

Schema della lezione

Priority-ceiling

Stack-based  
priority-ceiling

Ceiling-priority

Auto-sospensione

Priorità dinamica

Job aperiodici

SOSERT'17

R10.1

# Lezione R10

## Controllo d'accesso alle risorse condivise – II

Sistemi operativi open-source, embedded e real-time

23 novembre 2017

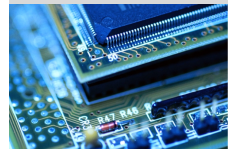
Marco Cesati

Dipartimento di Ingegneria Civile e Ingegneria Informatica  
Università degli Studi di Roma Tor Vergata

### Di cosa parliamo in questa lezione?

In questa lezione terminiamo il discorso sui protocolli di controllo d'accesso alle risorse condivise

- 1 Proprietà del protocollo priority-ceiling
- 2 Protocollo stack-based priority-ceiling
- 3 Protocollo ceiling-priority
- 4 Gestire job con auto-sospensione
- 5 Protocolli per priorità dinamica
- 6 Accesso alle risorse di job aperiodici



Schema della lezione

Priority-ceiling

Stack-based  
priority-ceiling

Ceiling-priority

Auto-sospensione

Priorità dinamica

Job aperiodici

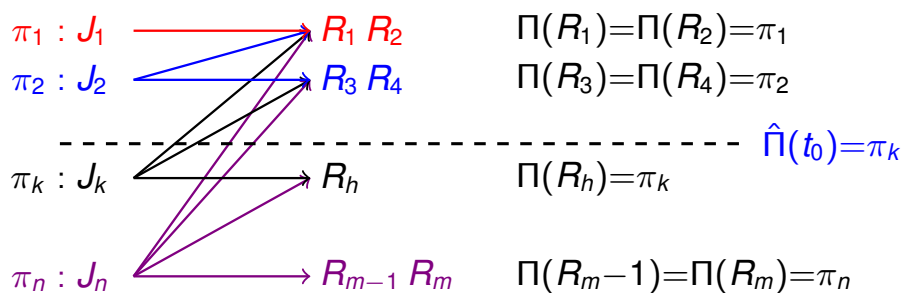
SOSERT'17

R10.2

## Il protocollo priority-ceiling

- Assegna ad ogni risorsa il valore **priority-ceiling** che indica la massima priorità tra i job che usano la risorsa
- Mantiene aggiornato il **current priority ceiling** del sistema  $\hat{\Pi}(t)$  che indica il massimo valore associato a tutte le risorse assegnate
- Job bloccanti ereditano la priorità dinamica dei job bloccati
- Al tempo  $t$  un solo job possiede tutte le risorse assegnate aventi **priority ceiling** uguale a  $\hat{\Pi}(t)$
- Se un job sta per ottenere una risorsa e  $\pi(t) > \hat{\Pi}(t)$ , nessun job di priorità uguale o superiore (compreso il job stesso) ha richiesto o richiederà risorse già assegnate
- Se un job sta per ottenere una risorsa e  $\pi(t) = \hat{\Pi}(t)$ , il job è il possessore di tutte le risorse assegnate aventi **priority ceiling** uguale a  $\hat{\Pi}(t)$
- I deadlock sono evitati

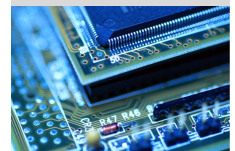
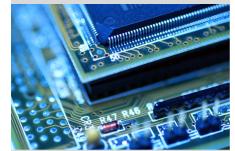
## Come si evitano i deadlock nel protocollo priority-ceiling



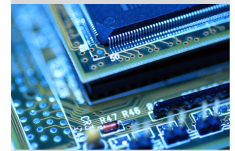
Se al tempo  $t_0$  un job  $J$  richiede una risorsa  $R$  e  $\pi(t_0) > \hat{\Pi}(t_0)$ :

- $J$  non chiederà mai alcuna risorsa già assegnata al tempo  $t_0$   
 $\Rightarrow$  nessun deadlock con risorse già assegnate
- Nessun job con priorità  $\geq \pi(t_0)$  chiederà alcuna risorsa già assegnata al tempo  $t_0$   
 $\Rightarrow$  nessun job che già possiede una risorsa al tempo  $t_0$  potrà interrompere  $J$  e richiedere  $R$

