

- Segmentazione + paginazione
  - è possibile utilizzare il metodo della paginazione combinato al metodo della segmentazione
  - ogni segmento viene suddiviso in pagine che vengono allocate in frame liberi della memoria (non necessariamente contigui)
- Requisiti hardware
  - la MMU deve avere sia il supporto per la segmentazione sia il supporto per la paginazione
- Benefici
  - sia quelli della segmentazione (condivisione, protezione)
  - sia quelli della paginazione (no frammentazione esterna)

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Memoria virtuale

- Definizione
  - è la tecnica che permette l'esecuzione di processi che non sono completamente in memoria
- Considerazioni
  - permette di eseguire in concorrenza processi che nel loro complesso (o anche singolarmente) hanno necessità di memoria maggiore di quella disponibile
  - la memoria virtuale può diminuire le prestazioni di un sistema se implementata (e usata) nel modo sbagliato

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Memoria virtuale

- Requisiti di un'architettura di Von Neumann
  - le istruzioni da eseguire e i dati su cui operano devono essere in memoria
- ma....
  - non è necessario che l'intero spazio di indirizzamento logico di un processo sia in memoria
  - i processi non utilizzano tutto il loro spazio di indirizzamento *contemporaneamente*
    - routine di gestione errore
    - strutture dati allocate con dimensioni massime ma utilizzate solo parzialmente
    - passi di avanzamento di un programma (e.g. compilatore a due fasi)

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Memoria virtuale

- Implementazione
  - ogni processo ha accesso ad uno *spazio di indirizzamento virtuale* che può essere più grande di quello fisico
  - gli indirizzi virtuali (logici)
    - possono essere mappati su indirizzi fisici della memoria principale
    - oppure, possono essere mappati su memoria secondaria
  - in caso di accesso ad indirizzi virtuali mappati in memoria secondaria:
    - i dati associati vengono trasferiti in memoria principale
    - se la memoria è piena, si sposta in memoria secondaria i dati contenuti in memoria principale che sono considerati meno utili

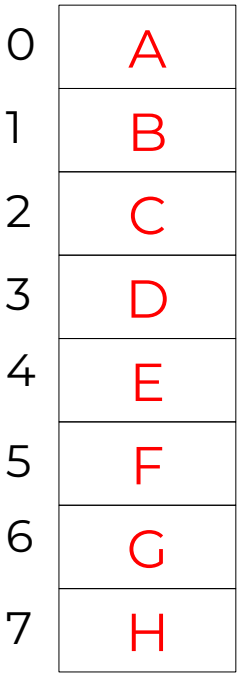
© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Memoria virtuale

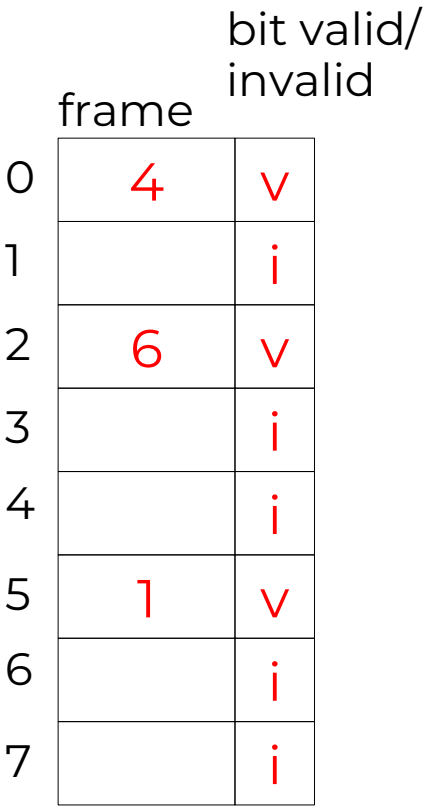
- Paginazione a richiesta (*demand paging*)
  - si utilizza la tecnica della paginazione, ammettendo però che alcune pagine possano essere in memoria secondaria
- Nella tabella delle pagine
  - si utilizza un bit (*v*, per valid) che indica se la pagina è presente in memoria centrale oppure no
- Quando un processo tenta di accedere ad un pagina non in memoria
  - il processore genera un trap (*page fault*) (o diventa un caso particolare del TLB refill)
  - un componente del s.o. (*pager*) si occupa di caricare la pagina mancante in memoria, e di aggiornare di conseguenza la tabella delle pagine

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

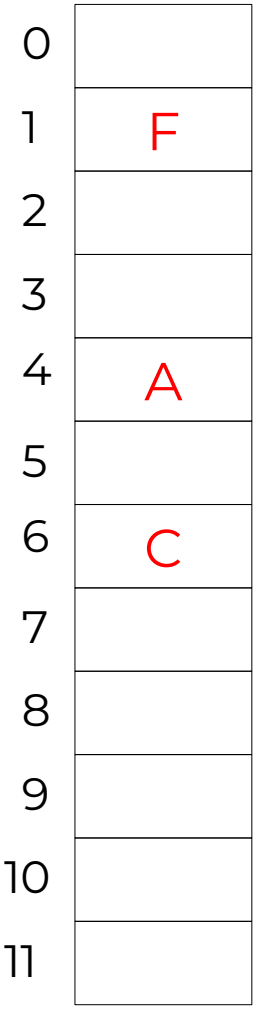
Memoria virtuale - Esempio



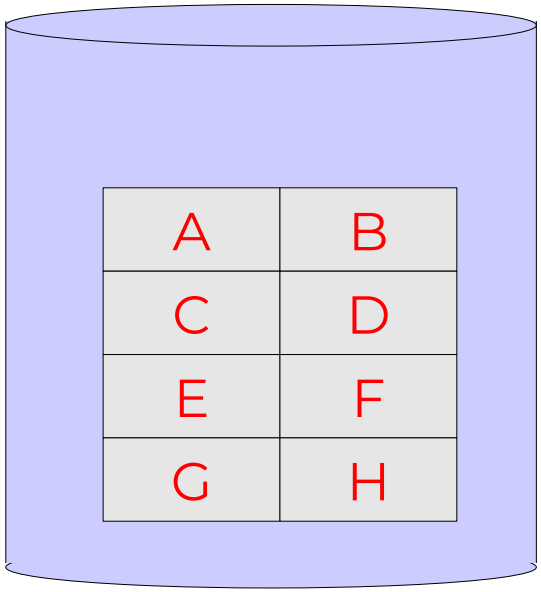
Memoria Logica



Page Table



Memoria principale



Memoria secondaria

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Pager/swapper

- Swap
  - con questo termine si intende l'azione di copiare l'intera area di memoria usata da un processo
    - dalla memoria secondaria alla memoria principale (*swap-in*)
    - dalla memoria principale alla memoria secondaria (*swap-out*)
  - era una tecnica utilizzata nel passato quando demand paging non esisteva
- Paginazione su richiesta
  - può essere vista come una tecnica di swap di tipo lazy (pigro)
  - viene caricato solo ciò che serve

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

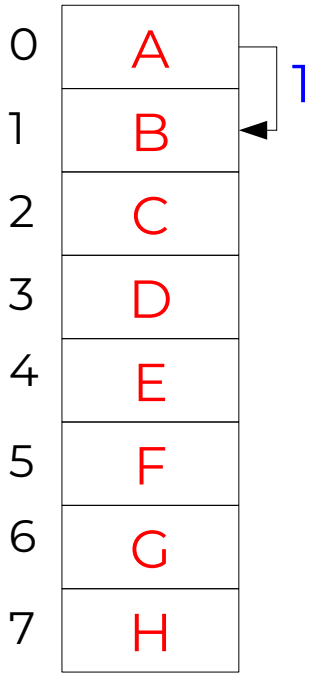
Pager/swapper

- Per questo motivo
  - alcuni sistemi operativi indicano il pager con il nome di *swapper*
  - è da considerarsi una terminologia obsoleta
- Nota
  - però utilizziamo il termine *swap area* per indicare l'area del disco utilizzata per ospitare le pagine in memoria secondaria

