Memoria Virtuale

Sistemi Operativi

Antonino Staiano

Email: antonino.staiano@uniparthenope.it

Politiche di sostituzione delle pagine

- Obiettivo: sostituire una pagina che probabilmente non sarà referenziata nell'immediato futuro
- Esempi:
  - Strategia di sostituzione pagina ottimale
    - Minimizza il numero totale di page fault
  - Strategia di sostituzione FIFO
  - Strategia di sostituzione LRU (Least Recently Used)
    - Basi: località dei riferimenti
- *Stringhe di riferimento pagine*
  - Traccia delle pagine accedute da un processo durante le sue operazioni
  - Si associa ad ogni stringa di riferimento pagine una *stringa dei riferimenti temporale* t_1, t_2, t_3, …

Esempio: stringa di riferimento pagina

- Un computer supporta istruzioni di 4 byte di lunghezza
  - Usa una dimensione di pagina di 1KB
  - I simboli A e B del programma in esecuzione sono nelle pagine 2 e 5, rispettivamente

```
        START   2040
        READ    B
LOOP    MOVER   AREG, A
        SUB     AREG, B
        BC      LT, LOOP
        ...
        STOP
A       DS      2500
B       DS      1
        END
```

Stringa riferimento pagina	1, 5, 1, 2, 2, 5, 2, 1
Stringa riferimento temporale	t_1, t_2, t_3, t_4, t_5, t_6, t_7, t_8, ..

Sostituzione ottimale

- Significa prendere decisioni di sostituzione in modo che il numero di page fault sia il più piccolo possibile
  - Nessun altra sequenza di decisioni di sostituzione pagina porta ad un numero inferiore di page fault
- Per realizzarlo, ad ogni page fault, la strategia di sostituzione dovrebbe considerare tutte le possibili decisioni alternative, analizzare le implicazioni per i page fault futuri e selezionare la miglior alternativa
  - Impossibile: il gestore non ha conoscenza del comportamento futuro del processo
    - Utile come tool analitico
    - Equivalente alla regola: sostituire la pagina il cui riferimento successivo è più lontano nella stringa dei riferimenti di pagina (Belady, 1966)

Sostituzione FIFO

- Ad ogni page fault, la strategia sostituisce la pagina caricata in memoria prima di ogni altra pagina del processo
- Per semplificare il lavoro, il gestore memorizza nel campo *ref info* l'istante di caricamento di una pagina

Sostituzione LRU

- Usa la legge di località dei riferimenti
- Ad ogni page fault, è sostituita la pagina usata meno recentemente
- L'entrata della tabella delle pagine registra il tempo dell'ultimo riferimento alla pagina
  - Inizializzato quando la pagina è caricata
  - Aggiornata ad ogni riferimento

Esempio: sostituzione ottimale, FIFO, LRU

- Consideriamo le seguenti stringhe di riferimento pagina e stringhe di riferimento temporale per un processo P

Stringa riferimento pagina	0, 1, 0, 2, 0, 1, 2, …
Stringa riferimento temporale	t_1, t_2, t_3, t_4, t_5, t_6, t_7, ...

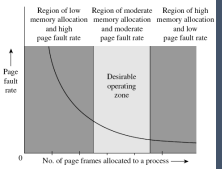
- Vediamo il funzionamento delle diverse strategie di sostituzione pagine con *alloc* = 2
  - alloc rappresenta il numero di frame di pagina allocati al processo P

Esempio: sostituzione ottimale, FIFO, LRU

Stringa riferimento pagina 0, 1, 0, 2, 0, 1, 2, …
Stringa riferimento temporale t_1, t_2, t_3, t_4, t_5, t_6, t_7, …

