Lezione R10

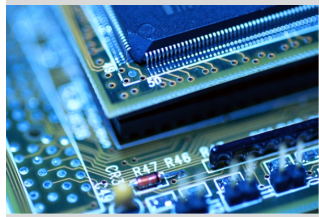
Controllo d'accesso alle risorse condivise – II

Sistemi embedded e real-time

11 dicembre 2012

Marco Cesati

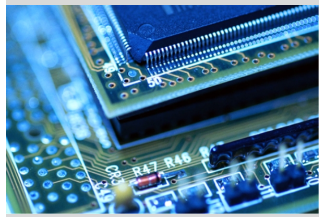
Dipartimento di Ingegneria Civile e Ingegneria Informatica
Università degli Studi di Roma Tor Vergata



Di cosa parliamo in questa lezione?

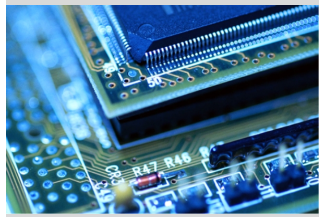
In questa lezione terminiamo il discorso sui protocolli di controllo d'accesso alle risorse condivise

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



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 ottiene una risorsa e $\pi(t) > \hat{\Pi}(t)$, nessun job di priorità uguale o superiore (compreso il job stesso) utilizza risorse già assegnate
- Se un job ottiene una risorsa e $\pi(t) \leq \hat{\Pi}(t)$, il job è il possessore di tutte le risorse assegnate aventi priority ceiling uguale a $\hat{\Pi}(t)$
- I deadlock sono evitati



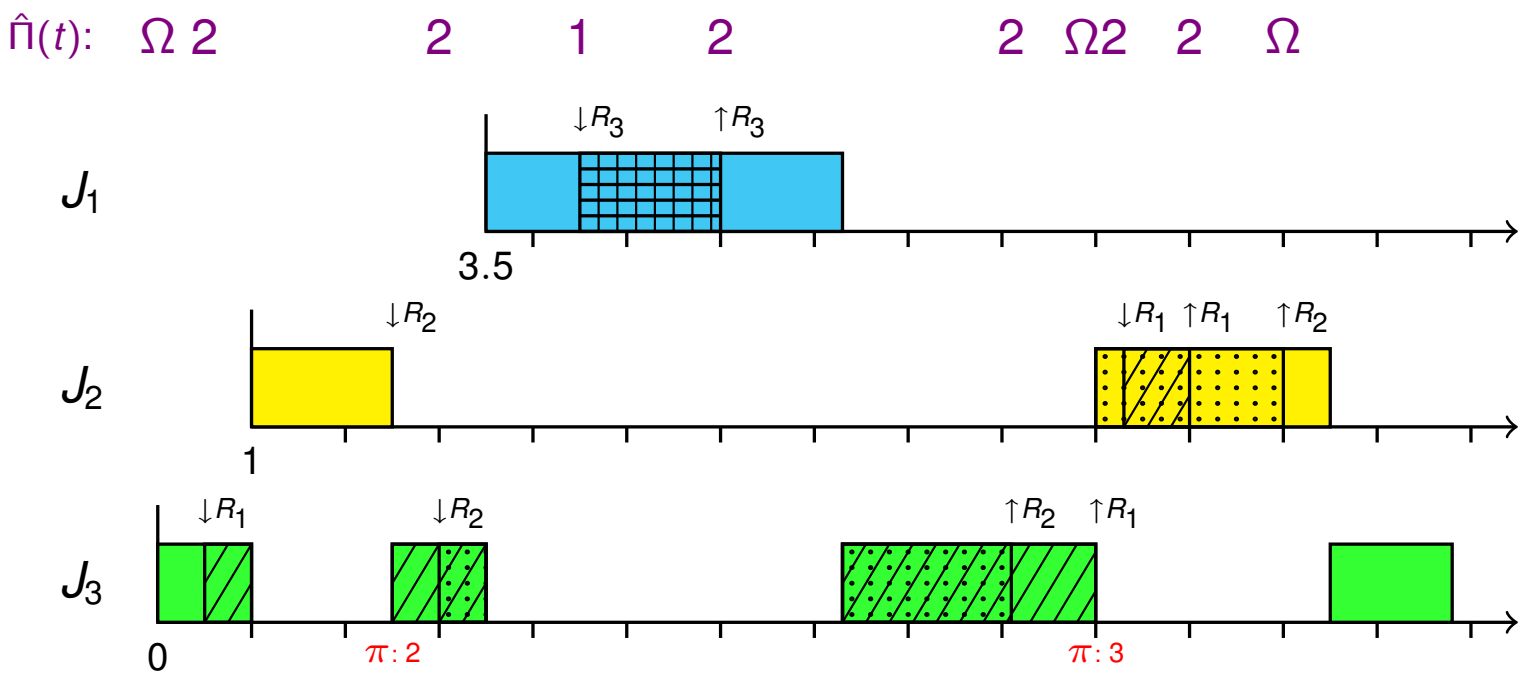
Come si evitano i deadlock nel protocollo priority ceiling