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Gestione dei page fault

- Supponiamo che il codice in pagina 0 faccia riferimento alla pagina 1

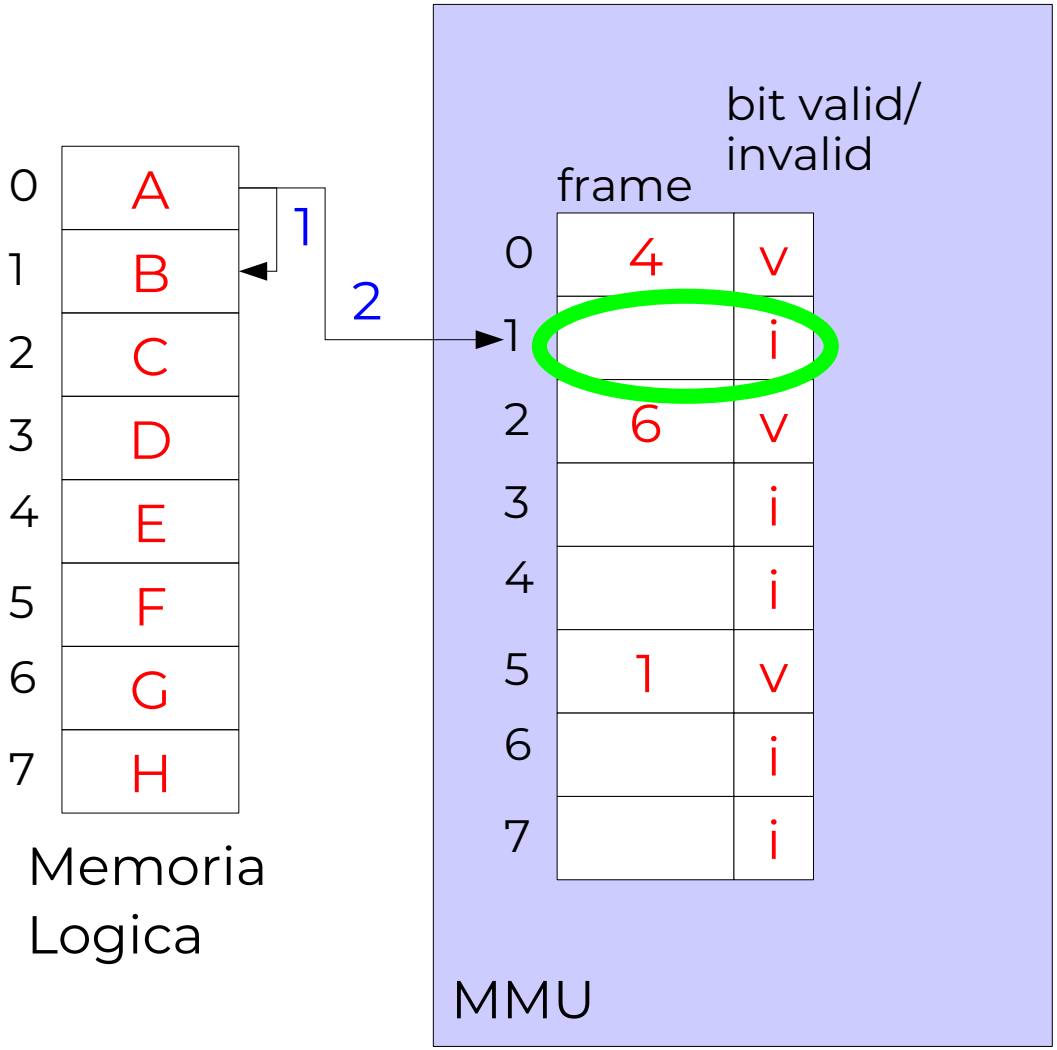


Memoria Logica

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Gestione dei page fault

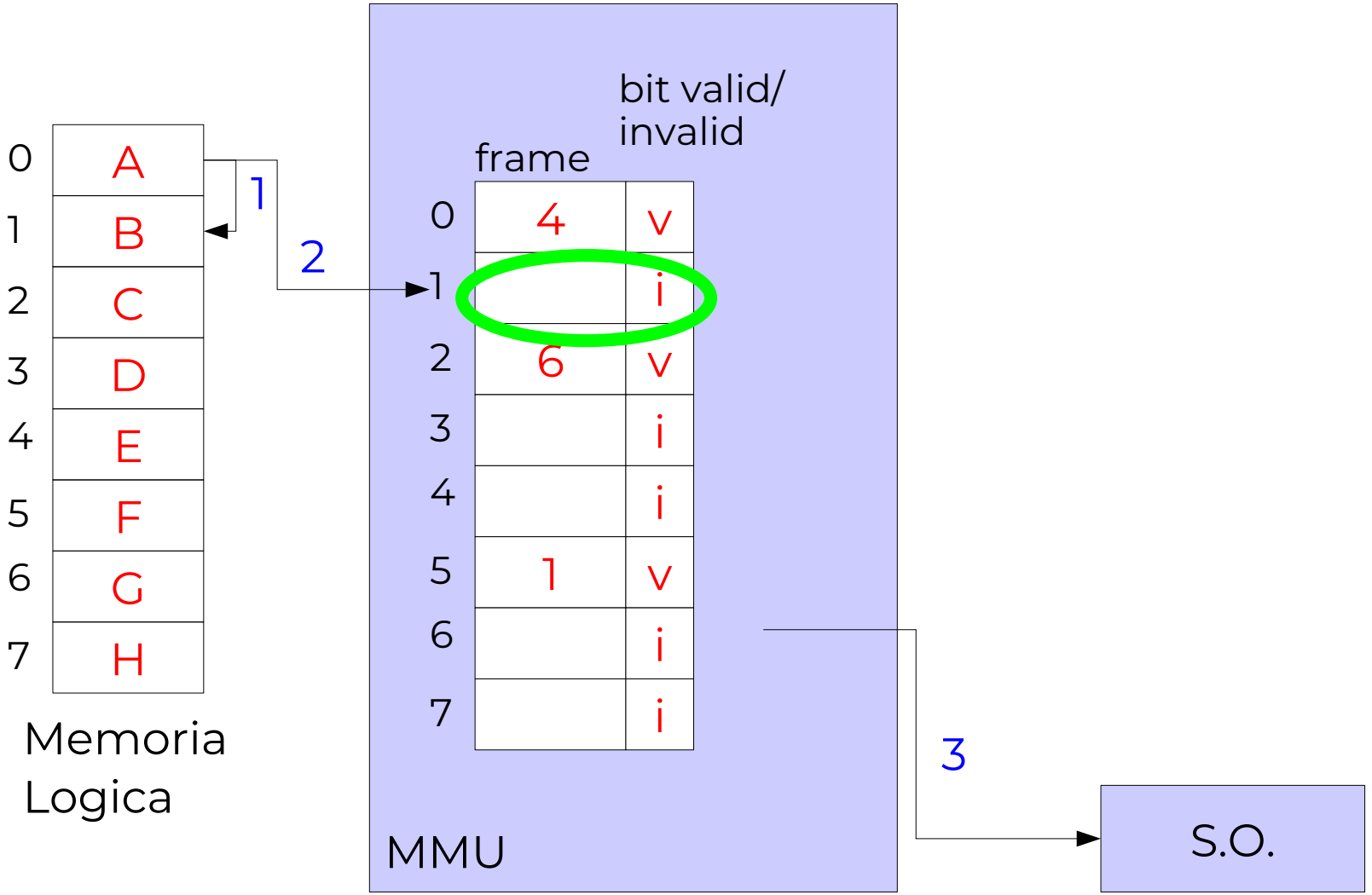
- La MMU scopre che la pagina 1 non è in memoria principale



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Gestione dei page fault

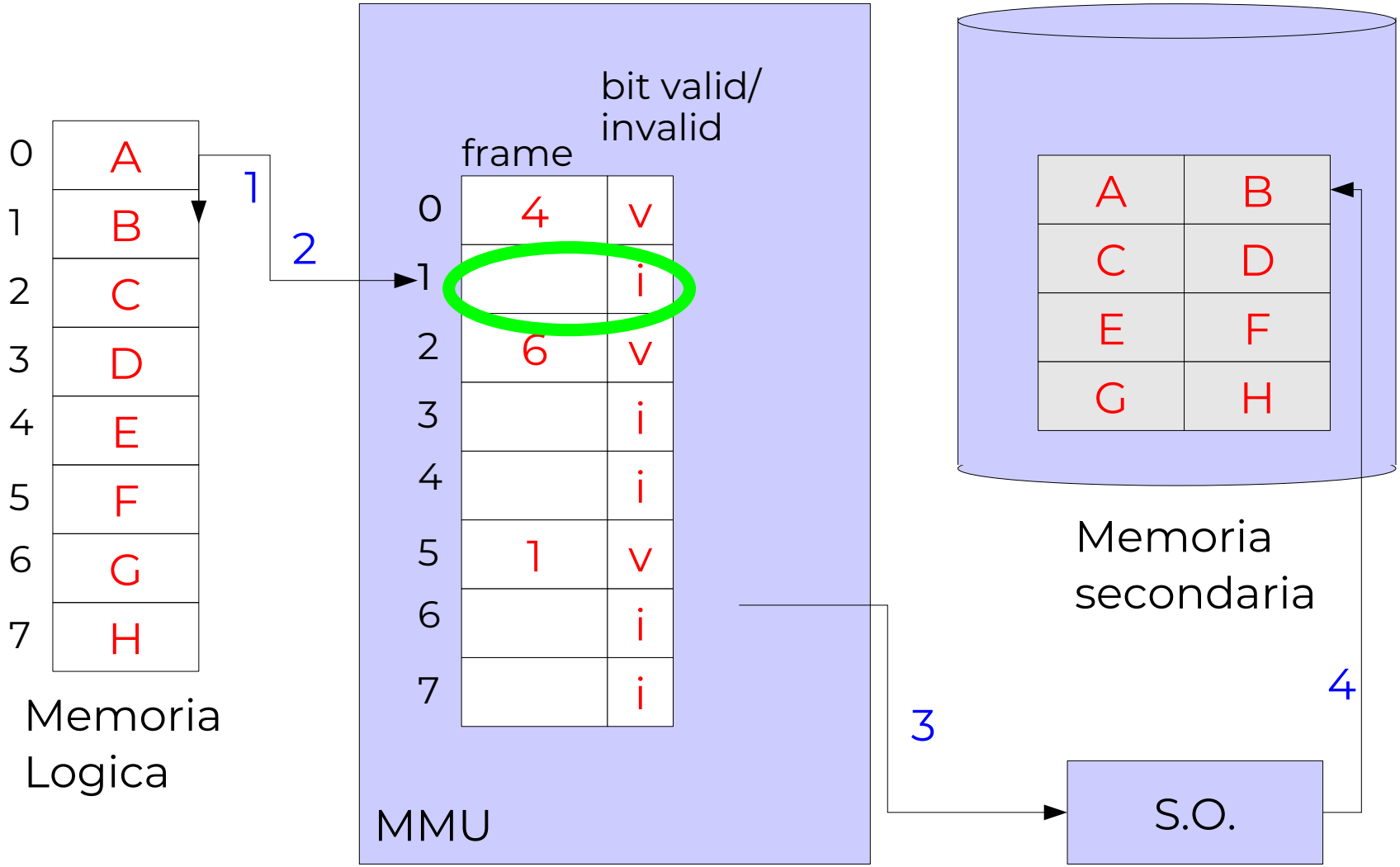
- Viene generato un trap "page fault", che viene catturato dal s.o.



