Università di Udine — Facoltà di Scienze MM.FF.NN.

Laurea in Informatica — A.A. 2003/04

Trasparenze del Corso di *Sistemi Operativi*

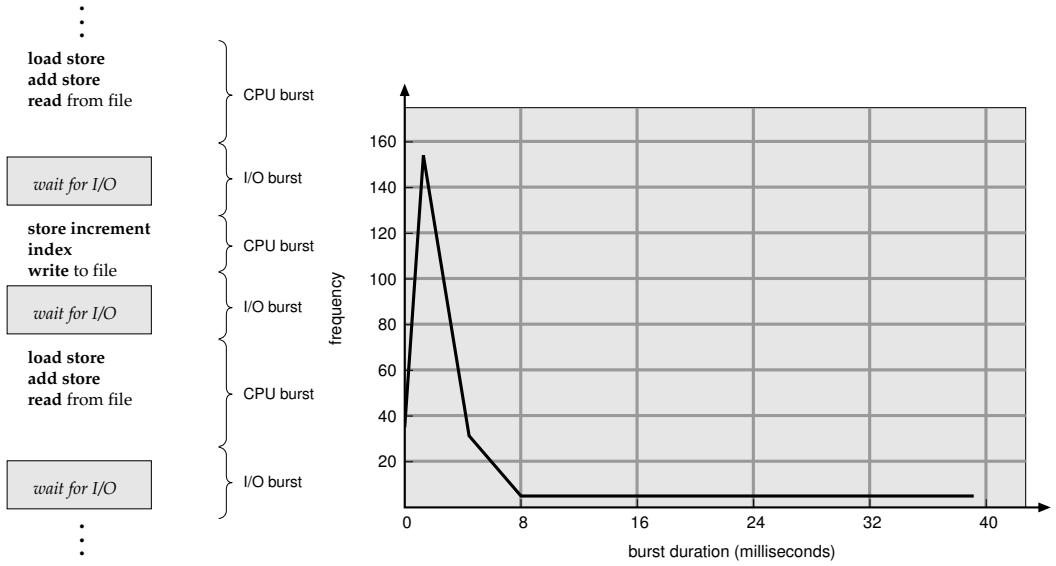
Marino Miculan

Università di Udine

Scheduling della CPU

- Concetti base
  - Massimizzazione dell'uso della CPU attraverso multiprogrammazione
  - Ciclo Burst CPU–I/O: l'esecuzione del processo consiste in un ciclo di periodi di esecuzione di CPU e di attesa di I/O.
- Criteri di Scheduling
- Algoritmi di Scheduling in diversi contesti
- Esempi reali: Unix tradizionale, moderno, Linux, Windows.

I/O e CPU burst



Scheduler a breve termine

- Seleziona tra i processi in memoria e pronti per l'esecuzione, quello a cui allocare la CPU.
- La decisione dello scheduling può avere luogo quando un processo
  1. passa da running a waiting
  2. passa da running a ready
  3. passa da waiting a ready
  4. termina.
- Scheduling nei casi 1 e 4 è *nonpreemptive* (senza prelazione)
- Gli altri scheduling sono *preemptive*.
- L'uso della prelazione ha effetti sulla progettazione del kernel (accesso condiviso alle stesse strutture dati)

Dispatcher

- Il *dispatcher* è il modulo che dà il controllo della CPU al processo selezionato dallo scheduler di breve termine. Questo comporta
  - switch di contesto
  - passaggio della CPU da modo supervisore a modo user
  - salto alla locazione del programma utente per riprendere il processo
- È essenziale che sia veloce
- La *latenza di dispatch* è il tempo necessario per fermare un processo e riprenderne un altro

Criteri di Valutazione dello Scheduling

- *Utilizzo della CPU:* mantenere la CPU più carica possibile.
- *Throughput:* # di processi completati nell'unità di tempo
- *Tempo di turnaround:* tempo totale impiegato per l'esecuzione di un processo
- *Tempo di attesa:* quanto tempo un processo ha atteso in ready
- *Tempo di risposta:* quanto tempo si impiega da quando una richiesta viene inviata a quando si ottiene la prima risposta (**not** l'output — è pensato per sistemi time-sharing).
- *Varianza del tempo di risposta:* quanto il tempo di risposta è variabile

Obiettivi generali di un algoritmo di scheduling

All systems
Fairness - giving each process a fair share of the CPU
Policy enforcement - seeing that stated policy is carried out
Balance - keeping all parts of the system busy

Batch systems
Throughput - maximize jobs per hour
Turnaround time - minimize time between submission and termination
CPU utilization - keep the CPU busy all the time

Interactive systems
Response time - respond to requests quickly
Proportionality - meet users' expectations

Real-time systems
Meeting deadlines - avoid losing data
Predictability - avoid quality degradation in multimedia systems

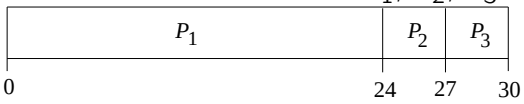
Nota: in generale, non esiste soluzione ottima sotto tutti gli aspetti

Scheduling First-Come, First-Served (FCFS)

- Senza prelazione — inadatto per time-sharing
- Equo: non c'è pericolo di starvation.
- Esempio:

Processo	Burst Time
P_1	24
P_2	3
P_3	3

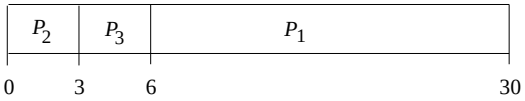
Diagramma di Gantt con l'ordine di arrivo P_1, P_2, P_3



- Tempi di attesa: $P_1 = 0$; $P_2 = 24$; $P_3 = 27$
- Tempo di attesa medio: $(0 + 24 + 27)/3 = 17$

Scheduling FCFS (Cont.)