	J_1	J_2	J_3
r	3.5	1	0
e	3.8	4	6

J_1:$[R_3; 1.5]$

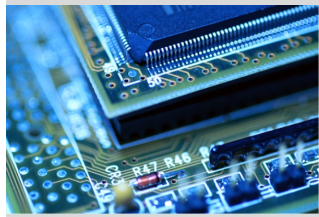
J_2:$[R_2; 2\,[R_1; 0.7]]$ J_3:$[R_1; 4.2\,[R_2; 2.3]]$

$\Pi(R_1)$=2 $\Pi(R_2)$=2 $\Pi(R_3)$=1

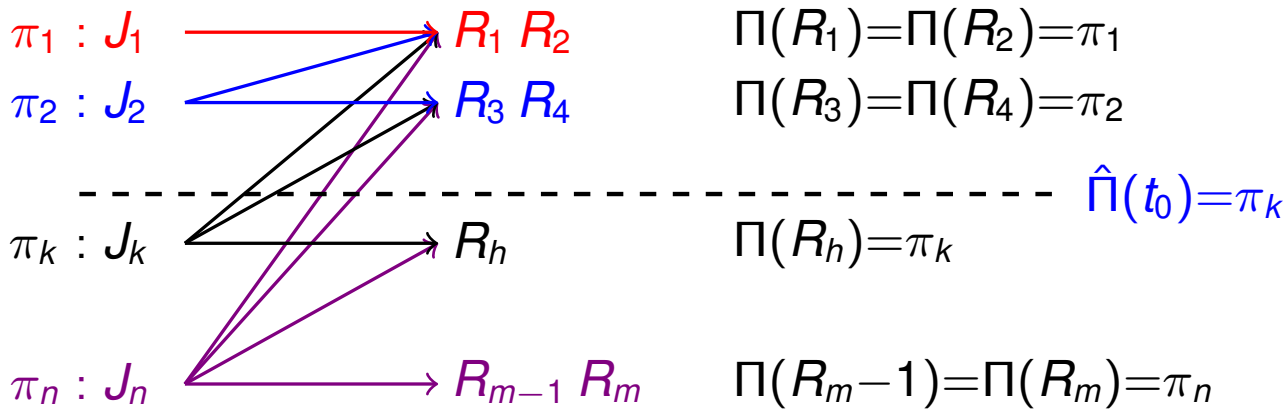


Al tempo 2.5 J_2 richiede R_2, ma la richiesta viene rifiutata anche se R_2 è libera $\Rightarrow$ si evita un possibile deadlock con J_3

I job con priorità corrente maggiore di $\hat{\Pi}(t)$ possono acquisire risorse senza rischiare deadlock con le risorse già assegnate



Come si evitano i deadlock nel protocollo priority-ceiling (2)



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

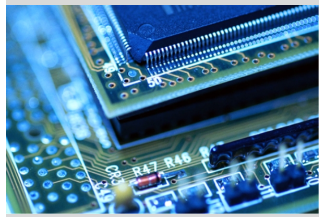
- J non chiederà mai alcuna risorsa già assegnata al tempo t_0

  $\Rightarrow$ 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

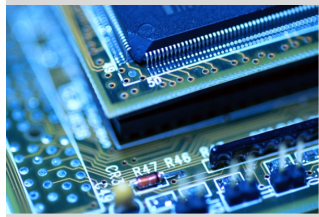
Tre possibili cause di blocco: blocco diretto, per priority-inheritance, e per priority-ceiling