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Gestione dei page fault

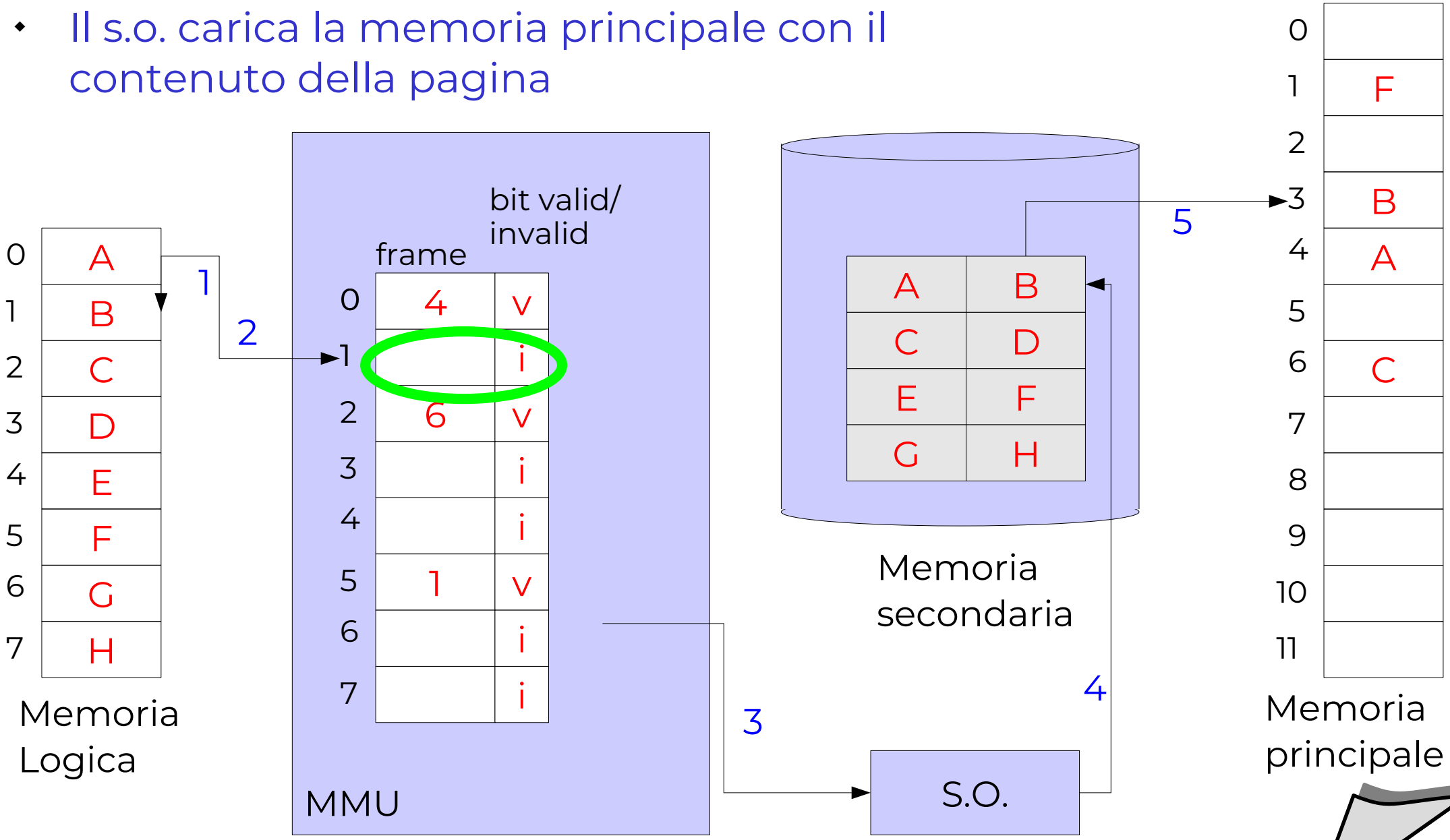
- Il s.o. cerca in memoria secondaria la pagina da caricare



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Gestione dei page fault

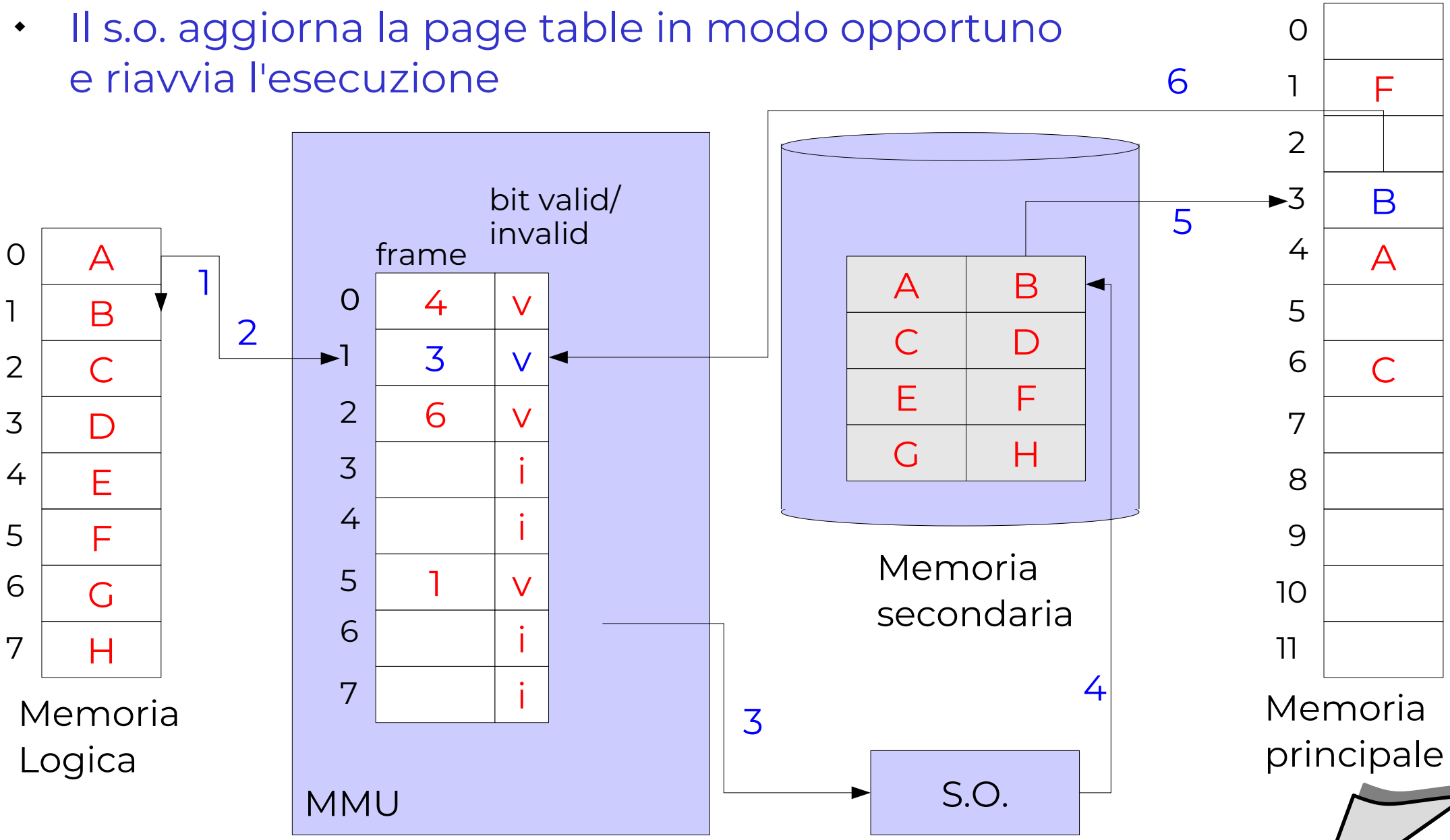
- Il s.o. carica la memoria principale con il contenuto della pagina



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Gestione dei page fault

- Il s.o. aggiorna la page table in modo opportuno e riavvia l'esecuzione



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Gestione dei page fault

- Cosa succede in mancanza di frame liberi?
  - occorre "liberarne" uno
  - la pagina vittima deve essere la meno "utile"
- Algoritmi di sostituzione o rimpiazzamento
  - la classe di algoritmi utilizzati per selezionare la pagina da sostituire

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Algoritmo del meccanismo di demand paging