- Supponiamo che i processi arrivino invece nell'ordine P_2, P_3, P_1. Diagramma di Gantt:



- Tempi di attesa: $P_1 = 6$; $P_2 = 0$; $P_3 = 3$
- Tempo di attesa medio: $(6 + 0 + 3)/3 = 3$
- molto meglio del caso precedente
- *Effetto convoglio*: i processi I/O-bound si accodano dietro un processo CPU-bound.

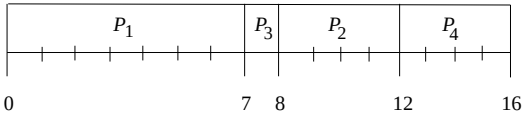
Scheduling Shortest-Job-First (SJF)

- Si associa ad ogni processo la lunghezza del suo prossimo burst di CPU. I processi vengono ordinati e schedulati per tempi crescenti.
- Due schemi possibili:
  - nonpreemptive: quando la CPU viene assegnata ad un processo, questo la mantiene finché non termina il suo burst.
  - preemptive: se nella ready queue arriva un nuovo processo il cui prossimo burst è minore del tempo rimanente per il processo attualmente in esecuzione, quest'ultimo viene prelazionato. (Scheduling *Shortest-Remaining-Time-First*, SRTF).
- SJF è ottimale: fornisce il minimo tempo di attesa per un dato insieme di processi.
- Si rischia la *starvation*

Esempio di SJF Non-Preemptive

Processo	Arrival Time	Burst Time
P_1	0.0	7
P_2	2.0	4
P_3	4.0	1
P_4	5.0	4

- SJF (non-preemptive)

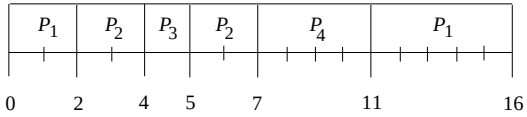


Tempo di attesa medio $= (0 + 6 + 3 + 7)/4 = 4$

Esempio di SJF Preemptive

Processo	Arrival Time	Burst Time
P_1	0.0	7
P_2	2.0	4
P_3	4.0	1
P_4	5.0	4

- SRTF (preemptive)



Tempo di attesa medio $= (9 + 1 + 0 + 2)/4 = 3$

Come determinare la lunghezza del prossimo ciclo di burst?

- Si può solo dare una *stima*
- Nei sistemi batch, il tempo viene stimato dagli utenti
- Nei sistemi time sharing, possono essere usati i valori dei burst precedenti, con una media pesata esponenziale
  1. t_n = tempo dell'n-esimo burst di CPU
  2. τ_{n+1} = valore previsto per il prossimo burst di CPU
  3. α parametro, $0 \leq \alpha \leq 1$
  4. Calcolo:

$$\tau_{n+1} := \alpha t_n + (1-\alpha)\tau_n$$

Esempi di media esponenziale

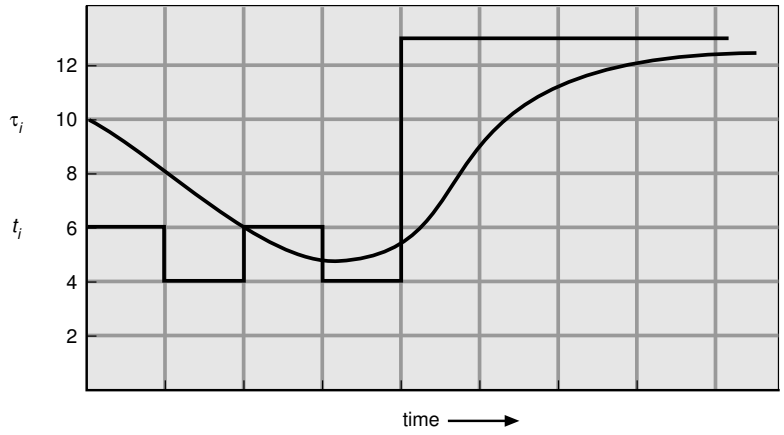
- Espandendo la formula:

$$\tau_{n+1} = \alpha t_n + (1-\alpha)\alpha t_{n-1} + \ldots + (1-\alpha)^j \alpha t_{n-j} + \ldots + (1-\alpha)^{n+1}\tau_0$$

- Se $\alpha = 0$: $\tau_{n+1} = \tau_0$
  - la storia recente non conta
- Se $\alpha = 1$: $\tau_{n+1} = t_n$
  - Solo l'ultimo burst conta
- Valore tipico per α: 0.5; in tal caso la formula diventa

$$\tau_{n+1} = \frac{t_n + \tau_n}{2}$$

Predizione con media esponenziale



CPU burst (t_i)		6	4	6	4	13	13	13	...
"guess" (τ_i)	10	8	6	6	5	9	11	12	...