Teorema

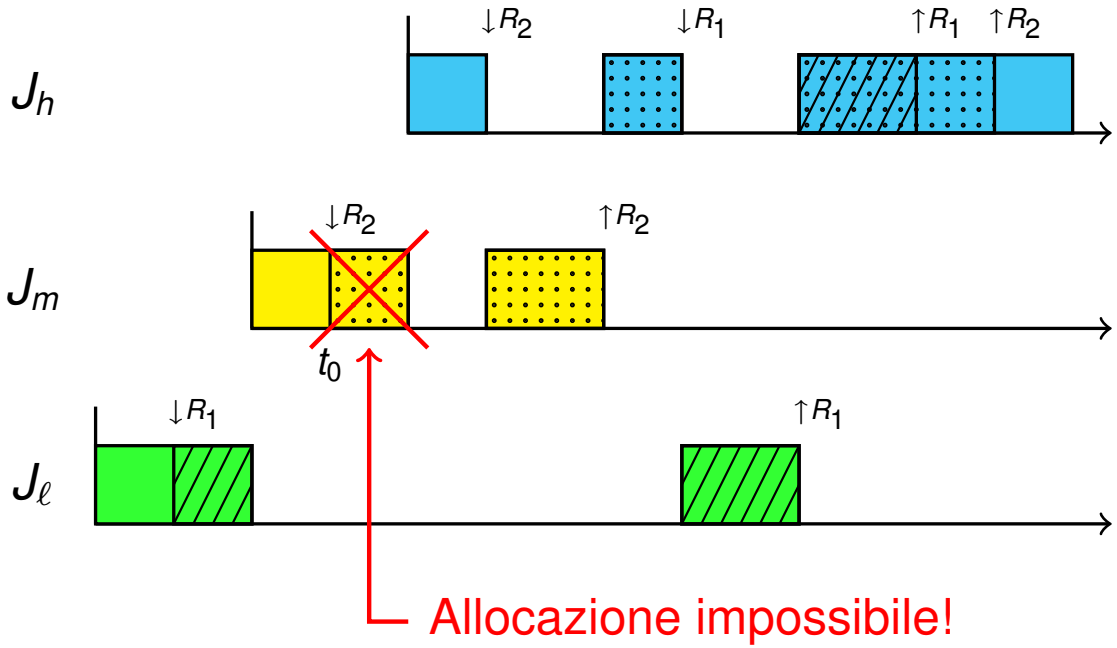
Utilizzando il protocollo priority-ceiling un job può essere bloccato al massimo per la durata di **una** sezione critica

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

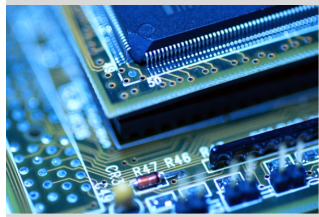


Unicità del job bloccante

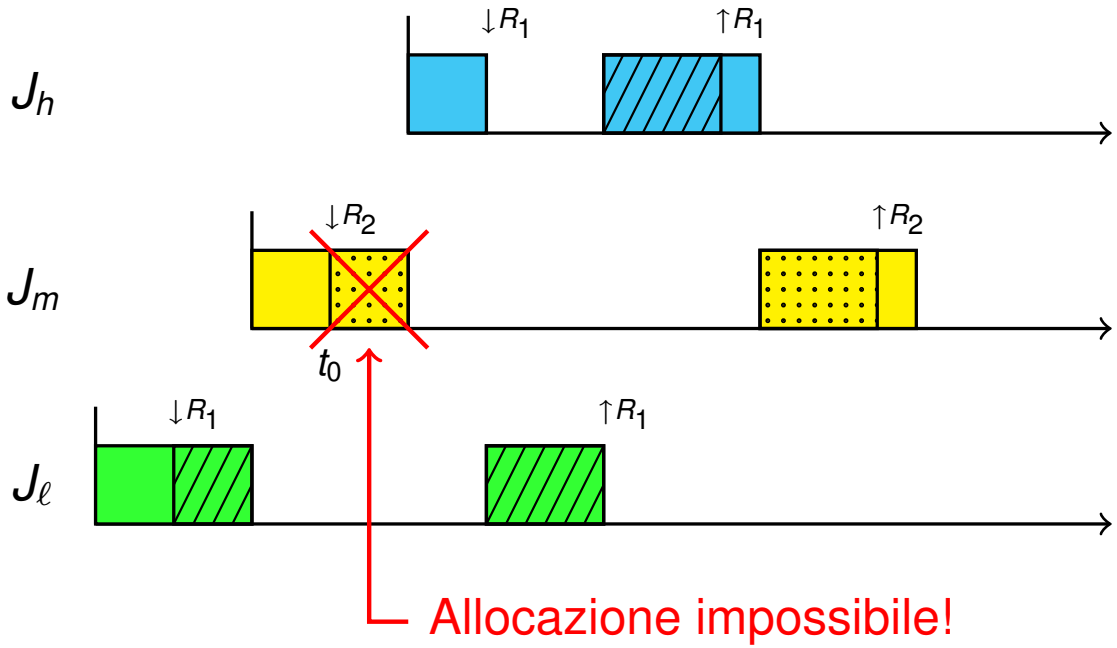


- $\pi_h > \pi_m > \pi_\ell \quad \Rightarrow \quad \Pi(R_1) \geq \pi_h$ e $\Pi(R_2) \geq \pi_h$
- $\hat{\Pi}(t_0) \geq \Pi(R_1) \geq \pi_h$
- Requisito per allocazione a t_0: $\pi_m > \hat{\Pi}(t_0) \geq \pi_h$