$\Rightarrow$  Il protocollo **priority-ceiling** evita i deadlock



## Durata dei blocchi nel protocollo priority-ceiling



Tre possibili cause di blocco: blocco **diretto**, per **priority-inheritance**, e per **priority-ceiling**

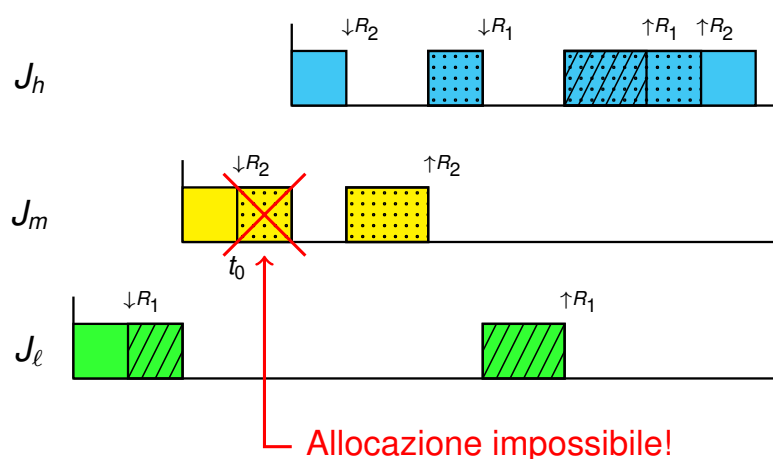
### Teorema

Utilizzando il protocollo priority-ceiling un job può essere bloccato al massimo per la durata di **una** sezione critica

Il teorema è conseguenza di due proprietà:

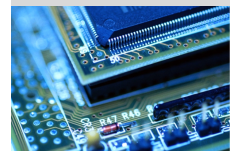
- 1 Se un job viene bloccato, è bloccato da un solo job
- 2 Non esiste *blocco transitivo*: non si verifica mai il caso  $J_3$  blocca  $J_2$  e  $J_2$  blocca  $J_1$

## Unicità del job bloccante

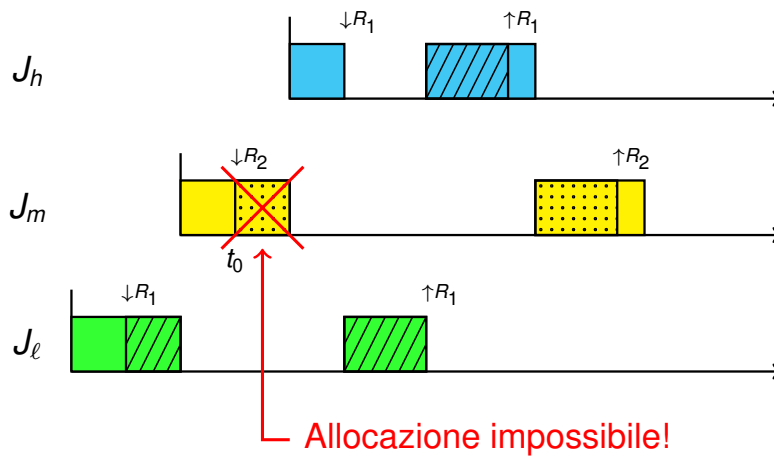


- $\pi_h > \pi_m > \pi_\ell \Rightarrow \Pi(R_1) \geq \pi_h$  e  $\Pi(R_2) \geq \pi_h$
- $\hat{\Pi}(t_0) \geq \Pi(R_1) \geq \pi_h$
- Requisito per allocazione a  $t_0$ :  $\pi_m > \hat{\Pi}(t_0) \geq \pi_h$

Se  $J_m$  acquisisce una risorsa a  $t_0$ , nessun job con priorità maggiore o uguale può richiedere una risorsa già in uso a  $t_0$



## Unicità del job bloccante (2)

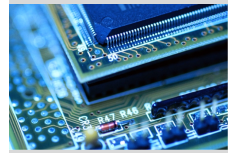


- $\pi_h > \pi_m > \pi_\ell \Rightarrow \Pi(R_1) \geq \pi_h$  e  $\Pi(R_2) \geq \pi_m$
- $\hat{\Pi}(t_0) \geq \Pi(R_1) \geq \pi_h$
- Requisito per allocazione a  $t_0$ :  $\pi_m > \hat{\Pi}(t_0) \geq \pi_h$