Scheduling a priorità

- Un numero (intero) di priorità è associato ad ogni processo
- La CPU viene allocata al processo con la priorità più alta (intero più piccolo $\equiv$ priorità più grande)
- Le priorità possono essere definite
  - internamente: in base a parametri misurati dal sistema sul processo (tempo di CPU impiegato, file aperti, memoria, interattività, uso di I/O...)
  - esternamente: importanza del processo, dell'utente proprietario, dei soldi pagati, ...
- Gli scheduling con priorità possono essere preemptive o nonpreemptive
- SJF è uno scheduling a priorità, dove la priorità è il prossimo burst di CPU previsto

Scheduling con priorità (cont.)

- Problema: *starvation* – i processi a bassa priorità possono venire bloccati da un flusso continuo di processi a priorità maggiore
  - vengono eseguiti quando la macchina è molto scarica
  - oppure possono non venire mai eseguiti
- Soluzione: invecchiamento (*aginng*) – con il passare del tempo, i processi non eseguiti aumentano la loro priorità

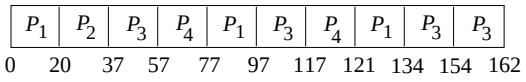
Round Robin (RR)

- Algoritmo con prelazione specifico dei sistemi time-sharing: simile a FCFS ma con prelazione quantizzata.
- Ogni processo riceve una piccola unità di tempo di CPU — il *quanto* — tipicamente 10-100 millisecondi. Dopo questo periodo, il processo viene prelazionato e rimesso nella coda di ready.
- Se ci sono n processi in ready, e il quanto è q, allora ogni processo riceve $1/n$ del tempo di CPU in periodi di durata massima q. Nessun processo attende più di $(n-1)q$

Esempio: RR con quanto = 20

Processo	Burst Time
P_1	53
P_2	17
P_3	68
P_4	24

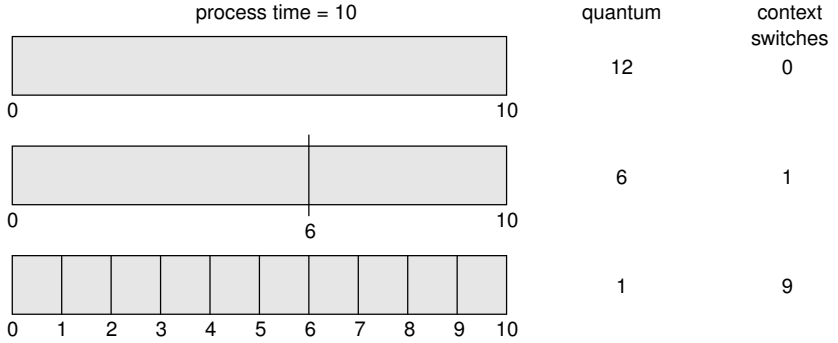
- Diagramma di Gantt



- Tipicamente, si ha un tempo di turnaround medio maggiore, ma minore tempo di risposta

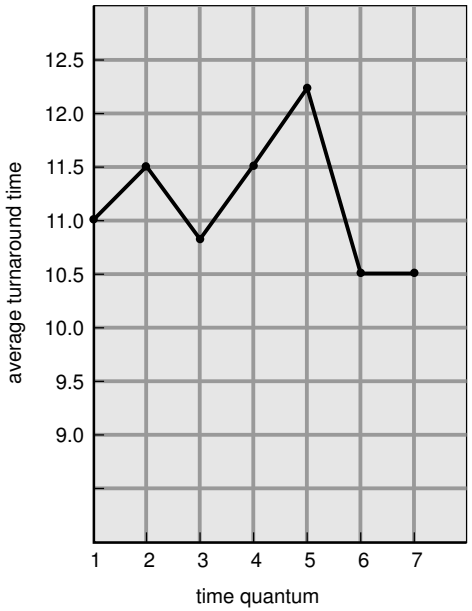
Prestazioni dello scheduling Round-Robin

- q grande $\Rightarrow$ degenera nell'FCFS
- q piccolo $\Rightarrow$ q deve comunque essere grande rispetto al tempo di context switch, altrimenti l'overhead è elevato



- L'80% dei CPU burst dovrebbero essere inferiori a q

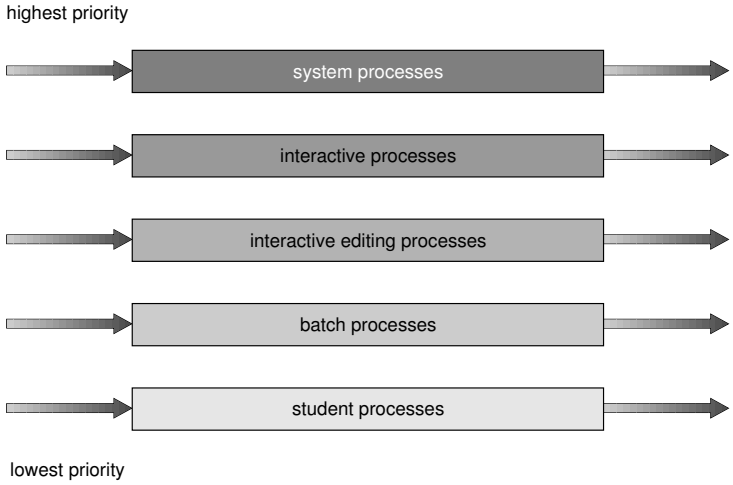
Prestazioni dello scheduling Round-Robin (Cont.)