- Individua la pagina in memoria secondaria
- Individua un frame libero
- Se non esiste un frame libero
  - richiama algoritmo di rimpiazzamento
  - aggiorna la tabella delle pagine (invalida pagina "vittima")
  - se la pagina "vittima" è stata variata, scrive la pagina sul disco
  - aggiorna la tabella dei frame (frame libero)
- Aggiorna la tabella dei frame (frame occupato)
- Leggi la pagina da disco (quella che ha provocato il fault)
- Aggiorna la tabella delle pagine (caricato il TLB)
- Riattiva il processo

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Algoritmi di rimpiazzamento

- Obiettivi
  - minimizzare il numero di page fault
- Valutazione
  - gli algoritmi vengono valutati esaminando come si comportano quando applicati ad una *stringa di riferimenti* in memoria
- Stringhe di riferimenti
  - possono essere generate esaminando il funzionamento di programmi reali o con un generatore di numeri random

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

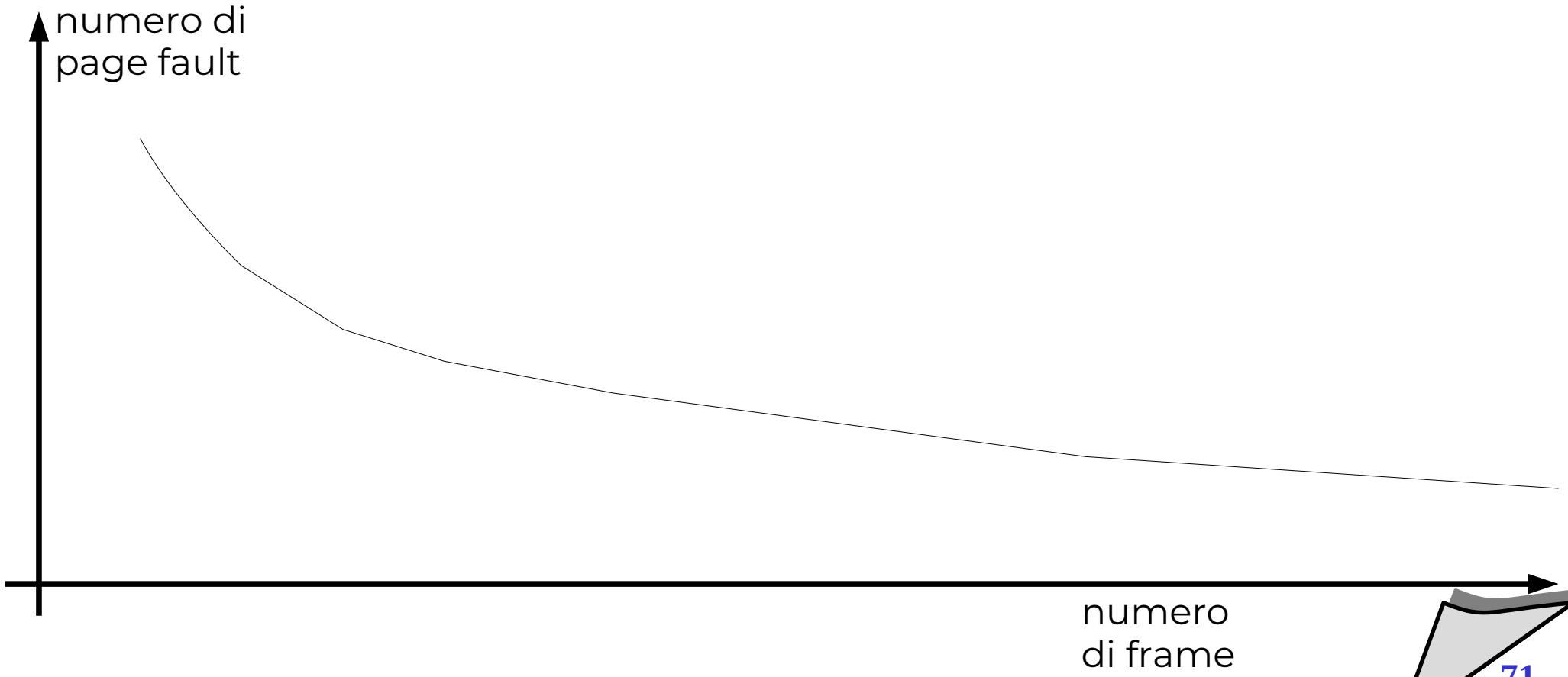
Algoritmi di rimpiazzamento

- Nota:
  - la stringa di riferimenti può essere limitata ai numeri di pagina, in quanto non siamo interessati agli offset
- Esempio
  - stringa di riferimento completa (in esadecimale):
    - 71,0a,13,25,0a,3f,0c,4f,21,30,00,31,21,1a,2b,03,1a,77,11
  - stringa di riferimento delle pagine
    (in esadecimale, con pagine di 16 byte)
    - 7,0,1,2,0,3,0,4,2,3,0,3,2,1,2,0,1,7,1

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Algoritmi di rimpiazzamento

- Andamento dei page fault in funzione del numero di frame
  - ci si aspetta un grafo monotono decrescente...
  - ma non sempre è così



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

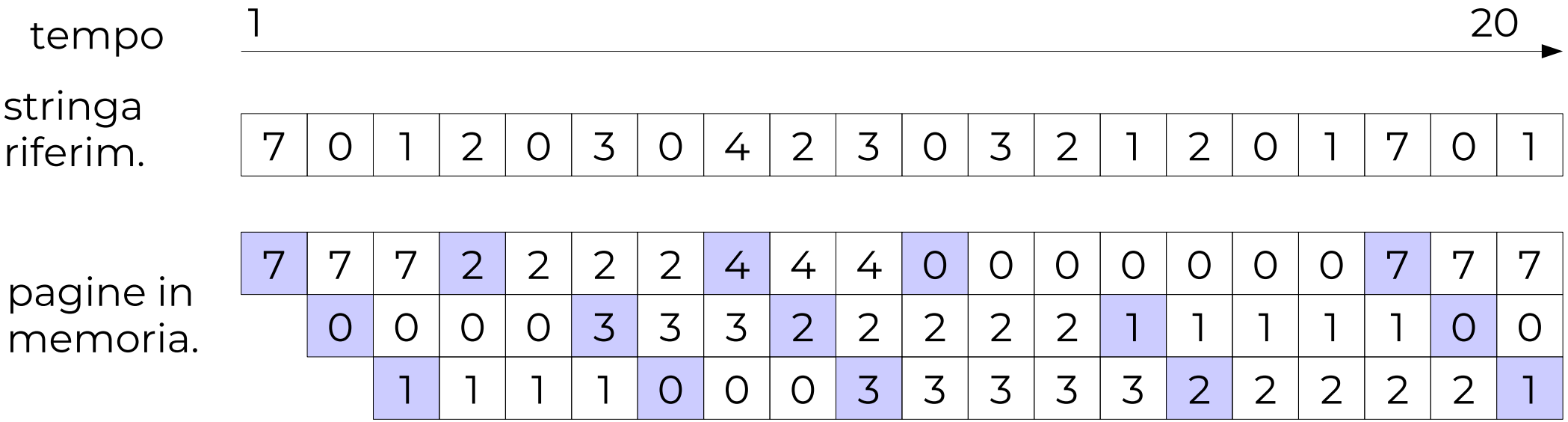
Algoritmo FIFO

- Descrizione
  - quando c'è necessità di liberare un frame viene individuato come "vittima" il frame che per primo fu caricato in memoria
- Vantaggi
  - semplice, non richiede particolari supporti hardware
- Svantaggi
  - vengono talvolta scaricate pagine che sono sempre utilizzate

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Algoritmo FIFO - Esempio 1

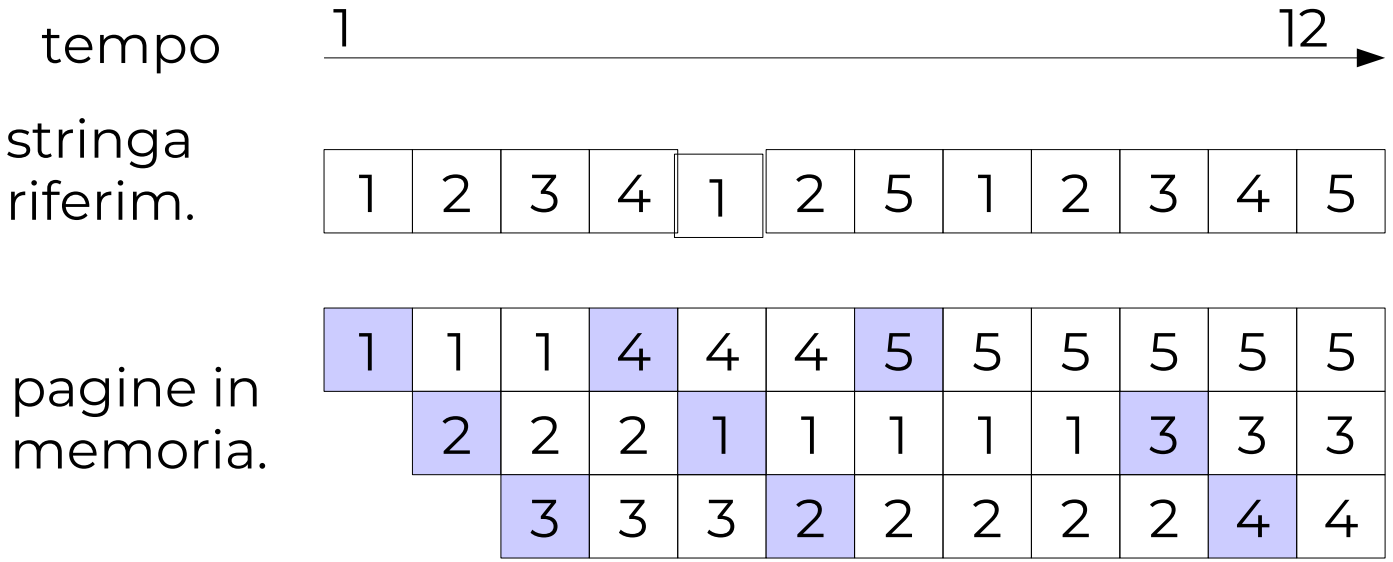
- Caratteristiche
  - numero di frame in memoria: 3
  - numero di page fault: 15 (su 20 accessi in memoria)