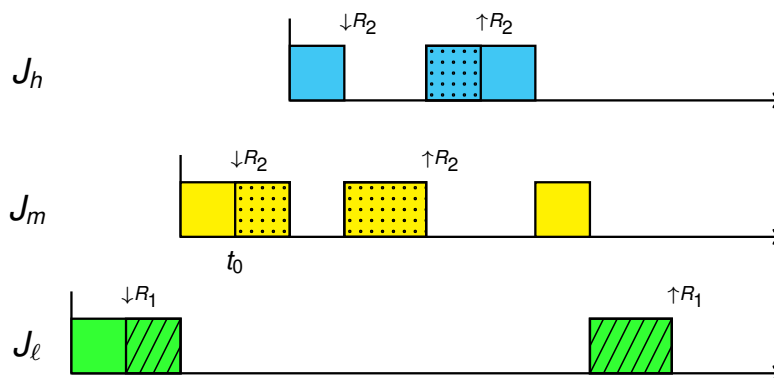
$J_h$  non può essere bloccato da  $J_\ell$  se  $J_\ell$  è stato interrotto da  $J_m$  e  $J_m$  ha acquisito una risorsa

SOSERT'17

R10.7



## Unicità del job bloccante (3)

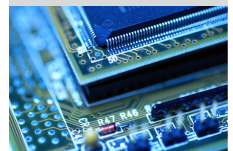


- $\pi_h > \pi_m > \pi_\ell \Rightarrow \Pi(R_1) \geq \pi_\ell$  e  $\Pi(R_2) \geq \pi_h$
- $\hat{\Pi}(t_0) \geq \Pi(R_1) \geq \pi_\ell$
- Requisito per allocazione a  $t_0$ :  $\pi_m > \hat{\Pi}(t_0) \geq \pi_\ell$

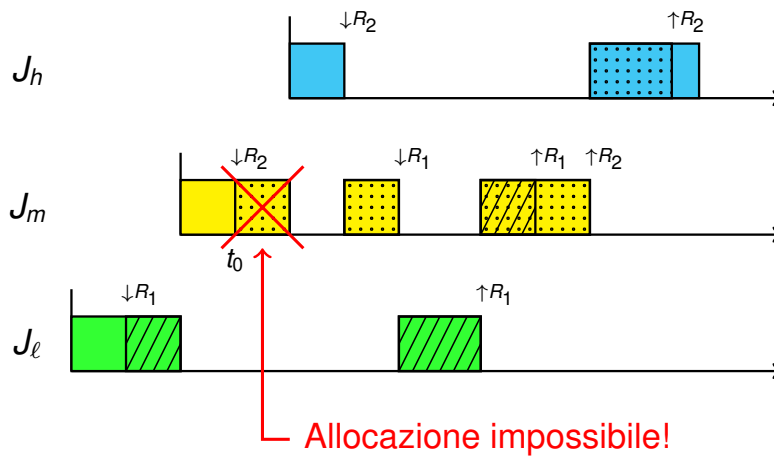
$J_h$  può essere bloccato da  $J_m$  solo se  $J_m$  possiede la risorsa che ha il massimo priority ceiling tra tutte quelle in uso ( $= \hat{\Pi}(t)$ )

SOSERT'17

R10.8

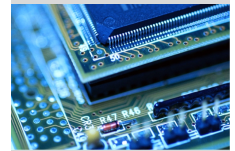


## Impossibilità del blocco transitivo



- $\pi_h > \pi_m > \pi_\ell \Rightarrow \Pi(R_1) \geq \pi_m$  e  $\Pi(R_2) \geq \pi_h$
- $\hat{\Pi}(t_0) \geq \Pi(R_1) \geq \pi_m$
- Requisito per allocazione a  $t_0$ :  $\pi_m > \hat{\Pi}(t_0) \geq \pi_m$

Se  $J_m$  blocca  $J_h$ ,  $J_m$  non può essere bloccato da  $J_\ell$



## Tempo di blocco per conflitto di risorse

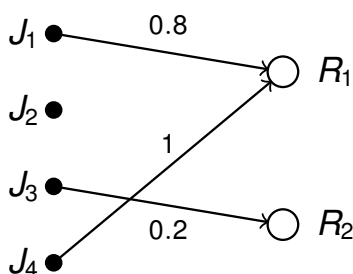
Il *tempo di blocco per conflitto di risorse*  $b_i(rc)$  è il massimo ritardo di un job del task  $T_i$  causato da un conflitto di risorse