Time instant	Page ref	Optimal: Valid bit	Optimal: Ref info	Optimal: Replacement	FIFO: Valid bit	FIFO: Ref info	FIFO: Replacement	LRU: Valid bit	LRU: Ref info	LRU: Replacement
t_1	0	0: 1		–	0: 1	t_1	–	0: 1	t_1	–
		1: 0			1: 0			1: 0		
		2: 0			2: 0			2: 0		
t_2	1	0: 1		–	0: 1	t_1	–	0: 1	t_1	–
		1: 1			1: 1	t_2		1: 1	t_2	
		2: 0			2: 0			2: 0		
t_3	0	0: 1		–	0: 1	t_1	–	0: 1	t_1	–
		1: 1			1: 1	t_2		1: 1	t_2	
		2: 0			2: 0			2: 0		
t_4	2	0: 1		Replace 1 by 2	0: 0		Replace 0 by 2	0: 1	t_3	Replace 1 by 2
		1: 0			1: 1	t_2		1: 0		
		2: 1			2: 1	t_4		2: 1	t_4	
t_5	0	0: 1		–	0: 1	t_5	Replace 1 by 0	0: 1	t_5	–
		1: 0			1: 0			1: 0		
		2: 1			2: 1	t_4		2: 1	t_4	
t_6	1	0: 0		Replace 0 by 1	0: 1	t_5	Replace 2 by 1	0: 1	t_5	Replace 2 by 1
		1: 1			1: 1	t_6		1: 1	t_6	
		2: 1			2: 0			2: 0		
t_7	2	0: 0		–	0: 0		Replace 0 by 2	0: 0		Replace 0 by 2
		1: 1			1: 1	t_6		1: 1	t_6	
		2: 1			2: 1	t_7		2: 1	t_7	

Politiche di sostituzione pagina (cont.)



- Per ottenere caratteristiche desiderabili di page fault, i page fault non dovrebbero aumentare quando si incrementa l'allocazione della memoria
  - La politica deve avere la proprietà dello stack (o inclusione)

Una politica di sostituzione di pagina possiede la **proprietà dello stack** se $\{pi\}_n^k$ è $incluso\ in$ $\{p_i\}_m^k$ per tutti gli n,m tali che n<m

dove $\{pi\}_n^k$ indica l'insieme delle pagine in memoria al tempo t_k^+ se $alloc_i$ = n durante l'intera attività del processo P_i (t_k^+ implica l'istante dopo t_k ma prima di t_{k+1})

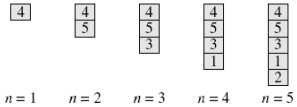


Figure 12.16 $(p_i)_n^k$ for different *n* for a page replacement policy processing the stack property.

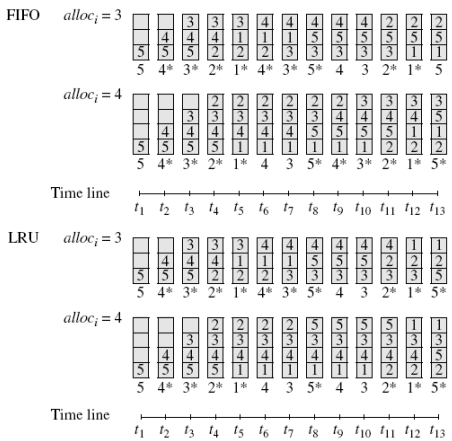
Proprietà dello stack

- Consideriamo due esecuzioni del processo P_i, una con $alloc_i$ = n e un'altra con $alloc_i$ = m, con n<m
- Se una politica ha la proprietà dello stack, allora negli stessi istanti durante le operazioni di P_i nelle due esecuzioni, tutte le pagine che erano in memoria con $alloc_i$ = n sarebbero in memoria anche quando $alloc_i$ = m
- Inoltre, la memoria contiene anche m-n altre pagine del processo
  - Se una di tali pagine sarà riferita in pochi riferimenti successivi di P_i, il page fault si verifica se $alloc_i$=n, ma non se $alloc_i$ = m
    - Quindi il page fault è più elevato se $alloc_i$=n rispetto ad $alloc_i$ =m

Problemi con politica FIFO

Page reference string 5, 4, 3, 2, 1, 4, 3, 5, 4, 3, 2, 1, 5, . . .

Reference time string $t_1, t_2, t_3, t_4, t_5, t_6, t_7, t_8, t_9, t_{10}, t_{11}, t_{12}, t_{13}$,



La strategia di sostituzione FIFO non possiede la proprietà stack

Politiche di sostituzione pagina (cont.)

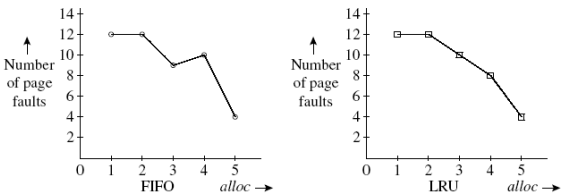


Figure 12.18 (a) Belady's anomaly in FIFO page replacement; (b) page fault characteristic for LRU page replacement.