process	time
P_1	6
P_2	3
P_3	1
P_4	7

Scheduling con code multiple

- La coda di ready è partizionata in più code separate: ad esempio, processi "foreground" (interattivi), processi "background" (batch)



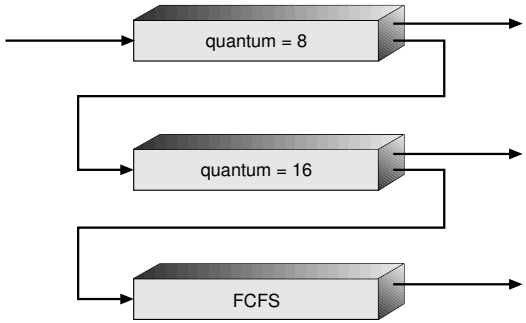
Scheduling con code multiple (Cont.)

- Ogni coda ha un suo algoritmo di scheduling; ad esempio, RR per i foreground, FCFS o SJF per i background
- Lo scheduling deve avvenire tra tutte le code: alternative
  - Scheduling a priorità fissa: eseguire i processi di una coda solo se le code di priorità superiore sono vuote.
    $\Rightarrow$ possibilità di starvation.
  - Quanti di tempo per code: ogni coda riceve un certo ammontare di tempo di CPU per i suoi processi; ad es., 80% ai foreground in RR, 20% ai background in FCFS

Scheduling a code multiple con feedback

- I processi vengono spostati da una coda all'altra, dinamicamente. P.e.: per implementare l'aging: se un processo ha usato recentemente
  - molta CPU, viene spostato in una coda a minore priorità
  - poca CPU, viene spostato in una coda a maggiore priorità
- Uno scheduler a code multiple con feedback viene definito dai seguenti parametri:
  - numero di code
  - algoritmo di scheduling per ogni coda
  - come determinare quando promuovere un processo
  - come determinare quando degradare un processo
  - come determinare la coda in cui mettere un processo che entra nello stato di ready

Esempio di code multiple con feedback



Tre code:

- Q_0 – quanto di 8 msec
- Q_1 – quanto di 16 msec
- Q_2 – FCFS

Scheduling:

- Un nuovo job entra in Q_0, dove viene servito FCFS con prelazione. Se non termina nei suoi 8 millisecondi, viene spostato in Q_1.
- Nella coda Q_1, ogni job è servito FCFS con prelazione, quando Q_0 è vuota. Se non termina in 16 millisecondi, viene spostato in Q_2.
- Nella coda Q_2, ogni job è servito FCFS senza prelazione, quando Q_0 e Q_1 sono vuote.

Schedulazione garantita

- Si promette all'utente un certo quality of service (che poi deve essere mantenuto)
- Esempio: se ci sono n utenti, ad ogni utente si promette $1/n$ della CPU.
- Implementazione:
  - per ogni processo T_p si tiene un contatore del tempo di CPU utilizzato da quando è stato lanciato.
  - il tempo di cui avrebbe diritto è $t_p = T/n$, dove T = tempo trascorso dall'inizio del processo.
  - priorità di $P = T_p/t_p$ — più è bassa, maggiore è la priorità

Schedulazione a lotteria

- Semplice implementazione di una schedulazione "garantita"
  - Esistono un certo numero di "biglietti" per ogni risorsa
  - Ogni utente (processo) acquisisce un sottoinsieme di tali biglietti
  - Viene estratto casualmente un biglietto, e la risorsa viene assegnata al vincitore
- Per la legge dei grandi numeri, alla lunga l'accesso alla risorsa è proporzionale al numero di biglietti
- I biglietti possono essere passati da un processo all'altro per cambiare la priorità (esempio: client/server)

Scheduling multi-processore (cenni)

- Lo scheduling diventa più compesso quando più CPU sono disponibili
- Sistemi *omogenei:* è indiff. su quale processore esegue il prossimo task
- Può comunque essere richiesto che un certo task venga eseguito su un preciso processore (*pinning*)
- Bilanciare il carico (*load sharing*) ⇒ tutti i processori selezionano i processi dalla stessa ready queue
- problema di accesso condiviso alle strutture del kernel
  - *Asymmetric multiprocessing (AMP):* solo un processore per volta può accedere alle strutture dati del kernel — semplifica il problema, ma diminuisce le prestazioni (carico non bilanciato)
  - *Symmetric multiprocessing (SMP):* condivisione delle strutture dati. Serve hardware particolare e di controlli di sincronizzazione in kernel

Scheduling Real-Time

- *Hard real-time:* si richiede che un task critico venga completato entro un tempo ben preciso e garantito.
  - prenotazione delle risorse
  - determinazione di tutti i tempi di risposta: non si possono usare memorie virtuali, connessioni di rete, ...
  - solitamente ristretti ad hardware dedicati
- *Soft real-time:* i processi critici sono prioritari rispetto agli altri
  - possono coesistere con i normali processi time-sharing
  - lo scheduler deve mantenere i processi real-time prioritari
  - la latenza di dispatch deve essere la più bassa possibile
  - adatto per piattaforme general-purpose, per trattamento di audio-video, interfacce real-time, ...

Scheduling Real-Time (cont.)

- Eventi *aperiodici*: imprevedibili (es: segnalazione da un sensore)
- Eventi *periodici*: avvengono ad intervalli di tempo regolari o prevedibili (es.: (de)codifica audio/video).