*Come calcolare  $b_i(rc)$  per il protocollo priority-ceiling?*

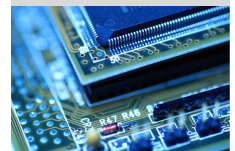
Con **priority ceiling** esistono 3 tipi di blocco: blocco diretto, blocco per **priority inheritance** e blocco per **priority ceiling**

Poiché ogni job è bloccato al massimo per la durata di una sola sezione critica, è sufficiente per ciascun task determinare i valori massimi dei ritardi introdotti da ciascun tipo di blocco

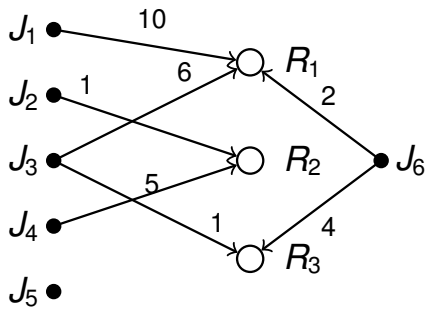
Esempio:  $J_1: [R_1; 0.8]$ ,  $J_2, J_3: [R_2; 0.2]$ ,  $J_4: [R_1; 1]$



- $J_4$  può bloccare direttamente  $J_1$  per 1 unità di tempo  $\Rightarrow b_1(rc) = 1$
- $J_4$  può bloccare  $J_2$  e  $J_3$  quando acquisisce  $R_1 \Rightarrow b_2(rc) = b_3(rc) = 1$
- Ovviamente  $b_4(rc) = 0$



## Tempo di blocco per conflitto di risorse (2)



Blocco diretto ( $B_d$ ):

$B_d$	$J_2$	$J_3$	$J_4$	$J_5$	$J_6$
$J_1$		6			2
$J_2$	*		5		
$J_3$		*			4
$J_4$			*		
$J_5$				*	

Blocco per inheritance ( $B_i$ ):

$B_i$	$J_2$	$J_3$	$J_4$	$J_5$	$J_6$
$J_1$					
$J_2$	*	6			2
$J_3$		*	5		2
$J_4$			*		4
$J_5$				*	4

Blocco per ceiling ( $B_c$ ):

$B_c$	$J_2$	$J_3$	$J_4$	$J_5$	$J_6$
$J_1$					
$J_2$	*	6			2
$J_3$		*	5		2
$J_4$			*		4
$J_5$				*	

- $B_i(r, c) = \max\{B_d(j, c) : 1 \leq j \leq r - 1\}$
- Se le priorità dei job sono tutte diverse,  $B_c = B_i$  tranne che per i job che non utilizzano risorse (non bloccano)
- $b_i(rc) = \max_k\{B_d(i, k), B_i(i, k), B_c(i, k)\}$

## Schedulabilità con priority-ceiling

*Come si controlla la schedulabilità di un sistema che usa il protocollo priority-ceiling?*

Applicando il test o le condizioni di schedulabilità ma considerando anche  $b_i(rc)$  nel tempo di blocco del task  $T_i$

Ad esempio, per la funzione di tempo richiesto si ha:

$$w_i(t) = e_i + b_i + \sum_{k=1}^{i-1} \left\lceil \frac{t}{p_k} \right\rceil e_k, \text{ ove}$$

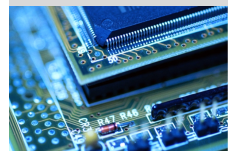
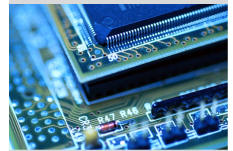
$$b_i = b_i(ss) + (K_i + 1) \cdot b_i(np) + (K_i + 1) \cdot b_i(rc), \text{ e}$$

$K_i$  è il numero massimo di autosospensioni per un job di  $T_i$

*Come cambia l'overhead dovuto ai cambi di contesto?*

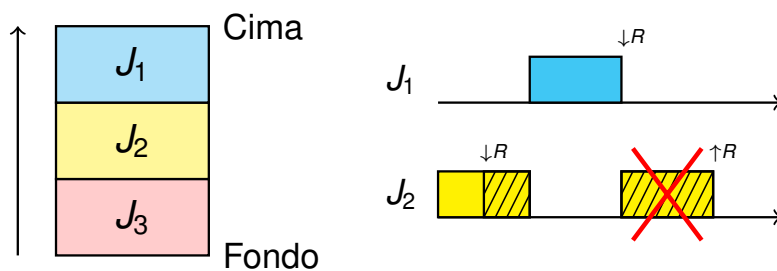
$$e'_i = e_i + 2 \cdot (K_i + 1) \cdot CS + 2 \cdot (K_i + 1) \cdot CS$$

(ultimo termine presente solo se il job usa risorse condivise!)