- Il gestore della memoria virtuale non può usare una politica FIFO
  - Aumentare l'allocazione ad un processo può incrementare la frequenza di page fault del processo
    - Renderebbe impossibile controllare il thrashing

Politiche di sostituzione pagina in pratica

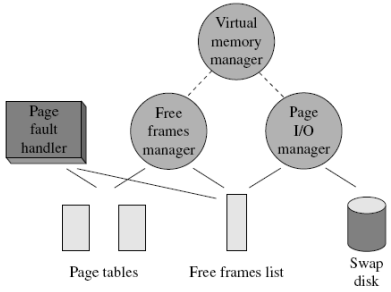


Figure 12.19 Page replacement in practice.

- Il gestore della memoria virtuale ha due thread demoni
  - Il gestore dei frame liberi implementa la politica di sostituzione pagina
  - Il gestore dell'I/O di pagina esegue le operazioni page-in/out

Politiche di sostituzione pagina in pratica (cont.)

- La sostituzione LRU non è fattibile
  - I computer non forniscono sufficienti bit nel campo *ref info* per memorizzare l'istante dell'ultimo riferimento
- La maggior parte dei computer forniscono un singolo bit di riferimento
  - Le politiche *Not Recently Used* (NRU) usano questo bit
    - La strategia NRU più semplice: sostituisce una pagina non referenziata e resetta tutti i bit di riferimento se tutte le pagine sono state referenziate
    - Gli algoritmi clock forniscono migliori discriminazione di pagina resettando i bit di riferimento periodicamente
      - Algoritmo di clock one-handed
      - Algoritmo di clock two-handed
        - Puntatore di reset (RP) e puntatore di controllo (EP)

Algoritmi di sostituzione clock

- Le pagine di tutti i processi in memoria sono immessi in una lista circolare e sono usati dei puntatori che si spostano sulle pagine ripetutamente
- E' esaminata la pagina puntata da un puntatore
  - È intrapresa un'azione su di essa
  - Il puntatore è aggiornato per puntare alla prossima pagina
- Nel clock ad una lancetta
  - Una scansione consiste di due passi su tutte le pagine
    - Il gestore della memoria virtuale resetta il bit di riferimento per la pagina puntata dal puntatore
    - Trova tutte le pagine i cui bit di riferimento sono 0 e le pone nella free list
- Nel clock a due lancette
  - Sono gestiti due puntatori
    - Puntatore di reset (RP)
      - Usato per resettare i bit di riferimento
    - Puntatore di controllo (EP)
      - Usato per controllare i bit di riferimento
  - RP ed EP sono incrementati simultaneamente
  - Il frame di pagina a cui punta EP è aggiunto alla lista dei frame liberi se il suo bit di riferimento è 0

Esempio: algoritmo di clock a due lancette

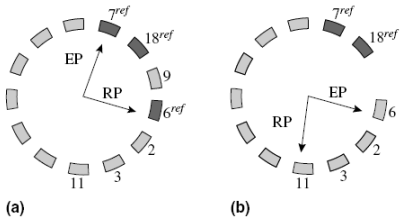
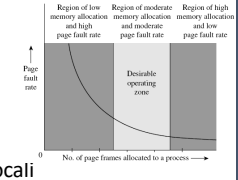


Figure 12.20 Operation of the two-handed clock algorithm.

- Entrambi i puntatori sono avanzati simultaneamente
- Le proprietà dell'algoritmo sono definite dalla distanza dei puntatori:
  - Se i puntatori sono vicini, solo le pagine usate di recente resteranno in memoria
  - Se i puntatori sono distanti, solo le pagine che non sono state usate da tanto tempo sono rimosse

Controllare l'allocazione di memoria ad un processo



- Al processo P_i sono allocate $alloc_i$ frame di pagina
- *Allocazione di memoria fissa*
  - Fissa alloc in modo statico; usa sostituzioni di pagina locali
- *Allocazione di memoria variabile*
  - Usa sostituzioni di pagina globali e/o locali
  - Se è usata una sostituzione locale, il gestore periodicamente determina il valore corretto di alloc per un processo
    - Può usare il modello working set