  Dati m eventi periodici, questi sono *schedulabili* se

$$\sum_{i=1}^{m} \frac{C_i}{P_i} \leq 1$$

  dove
  - P_i = periodo dell'evento i
  - C_i = tempo di CPU necessario per gestire l'evento i

Scheduling RMS (Rate Monotonic Scheduling)

- a priorità statiche, proporzionali alla frequenza.
- Lo schedulatore esegue sempre il processo pronto con priorità maggiore, eventualmente prelazionando quello in esecuzione
- Solo per processi periodici, a costo costante.
- Garantisce il funzionamento se

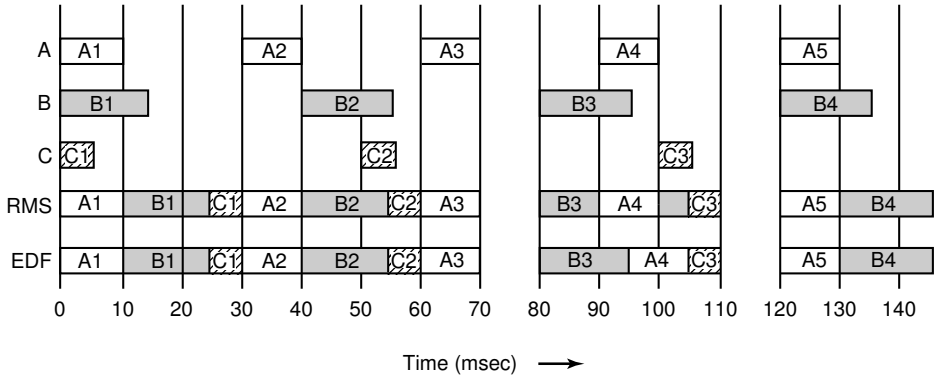
$$\sum_{i=1}^{m} \frac{C_i}{P_i} \leq m(2^{1/m} - 1)$$

  Con $m = 3$, il limite è 0,780.

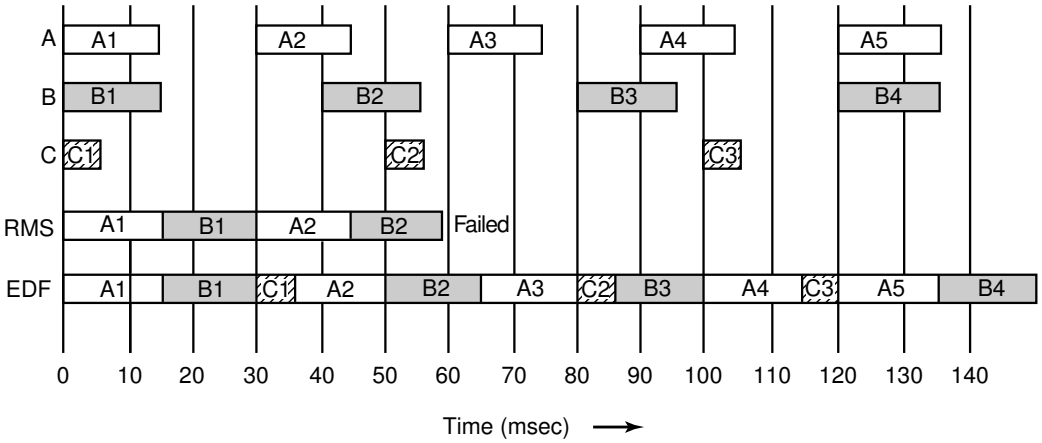
  Per $m \to \infty$, questo limite tende a $\log 2 = 0,693$.
- Semplice da implementare

Scheduling EDF (Earlier Deadline First)

- a priorità dinamiche, in base a chi scade prima.
- Adatto anche per processi non periodici.
- Permette di raggiungere anche il 100% di utilizzo della CPU.
- Più complesso (e costoso) di RMS