## Protocollo stack-based priority-ceiling

- Protocollo **stack-based priority-ceiling** (Baker 1991)
- Semplificazione del protocollo priority-ceiling
- Versione base: ogni tipo di risorsa condivisa ha 1 unità
- Motivato da una esigenza particolare:  
la condivisione di un unico stack da parte dei job
- Ogni job possiede una zona **contigua** dello stack
- Il job in esecuzione usa una zona in **cima** allo stack
- Lo spazio occupato da un job sullo stack è recuperato solo quando il job completa l'esecuzione



Nessun job deve bloccare o auto-sospendersi!

## Protocollo stack-based priority-ceiling (2)

Per ogni risorsa  $R$ ,  $\Pi(R)$  definito come nel protocollo priority-ceiling

### Regola di aggiornamento di $\hat{\Pi}(t)$

$\hat{\Pi}(t)$  è il massimo priority-ceiling tra tutte le risorse allocate, oppure  $\Omega$  se tutte le risorse sono libere

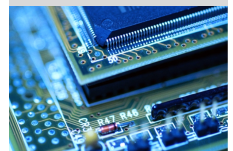
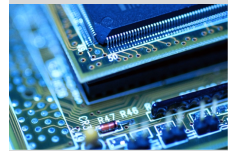
### Regola di schedulazione

Non appena rilasciato, un job  $J$  con priorità assegnata  $\pi$  non può essere eseguito finché è vera la condizione  $\pi \leq \hat{\Pi}(t)$

I job eseguibili sono schedulati in modo interrompibile in accordo alle priorità assegnate

### Regola di allocazione

Quando un job richiede una risorsa, la richiesta è soddisfatta







## Protocollo ceiling-priority

Utilizzato nel [Real-Time Systems Annex](#) di [Ada95](#)

### Regole di schedulazione

- (a) Se un job non possiede alcuna risorsa, la sua priorità è quella assegnata dallo scheduler
- (b) Se un job possiede una risorsa, la sua priorità è uguale al massimo [priority ceiling](#) di tutte le risorse assegnate al job

Job con priorità identica sono schedulati in modo FIFO

### Regola di allocazione

Quando un job richiede una risorsa, la richiesta è soddisfatta

*Ceiling-priority e stack-based priority-ceiling sono differenti?*

Senza auto-sospensione producono schedulazioni identiche

Però è possibile modificare le regole di [ceiling-priority](#) per consentire l'auto-sospensione

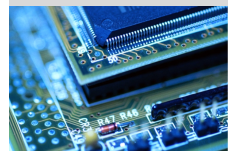
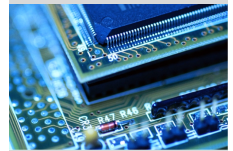
## Confronto tra priority-ceiling e stack-based priority-ceiling

- Nel caso peggiore i protocolli sono equivalenti:

### Teorema (Baker 1991)

I tempi di blocco massimi  $b_i(rc)$  dovuti ai conflitti di risorse per [priority-ceiling](#) e per [stack-based priority-ceiling](#) sono identici

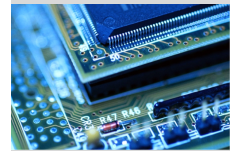
- Scheduler basati su [stack-based priority-ceiling](#) o [ceiling-priority](#) sono più semplici ed efficienti
- Scheduler basati su [stack-based priority-ceiling](#) o [ceiling-priority](#) hanno meno cambi di contesto
- I cambi di priorità dinamica sono meno frequenti in [priority-ceiling](#) perché si verificano solo in caso di effettiva contesa di una risorsa



## Controllo d'accesso per job con auto-sospensione

I vari protocolli devono essere adattati in presenza di job che si auto-sospendono