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Algoritmo FIFO - Esempio 2

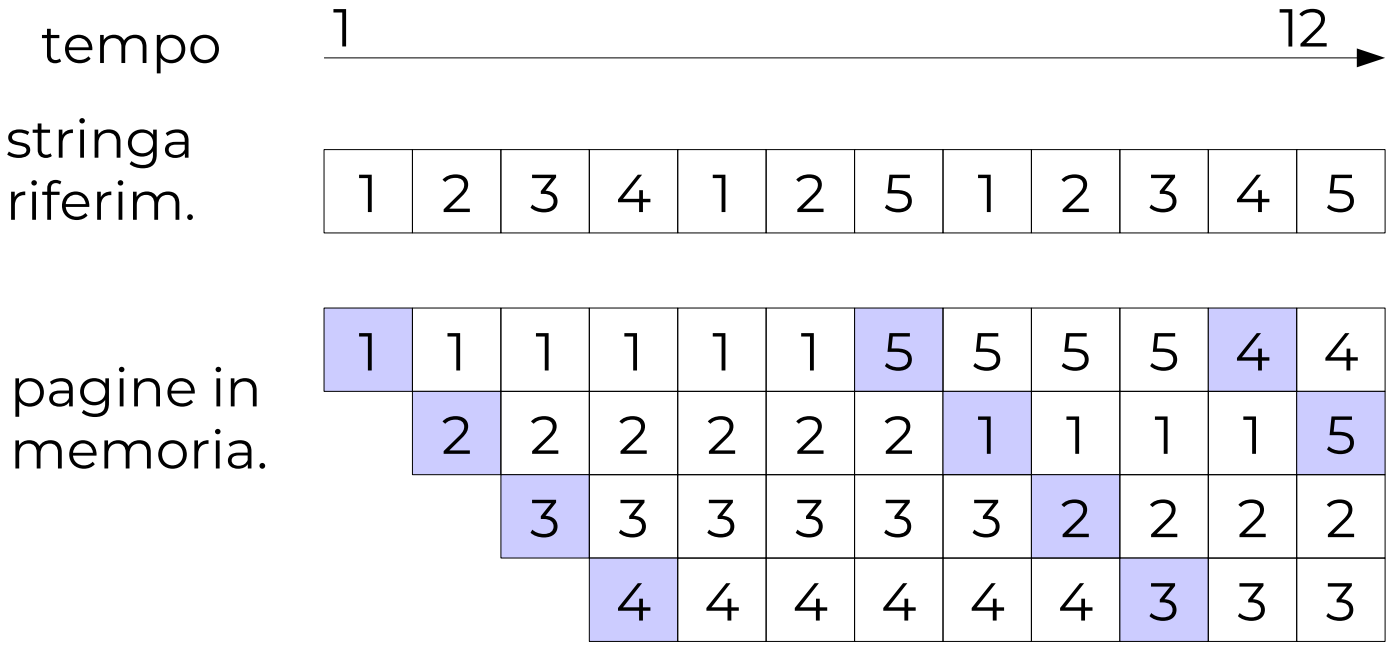
- Caratteristiche
  - numero di frame in memoria: 3
  - numero di page fault: 9 (su 12 accessi in memoria)



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Algoritmo FIFO - Esempio 3

- Caratteristiche
  - numero di frame in memoria: 4
  - numero di page fault: 10! (su 12 accessi in memoria)
  - il numero di page fault è aumentato!



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Anomalia di Belady

- In alcuni algoritmi di rimpiazzamento:
  - non è detto che aumentando il numero di frame il numero di page fault diminuisca (e.g., FIFO)
- Questo fenomeno indesiderato si chiama Anomalia di Belady

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

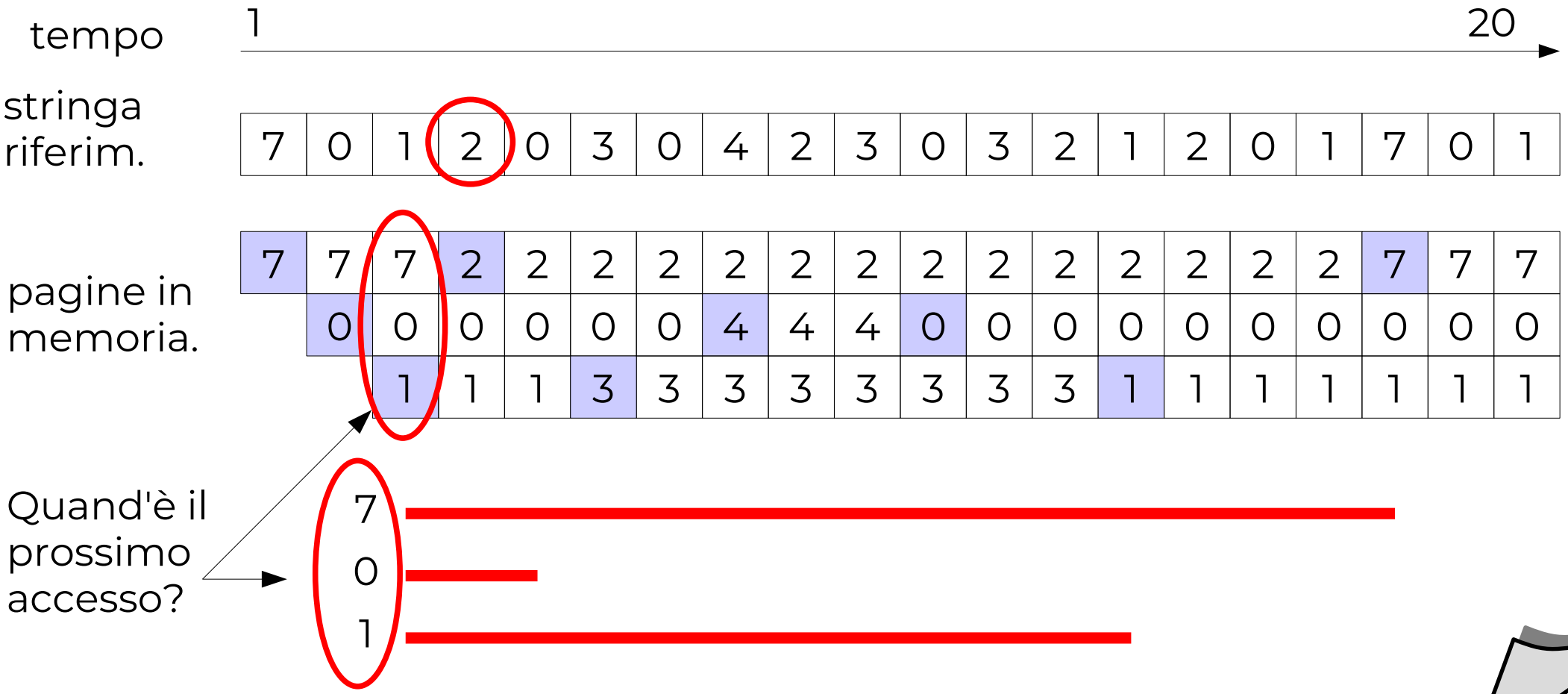
Algoritmo MIN - Ottimale

- Descrizione
  - seleziona come pagina vittima una pagina che non sarà più acceduta o la pagina che verrà acceduta nel futuro più lontano
- Considerazioni
  - è ottimale perché fornisce il minimo numero di page fault
  - è un algoritmo teorico perché richiederebbe la conoscenza a priori della stringa dei riferimenti futuri del programma
  - viene utilizzato a posteriori come paragone per verificare le performance degli algoritmi di rimpiazzamento reali

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Algoritmo MIN - Esempio

- Caratteristiche
  - numero di frame in memoria: 3
  - numero di page fault: 9 (su 20 accessi in memoria)