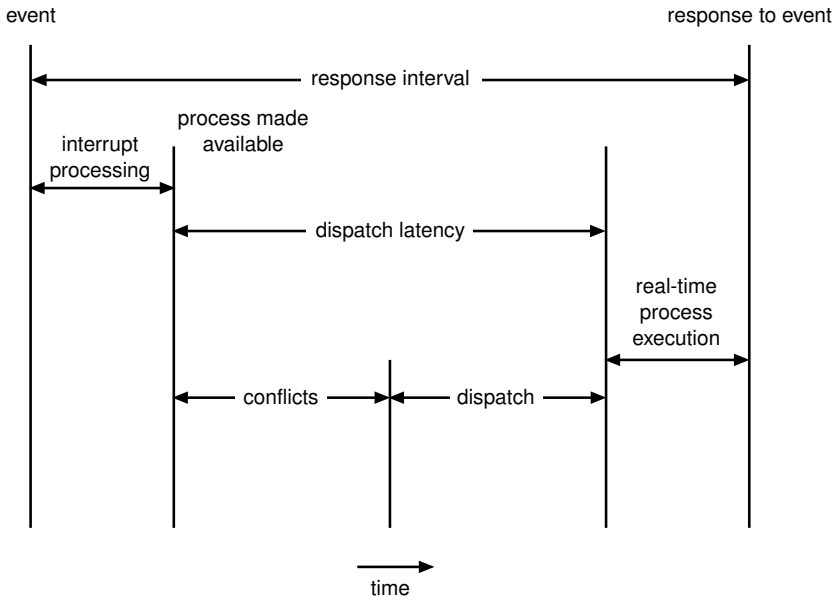
Esempio di fallimento di RMS



Minimizzare il tempo di latenza

- Un kernel *non prelazionabile* è inadatto per sistemi real-time: un processo non può essere prelazionato durante una system call
  - *Punti di prelazionabilità (preemption points):* in punti "sicuri" delle system call di durata lunga, si salta allo scheduler per verificare se ci sono processi a priorità maggiore
  - *Kernel prelazionabile:* tutte le strutture dati del kernel vengono protette con metodologie di sincronizzazione (semafori). In tal caso un processo può essere sempre interrotto.
- *Inversione delle priorità:* un processo ad alta priorità deve accedere a risorse attualmente allocate da un processo a priorità inferiore.
  - *protocollo di ereditarietà delle priorità:* il processo meno prioritario eredita la priorità superiore finché non rilascia le risorse.

Latenza di dispatch (cont.)

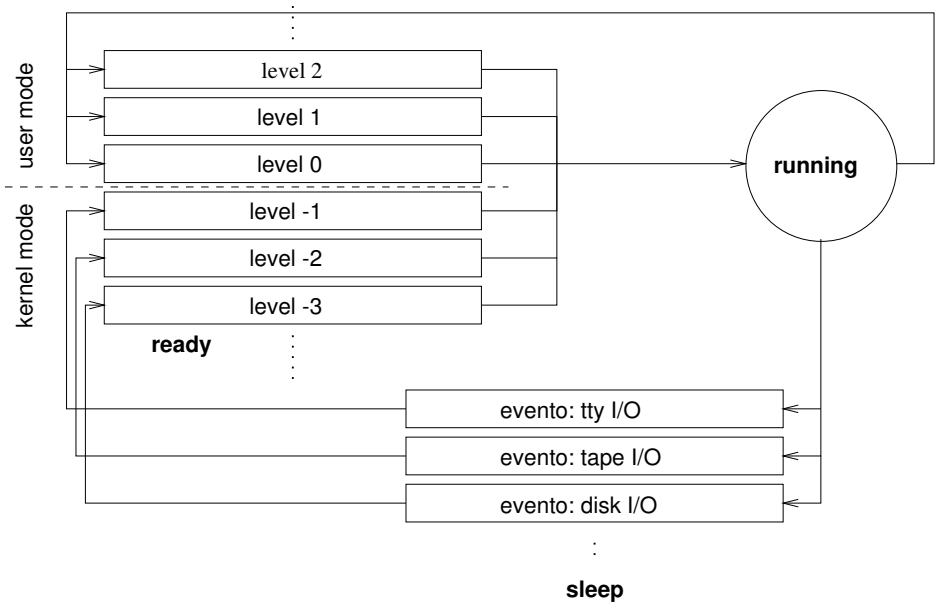


Scheduling di breve termine in Unix tradizionale

(fino a 4.3BSD e SVR3)

- a code multiple, round-robin
- ogni processo ha una priorità di scheduling;
  numeri più grandi indicano priorità minore
- Feedback negativo sul tempo di CPU impiegato
- Invecchiamento dei processi per prevenire la starvation
- Quando un processo rilascia la CPU, va in *sleep* in attesa di un *event*
- Quando l'evento occorre, il kernel esegue un *wakeup* con l'indirizzo dell'evento e *tutti* i processi che erano in *sleep* sull'evento vengono messi nella coda di ready
- I processi che erano in attesa di un evento in modo kernel rientrano con priorità *negativa* e non soggetta a invecchiamento

Scheduling in Unix tradizionale (Cont.)



Scheduling in Unix tradizionale (Cont.)

- 1 quanto = 5 o 6 tick = 100 msec
- alla fine di un quanto, il processo viene prelazionato
- quando il processo j rilascia la CPU
  - viene incrementato il suo contatore CPU_j di uso CPU
  - viene messo in fondo alla stessa coda di priorità
  - riparte lo scheduler su tutte le code
- 1 volta al secondo, vengono ricalcolate tutte le priorità dei processi in user mode (dove $nice_j$ è un parametro fornito dall'utente):
  $CPU_j = CPU_j/2$ (*fading esponenziale*)
  $P_j = CPU_j + nice_j$

  I processi in kernel mode non cambiano priorità.

Scheduling in Unix tradizionale (Cont.)

In questo esempio, 1 secondo = 4 quanti = 20 tick

Tempo	Processo A		Processo B		Processo C	
	Pr_A	CPU_A	Pr_B	CPU_B	Pr_C	CPU_C
0	0	0	0	0	0	0
	0	5	0	0	0	0
	0	5	0	5	0	0
	0	5	0	5	0	5
	0	10	0	5	0	5
1	5	5	2	2	2	2
	5	5	2	7	2	2
	5	5	2	7	2	7
	5	5	2	12	2	7
	5	5	2	12	2	12
2	2	2	6	6	6	6
	2	7	6	6	6	6
	2	12	6	6	6	6
	2	17	6	6	6	6
	2	22	6	6	6	6
3	11	11	3	3	3	3
	11	11	3	8	3	3
	11	11	3	8	3	8
	11	11	3	13	3	8
	...					

Scheduling in Unix tradizionale (Cont.)