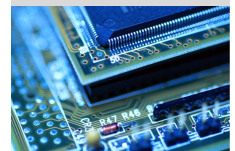
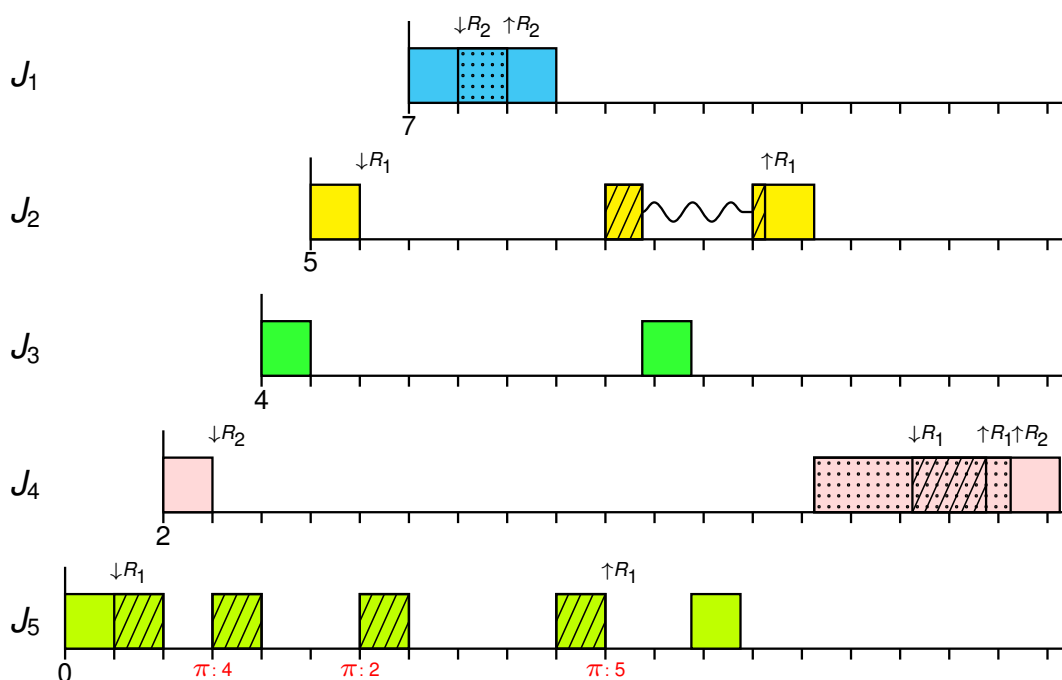
- **NPCS**: se l'auto-sospensione avviene entro una sezione critica ogni richiesta per qualunque risorsa va rifiutata
- **Priority-inheritance**: se un job  $J$  è bloccato su una risorsa posseduta da un job  $J'$  auto-sospeso, la priorità dinamica di  $J'$  è aggiornata solo se  $\pi(t) > \pi'(t)$
- **Priority-ceiling**: stesse modifiche di **priority-inheritance**
- **Stack-based priority-ceiling**: l'auto-sospensione non è mai ammessa
- **Ceiling-priority**: se un job si auto-sospende in una sezione critica nessun job di priorità minore o uguale può essere eseguito



## Esempio di priority-ceiling con auto-sospensione

	$J_1$	$J_2$	$J_3$	$J_4$	$J_5$	$J_1: [R_2; 1]$	$J_2: [R_1; 1]$	$\Pi(R_1)=2$
$r$	7	5	4	2	0	$J_4: [R_2; 4]$	$[R_1; 1.5]$	$J_5: [R_1; 4]$
$e$	3	3	2	6	6			$\Pi(R_2)=1$

$\hat{\pi}(t): \Omega \ 2 \quad 1 \ 2 \ \Omega 2 \quad \Omega \ 1 \quad \Omega$



## Tempi di blocco con auto-sospensione

Considerando job con auto-sospensione:

- NPCS:

$$b_i = b_i(ss) + (K_i + 1) \cdot \max \{b_i(np), b_i(rc)\}$$

- Priority-ceiling e ceiling-priority:

$$b_i = b_i(ss) + (K_i + 1) \cdot (b_i(np) + b_i(rc))$$

## Priority-ceiling in sistemi a priorità dinamica

È possibile applicare i protocolli [priority-ceiling](#) e [ceiling-priority](#) anche a sistemi con priorità dinamica (Chen, Lin 1990)

Il valore [priority ceiling](#) di una risorsa non è più costante: dipende dalla priorità dinamica dei job che potenzialmente fanno uso della risorsa

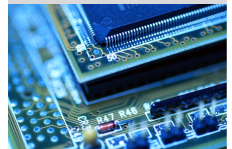
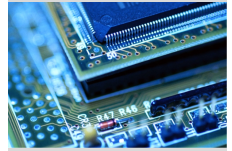
Ad esempio, con [EDF](#) per ogni nuovo job rilasciato è necessario aggiornare:

- i valori numerici di priorità di tutti i job attivi
- i valori [priority ceiling](#) di tutte le risorse
- il valore del [current priority ceiling](#) di sistema

Ancora peggiore è il caso di una scheduler con priorità dinamica a livello di job!