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

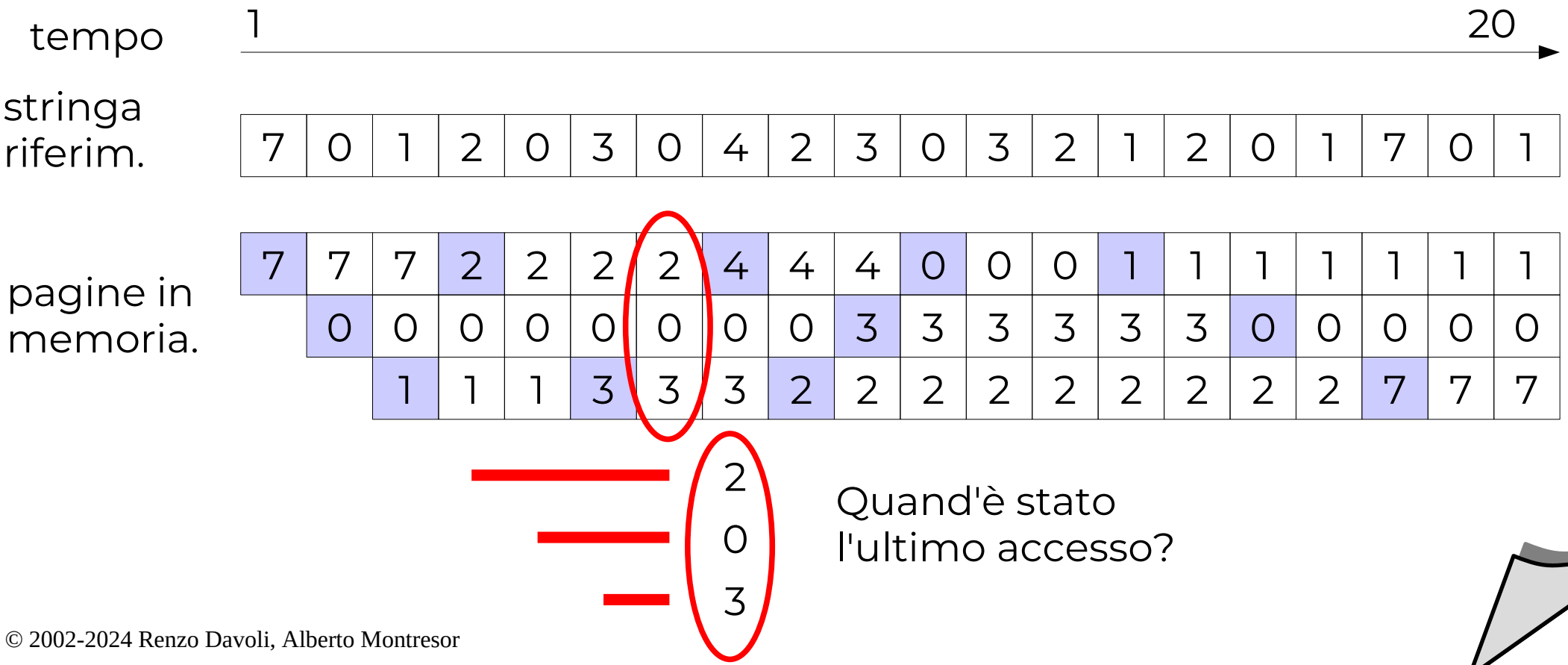
Algoritmo LRU (Least Recently Used)

- Descrizione
  - seleziona come pagina vittima la pagina che è stata usata meno recentemente nel passato
- Considerazioni
  - è basato sul presupposto che la distanza tra due riferimenti successivi alla stessa pagina non vari eccessivamente
  - stima la distanza nel futuro utilizzando la distanza nel passato

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Algoritmo LRU - Esempio

- Caratteristiche
  - numero di frame in memoria: 3
  - numero di page fault: 12 (su 20 accessi in memoria)



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Algoritmo LRU - Implementazione

- E' necessario uno specifico supporto hardware
- La MMU
  - deve registrare nella tabella delle pagine un time-stamp quando accede ad una pagina
  - il time-stamp può essere implementato come un contatore che viene incrementato ad ogni accesso in memoria
- Nota
  - bisogna gestire l'overflow dei contatori (wraparound)
  - i contatori devono essere memorizzati in memoria e questo richiede accessi addizionali alla memoria
  - la tabella deve essere scandita totalmente per trovare la pagina LRU

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Algoritmo LRU - Implementazione

- **Implementazione basata su stack**
  - si mantiene uno stack di pagine
  - tutte le volte che una pagina viene acceduta, viene rimossa dallo stack (se presente) e posta in cima allo stack stesso
  - in questo modo:
    - in cima si trova la pagina utilizzata più di recente
    - in fondo si trova la pagina utilizzata meno di recente
- **Nota**
  - l'aggiornamento di uno stack organizzato come double-linked list richiede l'aggiornamento di 6 puntatori
  - la pagina LRU viene individuata con un accesso alla memoria
  - esistono implementazioni hardware di questo meccanismo

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Algoritmi a stack

- Definizione
  - Data una stringa di riferimenti s
  - si indichi con $\mathbf{S_t(s,A,m)}$ l'insieme delle pagine mantenute in memoria centrale al tempo **t** dell'algoritmo **A**, data una memoria di **m** frame relativamente alla stringa s
  - un algoritmo di rimpiazzamento viene detto "*a stack*" (*stack algorithm*) se per ogni istante t e per ogni stringa s si ha:

$$\mathbf{S_t(s, A,m) \subseteq S_t(s, A,m+1)}$$

- In altre parole
  - se l'insieme delle pagine in memoria con **m** frame è sempre un sottoinsieme delle pagine in memoria con **m+1** frame
  - Per ogni stringa per ogni tempo per ogni ampiezza di memoria

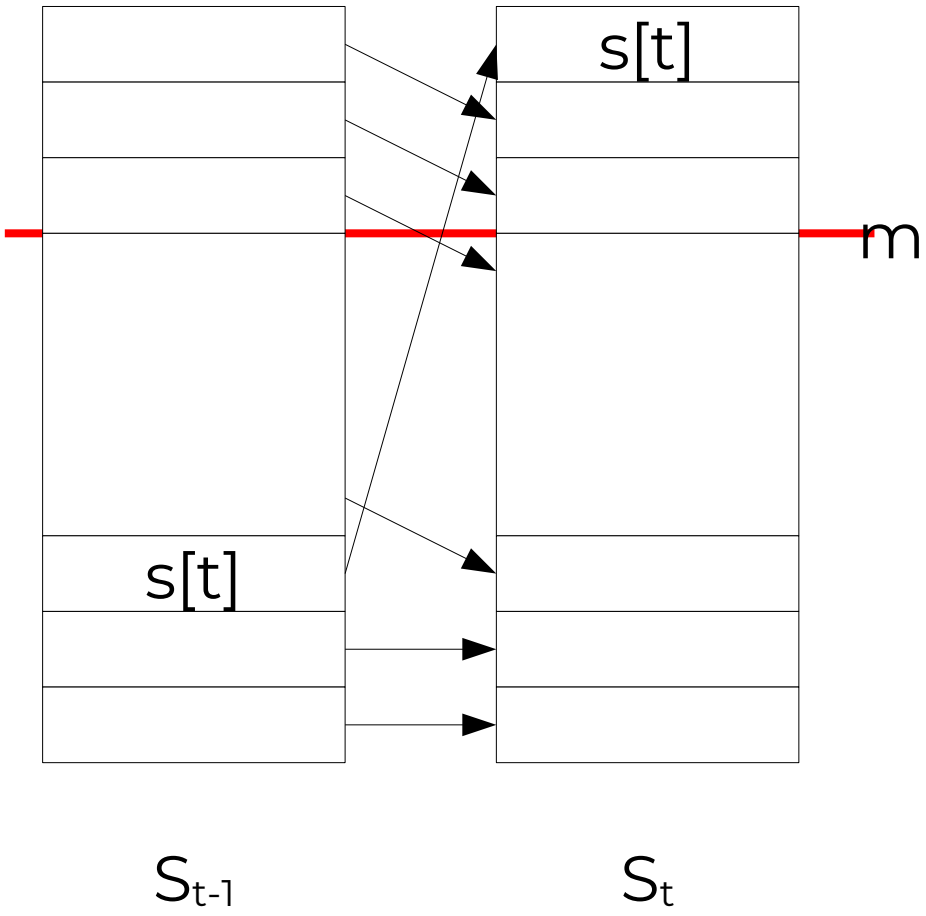
© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Algoritmi a stack

- Teorema: un algoritmo a stack non genera casi di Anomalia di Belady
  - Dato l'algoritmo consideriamo una stringa di riferimenti s una ampiezza di memoria m, un istante di tempo t
  - $\mathbf{S_t(s, A,m) \subseteq S_t(s, A,m+1)}$
  - $\mathbf{S_t(s, A,m+1)}$ contiene un elemento in più rispetto a $\mathbf{S_t(s, A,m)}$
  - Il riferimento in **s** per l'istante **t+1** può
    - Appartenere a $\mathbf{S_t(s, A,m)}$, quindi non c'è page fault né se la memoria ha **m** frame né se ne ha **m+1**
    - È l'unico elemento di $\mathbf{S_t(s, A,m+1)}$ che non appartiene a $\mathbf{S_t(s, A,m)}$, in questo caso con **m** frame c'è page fault con **m+1** no.
    - Non appartiene a $\mathbf{S_t(s, A,m+1)}$: non c'é page fault in nessuno dei due casi
  - In nessun caso con **m+1** frame ci può essere un page fault in più.