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

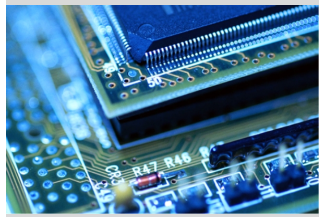


Unicità del job bloccante (2)

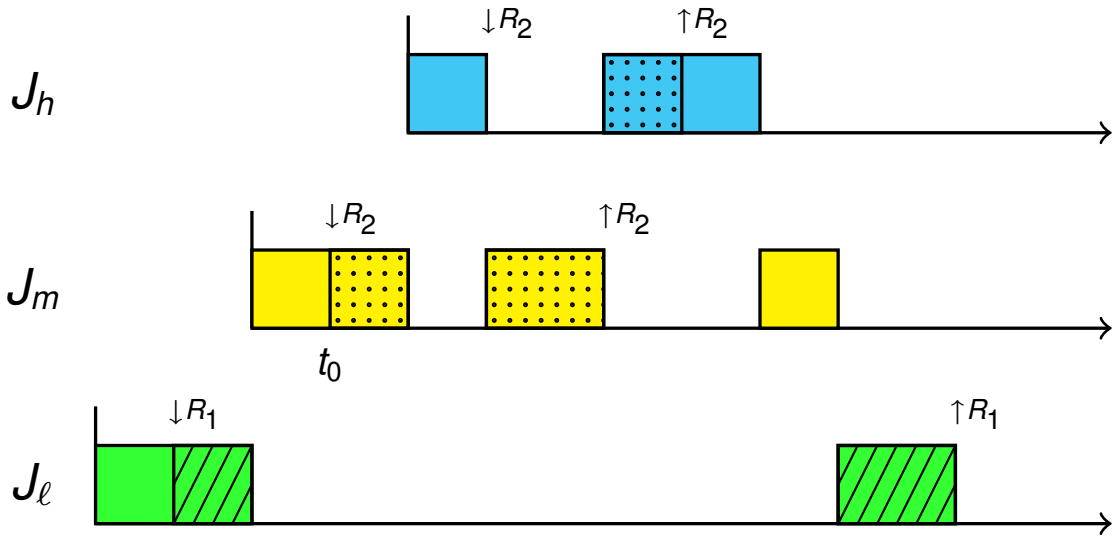


- $\pi_h > \pi_m > \pi_\ell \quad \Rightarrow \quad \Pi(R_1) \geq \pi_h$ e $\Pi(R_2) \geq \pi_m$
- $\hat{\Pi}(t_0) \geq \Pi(R_1) \geq \pi_h$
- Requisito per allocazione a t_0: $\pi_m > \hat{\Pi}(t_0) \geq \pi_h$

J_h non può essere bloccato da J_ℓ se J_ℓ è stato interrotto da J_m e J_m ha acquisito una risorsa

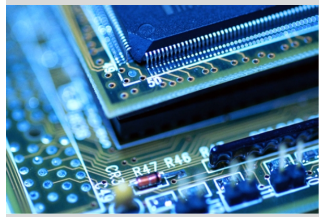


Unicità del job bloccante (3)