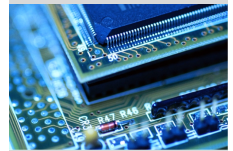
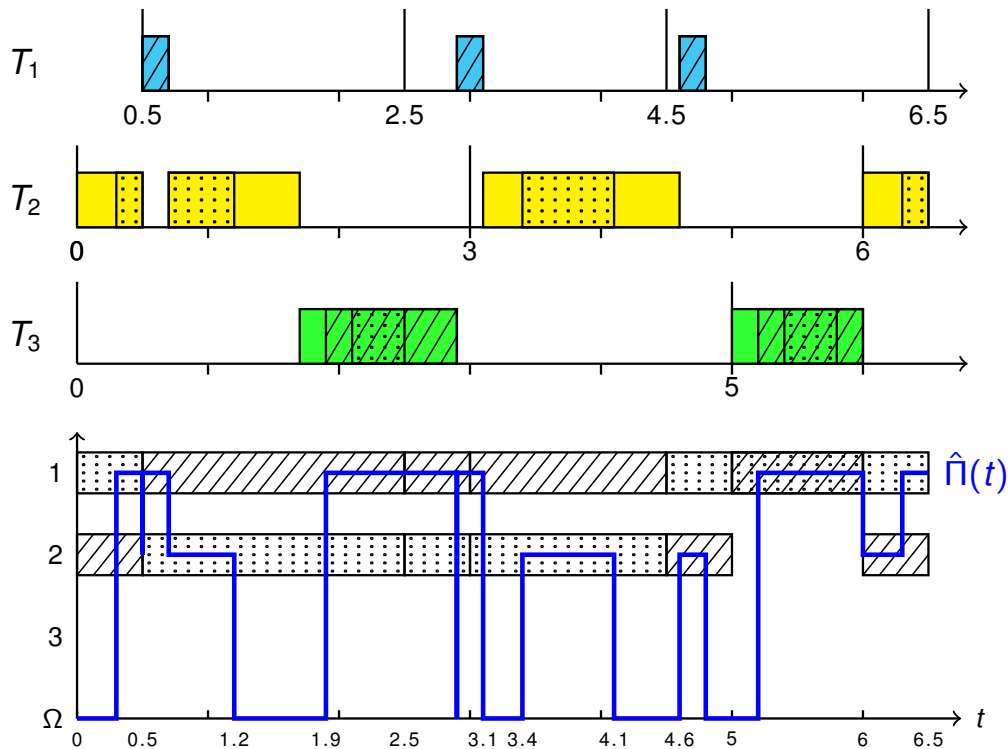
Questi protocolli di controllo d'accesso funzionano, ma gli algoritmi sono complessi e l'implementazione costosa

Altri protocolli come NPCS o priority-inheritance sono più adatti a sistemi con priorità dinamica



## Esempio di priority-ceiling con schedulazione EDF

$$T_1=(0.5, 2, 0.2, 2; [R_1; 0.2]), \quad T_2=(3, 1.5; [R_2; 0.7]), \\ T_3=(5, 1.2; [R_1; 1[R_2; 0.4]])$$



## Accesso alle risorse di job aperiodici e sporadici

I protocolli di controllo d'accesso alle risorse sono utilizzabili anche con job aperiodici eseguiti in server periodici

**Problema:** un server procrastinabile o sporadico esaurisce il budget mentre il job in esecuzione è entro una sezione critica

**Soluzione:**

- (1) L'esecuzione in una sezione critica del server periodico lo rende non interrompibile, anche se il budget è esaurito
- (2) L'eventuale ritardo del server periodico è recuperato assegnando corrispondentemente meno budget nei rifornimenti successivi
- (3) Nel controllare la schedulabilità si deve considerare tra i tempi di blocco anche il tempo d'esecuzione della più lunga sezione critica dei job aperiodici