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

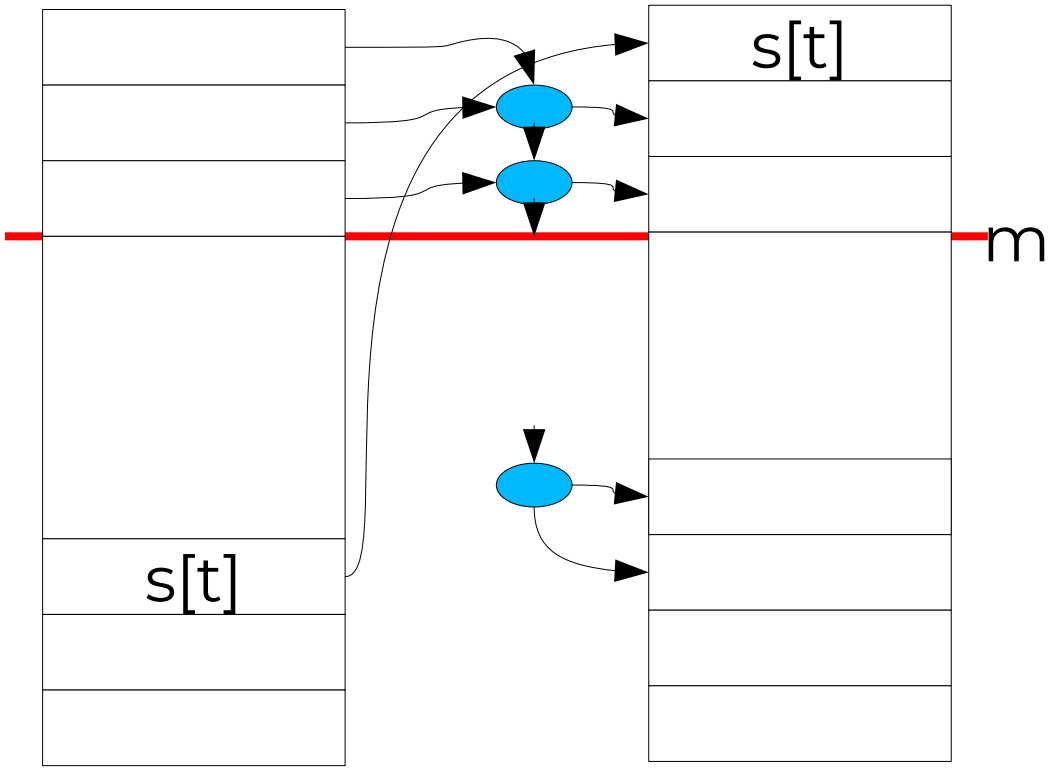
Algoritmi a Stack: Teorema: l'algoritmo di LRU è a stack



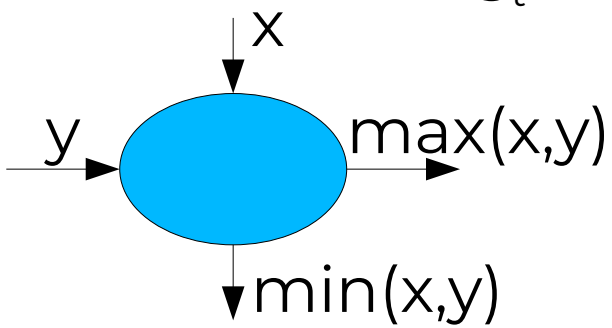
- LRU Stack:
  - Ogni riferimento della stringa dei riferimenti sposta la pagina acceduta in cima allo stack, facendo scorrere le successive come indicato nella figura a lato.
  - L'algoritmo LRU tiene in memoria le m pagine in cima allo stack
  - L'algoritmo è a stack: l'insieme delle m pagine in cima allo stack è un sotto insieme delle m+1 pagine in cima allo stack.

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Stack degli algortimi di rimpiazzamento: caso generale



S_{t-1} S_t



- Ogni riferimento della stringa dei riferimenti sposta la pagina acceduta in cima allo stack.
- Le pagine *scorrono* a seconda della loro *importanza*.
- L'algoritmo tiene in memoria le m pagine in cima allo stack
- La relazione d'ordine deve dipendere solo dalla stringa di riferimenti e da t

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Algoritmo LRU - Implementazione

- In entrambi i casi (contatori, stack), mantenere le informazione per LRU è troppo costoso
- In realtà
  - poche MMU forniscono il supporto hardware per l'algoritmo LRU
  - alcuni sistemi non forniscono alcun tipo di supporto, e in tal caso l'algoritmo FIFO deve essere utilizzato
- Reference bit
  - alcuni sistemi forniscono supporto sotto forma di reference bit
  - tutte le volte che una pagina è acceduta, il reference bit associato alla pagina viene aggiornato a 1

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Approssimare LRU

- Come utilizzare il reference bit
  - inizialmente, tutti i bit sono posti a zero dal s.o.
  - durante l'esecuzione dei processi, le pagine in memoria vengono accedute e i reference bit vengono posti a 1
  - periodicamente, è possibile osservare quali pagine sono state accedute e quali non osservando i reference bit
- Tramite questi bit
  - non conosciamo l'ordine in cui sono state usate
  - ma possiamo utilizzare queste informazioni per *approssimare l'algoritmo LRU*

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Approssimare LRU

- Additional-Reference-Bit-Algorithm
  - possiamo aumentare le informazioni di ordine "salvando" i reference bit ad intervalli regolari (ad es., ogni 100 ms)
  - esempio: manteniamo 8 bit di "storia" per ogni pagina
  - il nuovo valore del reference bit viene salvato tramite shift a destra della storia ed inserimento del bit come most signif. bit
  - la pagina vittima è quella con valore minore; in caso di parità, si utilizza una disciplina FIFO

Storia pagina x

0	1	1	1	0	0	0	1

Storia pagina x

1	0	1	1	1	0	0	0

Nuovo valore ref. bit

1

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Approssimare LRU

- Second-chance algorithm
  - conosciuto anche come algoritmo dell'orologio
  - corrisponde ad un caso particolare dell'algoritmo precedente, dove la dimensione della storia è uguale a 1
- Descrizione
  - le pagine in memoria vengono gestite come una lista circolare
  - a partire dalla posizione successiva all'ultima pagina caricata, si scandisce la lista con la seguente regola
    - se la pagina è stata acceduta (reference bit a 1)
      - ➔ il reference bit viene messo a 0
    - se la pagina non è stata acceduta (reference bit a 0)
      - ➔ la pagina selezionata è la vittima

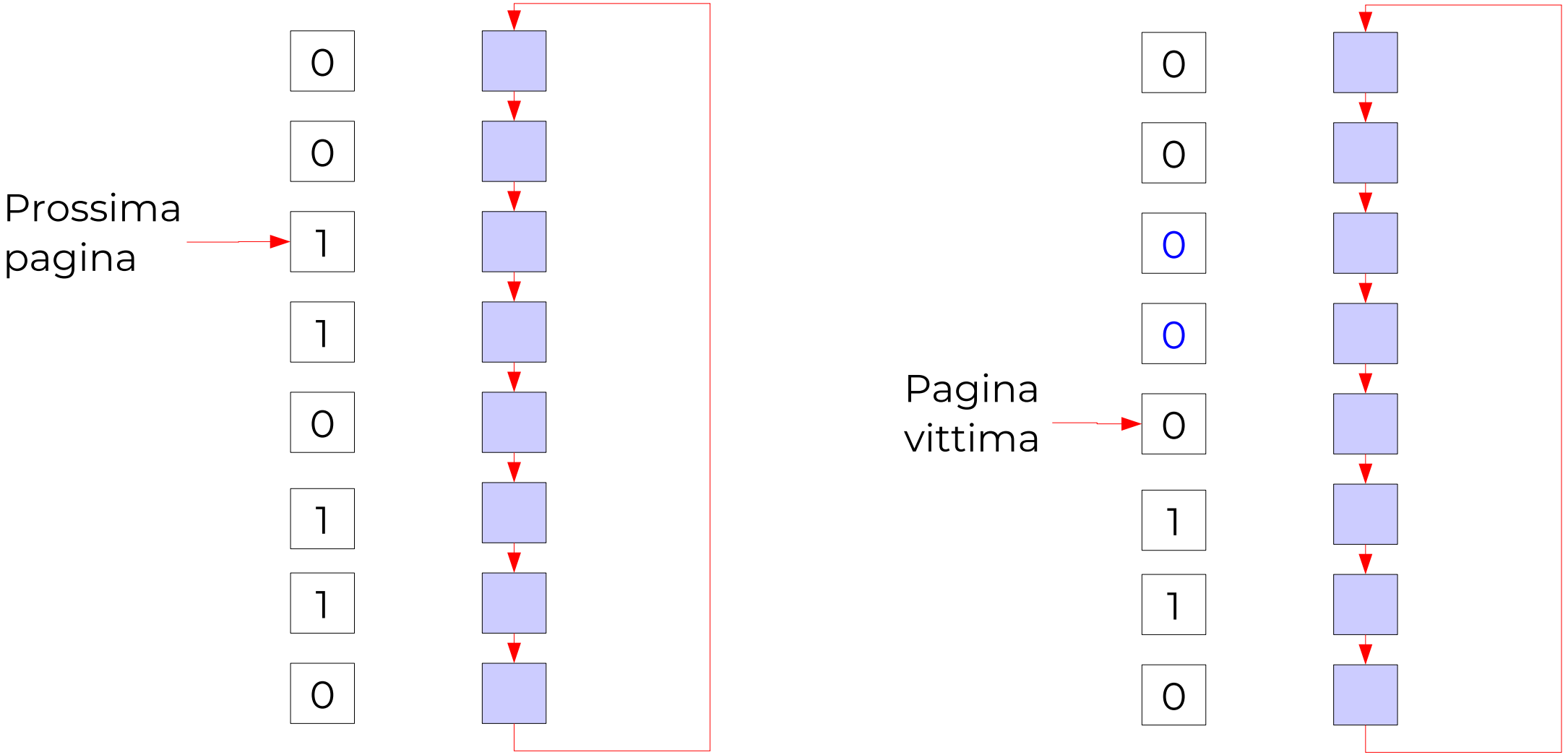
© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Approssimare LRU