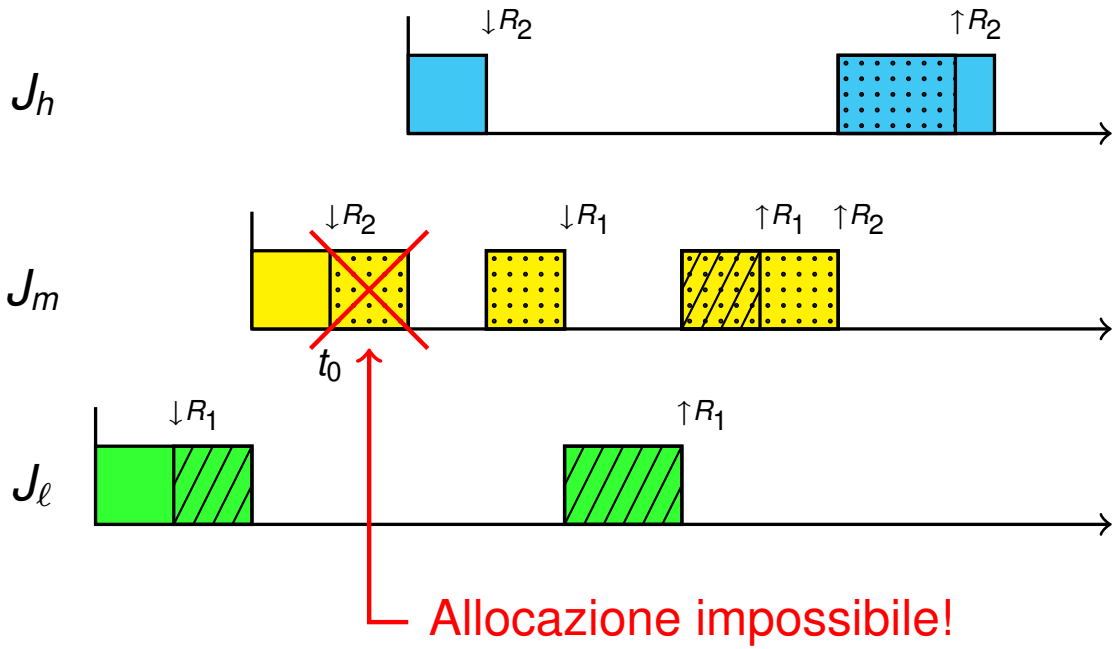


- $\pi_h > \pi_m > \pi_\ell \quad \Rightarrow \quad \Pi(R_1) \geq \pi_\ell$ e $\Pi(R_2) \geq \pi_h$
- $\hat{\Pi}(t_0) \geq \Pi(R_1) \geq \pi_\ell$
- Requisito per allocazione a t_0: $\pi_m > \hat{\Pi}(t_0) \geq \pi_\ell$

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 ($= \hat{\Pi}(t)$)

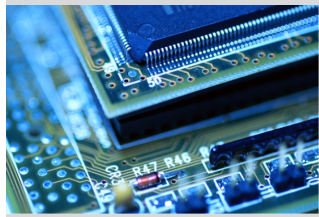


Impossibilità del blocco transitivo



- $\pi_h > \pi_m > \pi_\ell \quad \Rightarrow \quad \Pi(R_1) \geq \pi_m$ 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_ℓ



Tempo di blocco per conflitto di risorse

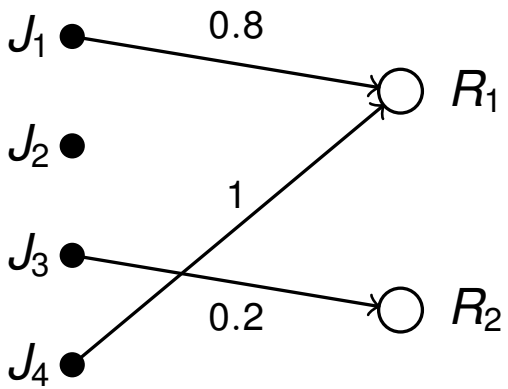
Il *tempo di blocco per conflitto di risorse* $b_i(rc)$ è il massimo ritardo di un job del task T_i causato da un conflitto di risorse

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

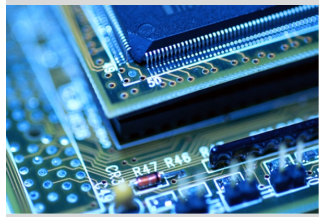
Con priority ceiling esistono 3 tipi di blocco: blocco diretto, blocco per priority inheritance e blocco per priority ceiling

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

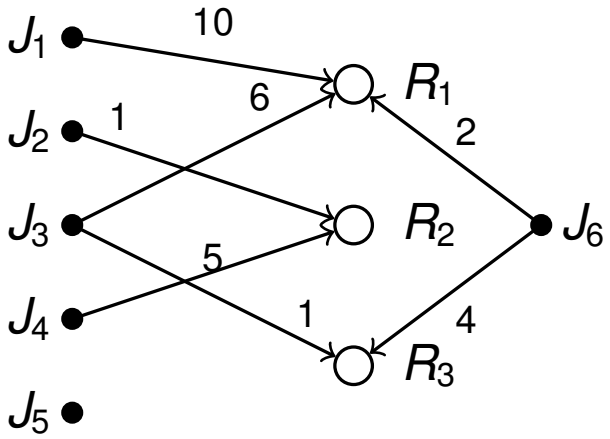
Esempio: J_1:[R_1; 0.8], J_2, J_3:[R_2; 0.2], J_4:[R_1; 1]



- 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				$*$	

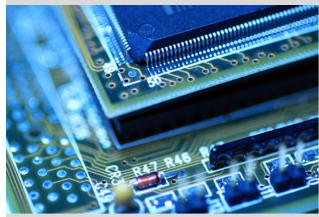
Blocco per inheritance (B_i):

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:

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

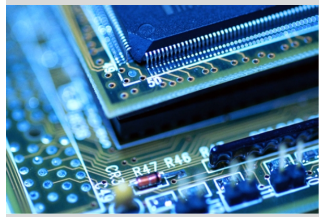
$b_i = b_i(ss) + (K_i + 1) \cdot b_i(np) + (K_i + 1) \cdot b_i(rc)$, e

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

Come cambia l'overhead dovuto ai cambi di contesto?