Working set: *l'insieme di pagine di un processo che sono state referenziate nelle precedenti **Δ** istruzioni del processo, dove **Δ** è un parametro di sistema*

- Imposta alloc alla dimensione del working set

Working set

- Le precedenti **Δ** istruzioni costituiscono la finestra del working set
- $WS_i(t, \mathbf{\Delta})$ working set P_i al tempo t per la finestra **Δ**
- $WSS_i(t, \mathbf{\Delta})$ dimensione del working set $WS_i(t, \mathbf{\Delta})$
  - Numero di pagine in $WS_i(t, \mathbf{\Delta})$
- $WSS_i(t, \mathbf{\Delta}) \leq \mathbf{\Delta}$
  - Una pagina può essere referenziata più di una volta in una finestra di WS
- Un allocatore di memoria basato su working set o mantiene l'intero working set in memoria oppure sospende il processo
  - Al tempo t, per il processo P_i
    - $alloc_i$ = WSSi oppure $alloc_i = 0$
  - La strategia assicura buoni hit ratio in memoria (località dei riferimenti)
    - Previene il thrashing

Working set: gradi di multiprogrammazione

- L'allocatore working set varia il grado di multiprogrammazione sulla base delle dimensioni dei working set dei processi
  - Se $\{P_k\}$ è l'insieme dei processi in memoria,
    - si decide di abbassare il grado di multiprogrammazione se

$$\sum_k WSS_k > \#frame$$

    - Si incrementa il grado di multiprogrammazione se $\sum_k WSS_k < \#frame$ ed esiste P_g tale che

$$WSS_g \leq \left(\#frame - \sum_k WSS_k\right)$$

- Il gestore della memoria virtuale mantiene $alloc_i$ e WSS_i per ogni P_i
  - Per abbassare il grado di multiprogrammazione il gestore sceglie un processo, P_i, da sospendere
    - Esegue un page-out per ogni pagina modificata di P_i e cambia lo stato dei frame a libero
      - $alloc_i$ è impostato a 0, mentre WSS_i rimane inalterato
  - Per incrementare il grado di multiprogrammazione, si ripristina P_i e si pone $alloc_i = WSS_i$
    - Carica la pagina di P_i che contiene la prossima istruzione da eseguire, le altre pagine sono caricate in corrispondenza dei page fault
    - Alternativamente, si caricano tutte le pagine di WS_i, ma ridondanza dei caricamenti possibile

Implementazione del working set

- Costoso determinare $WS_i(t, \mathbf{\Delta})$ e $alloc_i$ ad ogni istante t
  - Soluzione: determinare i working set periodicamente
    - Gli insiemi determinati alla fine di un intervallo sono usati per decidere i valori di alloc da usare per il prossimo intervallo

60 frame liberi da allocare a P_1, P_2, P_3 e P_4

Process	t_{100}		t_{200}		t_{300}		t_{400}	
	WSS	*alloc*	*WSS*	*alloc*	*WSS*	*alloc*	*WSS*	*alloc*
P_1	14	14	12	12	14	14	13	13
P_2	20	20	24	24	11	11	25	25
P_3	18	18	19	19	20	20	18	18
P_4	10	0	10	0	10	10	12	0

Figure 12.21 Operation of a working set memory allocator.

Copy-on-Write

- Caratteristica usata per conservare memoria quando i dati nelle pagine condivise possono essere modificate, ma i valori modificati sono riservati ad un processo
  - E' utilizzato un flag copy-on-write nelle entrate della tabella delle pagine

E' fatta una copia privata della pagina k quando A la modifica

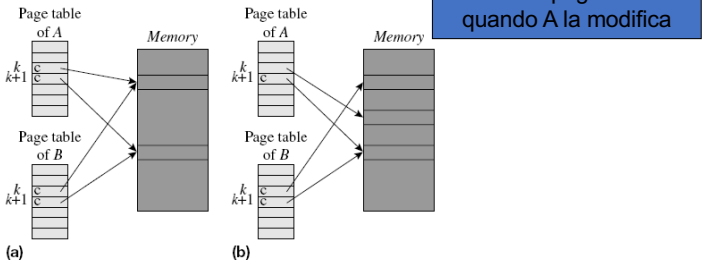


Figure 12.24 Implementing copy-on-write: (a) before and (b) after process *A* modifies page *k*.