- Considerazioni
  - l'idea è semplice:
    - l'algoritmo seleziona le pagine in modo FIFO
    - se però la pagina è stata acceduta, gli si dà una "seconda possibilità" (second chance);
    - si cercano pagine successive che non sono state accedute
  - se tutte le pagine sono state accedute, degenera nel meccanismo FIFO
- Implementazione
  - è semplice da implementare
  - non richiede capacità complesse da parte della MMU

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Second chance - Esempio



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Altri algoritmi di rimpiazzamento

- Least frequently used (LFU)
  - si mantiene un contatore del numero di accessi ad una pagina
  - La frequenza e' il valore del contatore diviso per il “tempo” di permanenza in memoria (i.e. Il numero di accessi con quella pagina presente)
  - la pagina con il valore minore viene scelta come vittima
- Motivazione
  - una pagina utilizzata spesso dovrebbe avere un contatore molto alto
- Implementazione
  - può essere approssimato tramite reference bit
- Problemi

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Allocazione

- Algoritmo di allocazione (per memoria virtuale)
  - si intende l'algoritmo utilizzato per scegliere quanti frame assegnare ad ogni singolo processo
- Allocazione locale
  - ogni processo ha un insieme proprio di frame
  - poco flessibile
- Allocazione globale
  - tutti i processi possono allocare tutti i frame presenti nel sistema (sono in competizione)
  - può portare a *trashing*

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Trashing

- Definizione
  - un processo (o un sistema) si dice che è in trashing quando spende più tempo per la paginazione che per l'esecuzione
- Possibili cause
  - in un sistema con allocazione globale, si ha trashing se i processi tendono a "rubarsi i frame a vicenda",
  - i.e. non riescono a tenere in memoria i frame utili a breve termine (perchè altri processi chiedono frame liberi) e quindi generano page fault ogni pochi passi di avanzamento

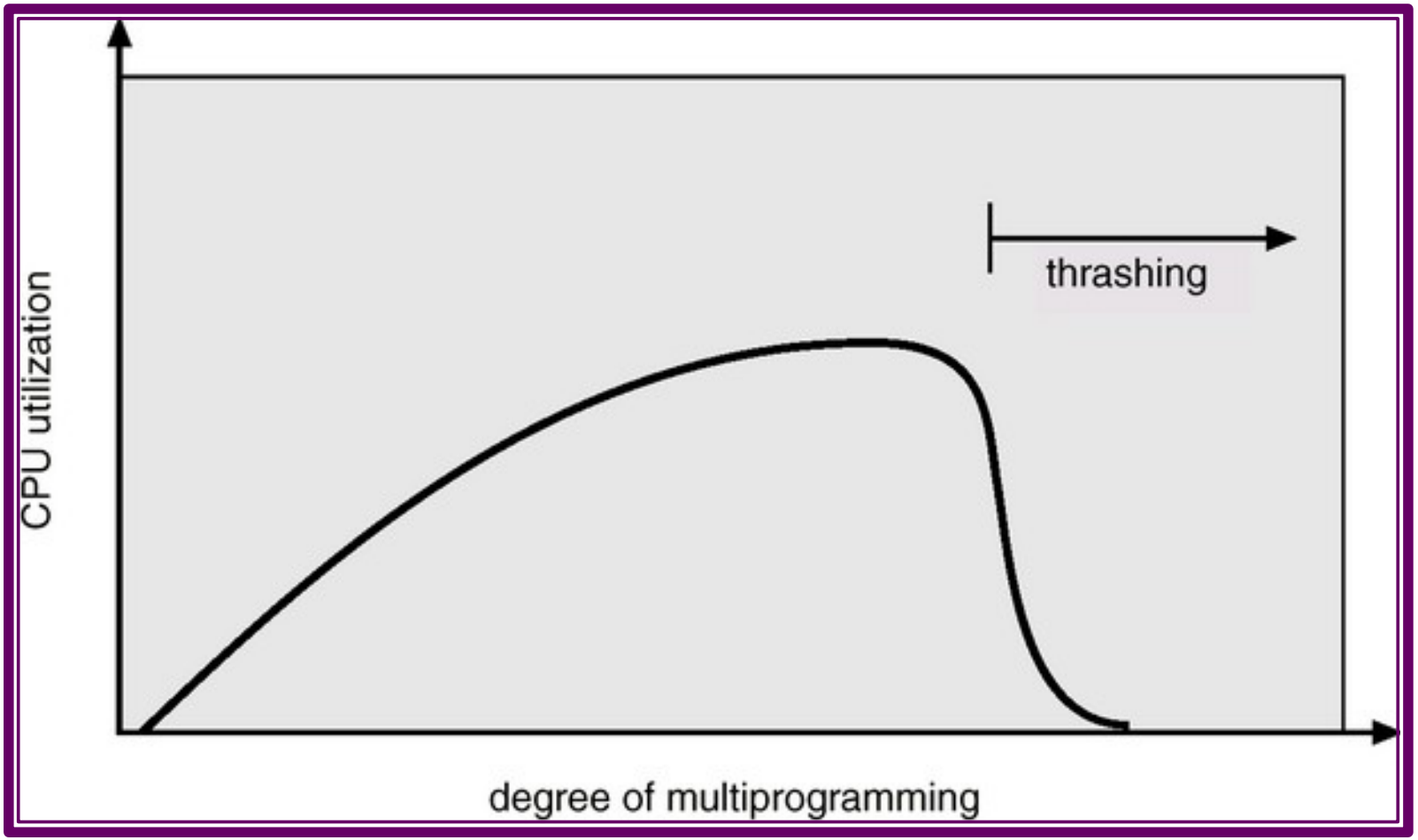
© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Trashing

- Esempio
  - esaminiamo un sistema che accetti nuovi processi quando il grado di utilizzazione della CPU è basso
  - se per qualche motivo gran parte dei processi entrano in page fault:
    - la ready queue si riduce
    - il sistema sarebbe indotto ad accettare nuovi processi....
    - E' UN ERRORE!
  - statisticamente, il sistema:
    - genererà un maggior numero di page fault
    - di conseguenza diminuirà il livello della multiprogrammazione

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

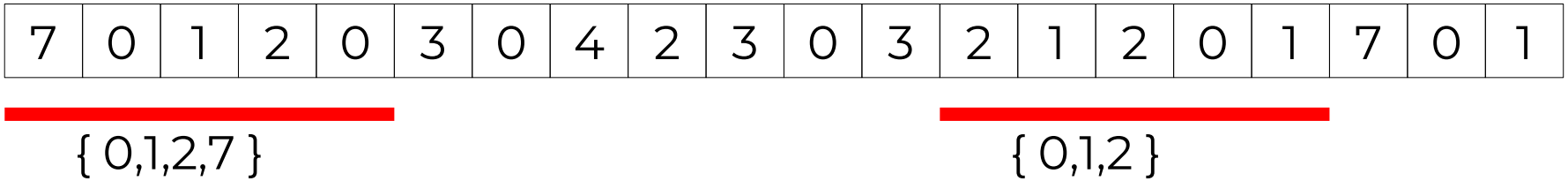
Trashing



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Working Set

- Definizione
  - si definisce *working set di finestra* Δ l'insieme delle pagine accedute nei più recenti Δ riferimenti
- Considerazione
  - è una rappresentazione approssimata del concetto di località
  - se una pagina non compare in Δ riferimenti successivi in memoria, allora esce dal working set; non è più una pagina su cui si lavora attivamente
- Esempio: Δ = 5



© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Working Set

- Cosa serve il Working Set?
  - Se l'ampiezza della finestra è ben calcolata, il working set è una buona approssimazione dell'insieme delle pagine "utili"...
  - sommando quindi l'ampiezza di tutti i working set dei processi attivi, questo valore deve essere sempre minore del numero di frame disponibili
  - altrimenti il sistema è in trashing

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Working Set

- Se si sceglie Δ troppo piccolo
  - si considera non più utile ciò che in realtà serve
  - Si sottovaluta il numero di pagine necessarie per il processo
  - Falsi negativi di trashing
- Se si sceglie Δ troppo grande
  - si considera utile anche ciò che non serve più
  - Si sopravaluta il numero di pagine necessarie
  - Falsi positivi di trashing

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor

Working Set

- Come si usa il Working Set
  - serve per controllare l'allocazione dei frame ai singoli processi
  - quando ci sono sufficienti frame disponibili non occupati dai working set dei processi attivi, allora si può attivare un nuovo processo
  - se al contrario la somma totale dei working set supera il numero totale dei frame, si può decidere di sospendere l'esecuzione di un processo

© 2002-2024 Renzo Davoli, Alberto Montresor