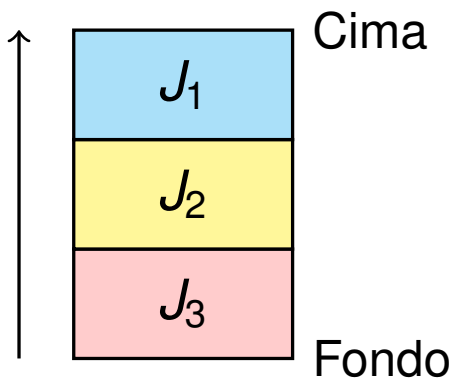
$$e'_i = e_i + 2 \cdot (K_i + 1) \cdot CS + 2 \cdot (K_i + 1) \cdot CS$$

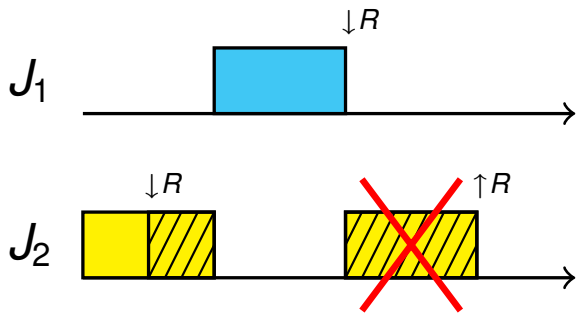
(ultimo termine presente solo se il job usa risorse condivise!)



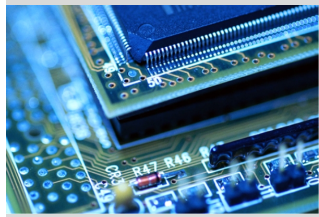
Protocollo stack-based priority-ceiling

- 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 Ω se tutte le risorse sono libere

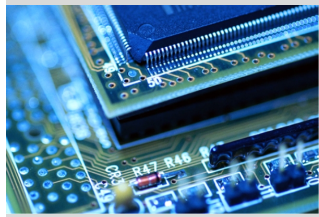
Regola di schedulazione

Non appena rilasciato, un job J con priorità assegnata π 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



Proprietà del protocollo stack-based priority-ceiling

Un job J_h può interrompere un job J_ℓ avente priorità più bassa?

Sì, però J_l non può tornare in esecuzione prima che J_h termini

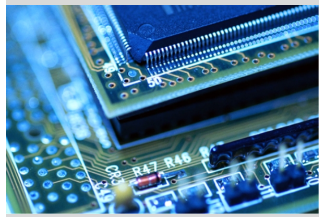
Quando un job J comincia l'esecuzione, tutte le risorse che utilizza sono libere? ***Sì!***

Infatti inizia ad eseguire quando la sua priorità assegnata π diventa $\pi > \hat{\Pi}(t)$, ossia quando nessuna risorsa che utilizza è assegnata

Nel protocollo stack-based priority-ceiling non si verificano mai deadlock

Per la correttezza del protocollo è necessario che i job non si auto-sospendano? ***Si!***

Il controllo d'accesso è effettuato solo al rilascio di un job e assume che il job non venga sospeso