Considerazioni

- Adatto per time sharing generale
- Privilegiati i processi I/O bound - tra cui i processi interattivi
- Garantisce assenza di starvation per CPU-bound e batch
- Quanto di tempo indipendente dalla priorità dei processi
- Non adatto per real time
- Non modulare, estendibile

Inoltre il kernel 4.3BSD e SVR3 non era prelazionabile e poco adatto ad architetture parallele.

Scheduling in Unix moderno (4.4BSD, SVR4 e successivi)

Applicazione del principio di separazione tra il meccanismo e le politiche

- Meccanismo generale
  - 160 livelli di priorità (numero maggiore ≡ priorità maggiore)
  - ogni livello è gestito separatamente, event. con politiche differenti
- *classi di scheduling:* per ognuna si può definire una politica diversa
  - intervallo delle priorità che definisce la classe
  - algoritmo per il calcolo delle priorità
  - assegnazione dei quanti di tempo ai varî livelli
  - migrazione dei processi da un livello ad un altro
- Limitazione dei tempi di latenza per il supporto real-time
  - inserimento di punti di prelazionabilità del kernel con check del flag `kprunrun`, settato dalle routine di gestione eventi

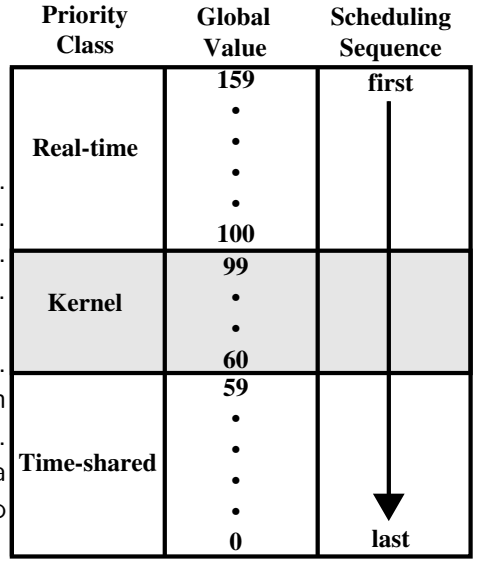
Scheduling in Unix moderno (4.4BSD, SVR4 e successivi)

Assegnazione di default: 3 classi

Real time: possono prelazionare il kernel. Hanno priorità e quanto di tempo fisso.

Kernel: prioritari su processi time shared. Hanno priorità e quanto di tempo fisso. Ogni coda è gestita FCFS.

Time shared: per i processi "normali". Ogni coda è gestita round-robin, con quanto minore per priorità maggiore. Priorità variabile secondo una tabella fissa: se un processo termina il suo quanto, scende di priorità.



Considerazioni sullo scheduling SVR4

- Flessibile: configurabile per situazioni particolari
- Modulare: si possono aggiungere altre politiche (p.e., batch)
- Le politiche di default sono adatte ad un sistema time-sharing generale
- manca(va) uno scheduling real-time FIFO (aggiunto in Solaris, Linux, . . .)

Classi di Scheduling: Solaris

```
miculan@maxi:miculan$ priocntl -l
CONFIGURED CLASSES
==================
SYS (System Class)
TS (Time Sharing)
    Configured TS User Priority Range: -60 through 60
RT (Real Time)
    Maximum Configured RT Priority: 59
IA (Interactive)
    Configured IA User Priority Range: -60 through 60
miculan@maxi:miculan$
```

Classi di Scheduling in Solaris: Real-Time

```
miculan@maxi:miculan$ dispadmin -c RT -g
# Real Time Dispatcher Configuration
RES=1000

# TIME QUANTUM                  PRIORITY
# (rt_quantum)                    LEVEL
      1000                #        0
       ...
      1000                #        9
       800                #       10
       ...
       800                #       19
       600                #       20
       ...
       600                #       29
       400                #       30
       ...
       400                #       39
       200                #       40
       ...
       200                #       49
       100                #       50
       ...
       100                #       59
miculan@maxi:miculan$
```


Classi di Scheduling in Solaris: Time-Sharing

```
miculan@maxi:miculan$ dispadmin -c TS -g
# Time Sharing Dispatcher Configuration
RES=1000

# ts_quantum ts_tqexp ts_slpret ts_maxwait ts_lwait PRI LEVEL
       200       0       50          0        50     #     0
       200       0       50          0        50     #     1
       200       0       50          0        50     #     2
       ...
       200       0       50          0        50     #     9
       160       0       51          0        51     #    10
       160       1       51          0        51     #    11
       160       2       51          0        51     #    12
       ...
       160       8       51          0        51     #    18
       160       9       51          0        51     #    19
       120      10       52          0        52     #    20
       ...
       120      19       52          0        52     #    29
        80      20       53          0        53     #    30
        80      21       53          0        53     #    31
       ...
        80      29       54          0        54     #    39
        40      30       55          0        55     #    40
        40      31       55          0        55     #    41
       ...
        40      48       58          0        59     #    58
        20      49       59      32000        59     #    59
miculan@maxi:miculan$
```


Classi di Scheduling in Solaris: Time-Sharing

RES: *resolution* della colonna ts_quantum (1000=millesimi di secondo)

ts_quantum: quanto di tempo

ts_tqexp: *time quantum expiration level*: livello a cui portare un processo che ha terminato il suo quanto

ts_slpret: *sleep priority return level*: livello a cui portare il processo dopo un wakeup

ts_maxwait, ts_lwait: se un processo non termina un quanto di tempo da più di ts_maxwait secondi, viene portato a ts_lwait (ogni secondo)

L'utente `root` può modificare run-time le tabelle di scheduling con il comando `dispadmin`. **ESTREMA CAUTELA!!**

Scheduling in Linux 2.4

Scheduling per thread (thread implementati a livello kernel). Tre classi:

SCHED_FIFO: per processi real-time. Politica First-Come, First-Served

SCHED_RR: per processi real-time, conforme POSIX.4 Politica round-robin, quanto configurabile (sched_rr_get_interval)

SCHED_OTHER: per i processi time-sharing "normali". Politica round-robin, quanto variabile.