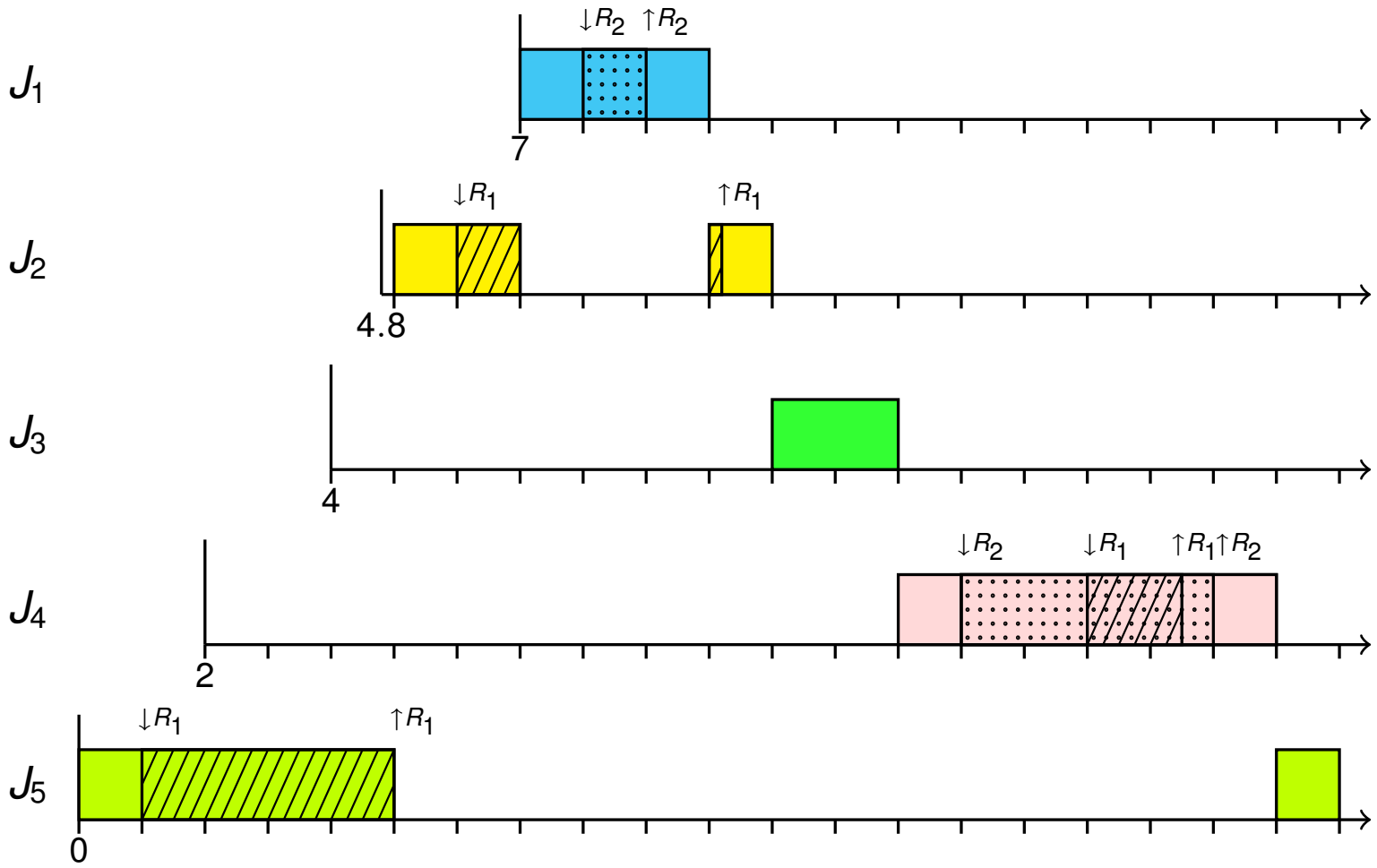
Esempio di schedulazione con stack-based priority-ceiling

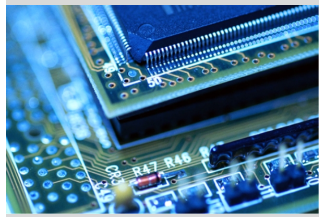
	J_1	J_2	J_3	J_4	J_5
r	7	4.8	4	2	0
e	3	3	2	6	6

J_1:$[R_2; 1]$ J_2:$[R_1; 1.2]$ $\Pi(R_1)=2$

J_4:$[R_2; 4\,[R_1; 1.5]]$ J_5:$[R_1; 4]$ $\Pi(R_2)=1$

$\hat{\Pi}(t)$: Ω 2 Ω 2 1 2 Ω 1 Ω





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

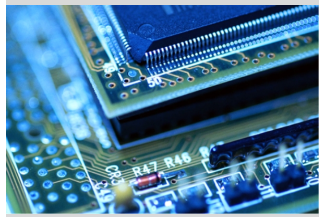
Regola di allocazione

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



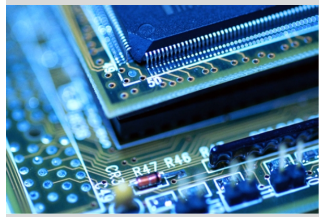
Confronto tra priority-ceiling e stack-based priority-ceiling

- 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

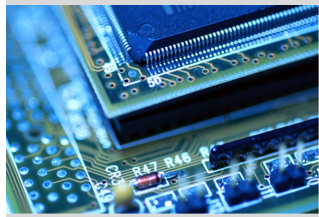
- Scheduler basati su stack-based priority-ceiling o ceiling-priority sono più semplici ed efficienti
- Scheduler basati su stack-based priority-ceiling o ceiling-priority hanno meno cambi di contesto
- I cambi di priorità dinamica sono meno frequenti in priority-ceiling perché si verificano solo in 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