Ogni processo (thread) ha:

- priorità statica (*priority*), tra 1 e 40. Default=20, modificabile con *nice*.
- priorità dinamica (*counter*), che indica anche la durata del prossimo quanto assegnato al processo (in n. di *tick*; 1 tick=10 msec)

Ad ogni esecuzione, lo scheduler ricalcola la *goodness* di tutti i processi nella ready queue, come segue:

```
if (class == real_time) goodness = 1000+priority;
if (class == timesharing && counter > 0) goodness = counter + priority;
if (class == timesharing && counter == 0) goodness = 0;
```

(Ci sono dei piccoli aggiustamenti per tener conto anche di SMP e località).

Quando tutti i processi in ready hanno goodness=0, si ricalcola il counter di *tutti* i processi, ready o wait, come segue:

```
counter = (counter/2) + priority
```

Si seleziona sempre il thread con *goodness* maggiore. Ad ogni tick (10msec) il suo counter viene decrementato. Quando va a 0, si rischedula.

- Task I/O-bound tendono ad avere asintoticamente un counter=2*priority, e quindi ad essere preferiti
- Task CPU-bound prendono la CPU in base alla loro priorità, e per quanti di tempo più lunghi.

Scheduler $O(1)$ in Linux 2.6

- Nuova implementazione, a costo costante nel n. di processi (complessità $O(1)$) $\Rightarrow$ Scala bene con n. di thread (adatto, p.e., per la JVM)
- Si adatta anche a SMP (complessità $O(N)$, su N processori, per il bilanciamento), con alta affinità di thread per processore.
- Adatto anche a Symmetric MultiThreading (HyperThreading) e NUMA.
- Task interattivi sono mantenuti in una coda separata ad alta priorità, con priorità calcolate a parte $\Rightarrow$ maggiore reattività sotto carico
- Aggiunta la classe SCHED_BATCH, a bassissima priorità ma con timeslice lunghi (e.g., 3sec), per sfruttare al massimo le cache L2.

Scheduling di Windows 2000

Un thread esegue lo scheduler quando

- esegue una chiamata bloccante
- comunica con un oggetto (per vedere se si sono liberati thread a priorità maggiore)
- alla scadenza del quanto di thread

Inoltre si esegue lo scheduler in modo asincrono:

- Al completamento di un I/O
- allo scadere di un timer (per chiamate bloccanti con timeout)

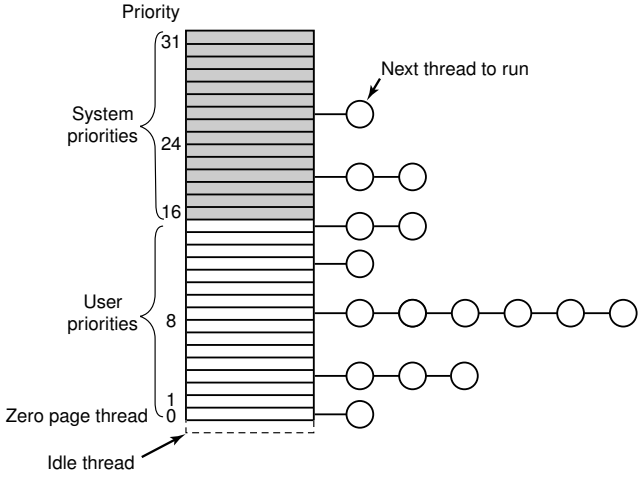
Scheduling di Windows 2000

- I processi possono settare la classe priorità di *processo* (`SetPriorityClass`)
- I singoli thread possono settare la priorità di *thread* (`SetThreadPriority`)
- Queste determinano la *priorità di base* dei thread come segue:

		Win32 process class priorities					
		Realtime	**High**	**Above Normal**	**Normal**	**Below Normal**	**Idle**
Win32 thread priorities	**Time critical**	31	15	15	15	15	15
	Highest	26	15	12	10	8	6
	Above normal	25	14	11	9	7	5
	Normal	24	13	10	8	6	4
	Below normal	23	12	9	7	5	3
	Lowest	22	11	8	6	4	2
	Idle	16	1	1	1	1	1

Scheduling di Windows 2000

- I thread (NON i processi) vengono raccolti in code ordinate per priorità, ognuna gestita round robin. Quattro classi: *system* ("real time", ma non è vero), *utente*, *zero*, *idle*.



Scheduling di Windows 2000 (cont.)

- Lo scheduler sceglie sempre dalla coda a priorità maggiore
- La priorità di un thread utente può essere temporaneamente maggiore di quella base (*spinte*)
  - per thread che attendevano dati di I/O (spinte fino a +8)
  - per dare maggiore reattività a processi interattivi (+2)
  - per risolvere inversioni di priorità