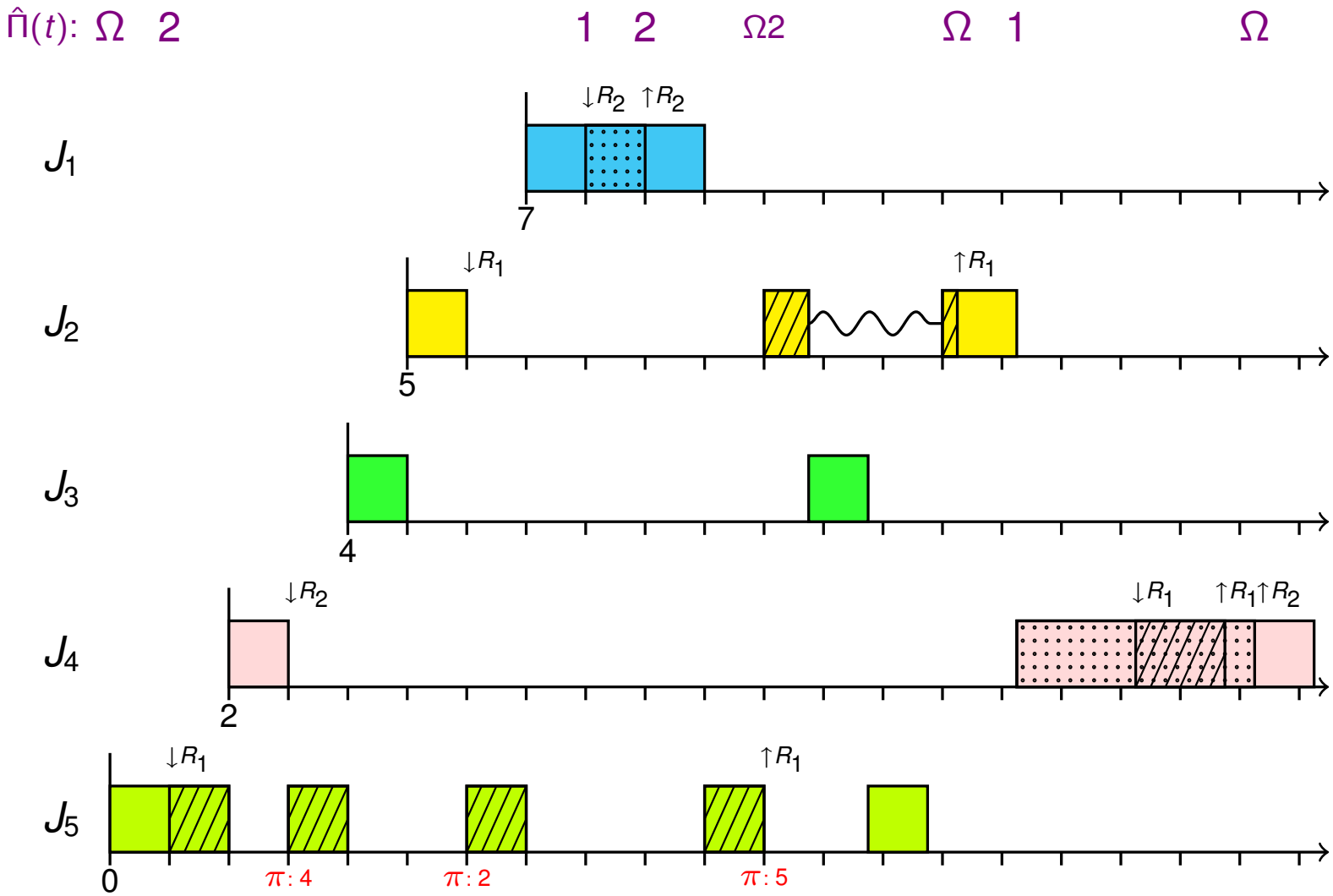


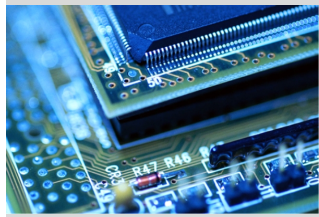
Esempio di priority-ceiling con auto-sospensione

	J_1	J_2	J_3	J_4	J_5
r	7	5	4	2	0
e	3	3	2	6	6

$J_1:[R_2;1]$ $J_2:[R_1;1]$ $\Pi(R_1)=2$

$J_4:[R_2;4\,[R_1;1.5]]$ $J_5:[R_1;4]$ $\Pi(R_2)=1$





Tempi di blocco con auto-sospensione

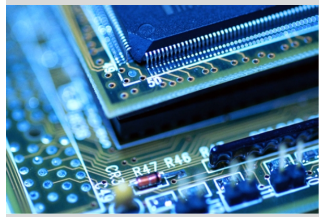
Considerando job con auto-sospensione:

- 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

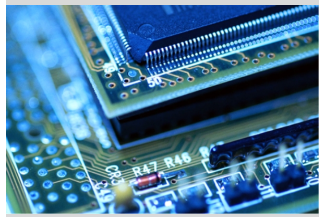
Ad esempio, con EDF per ogni nuovo job rilasciato è necessario aggiornare:

- 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!

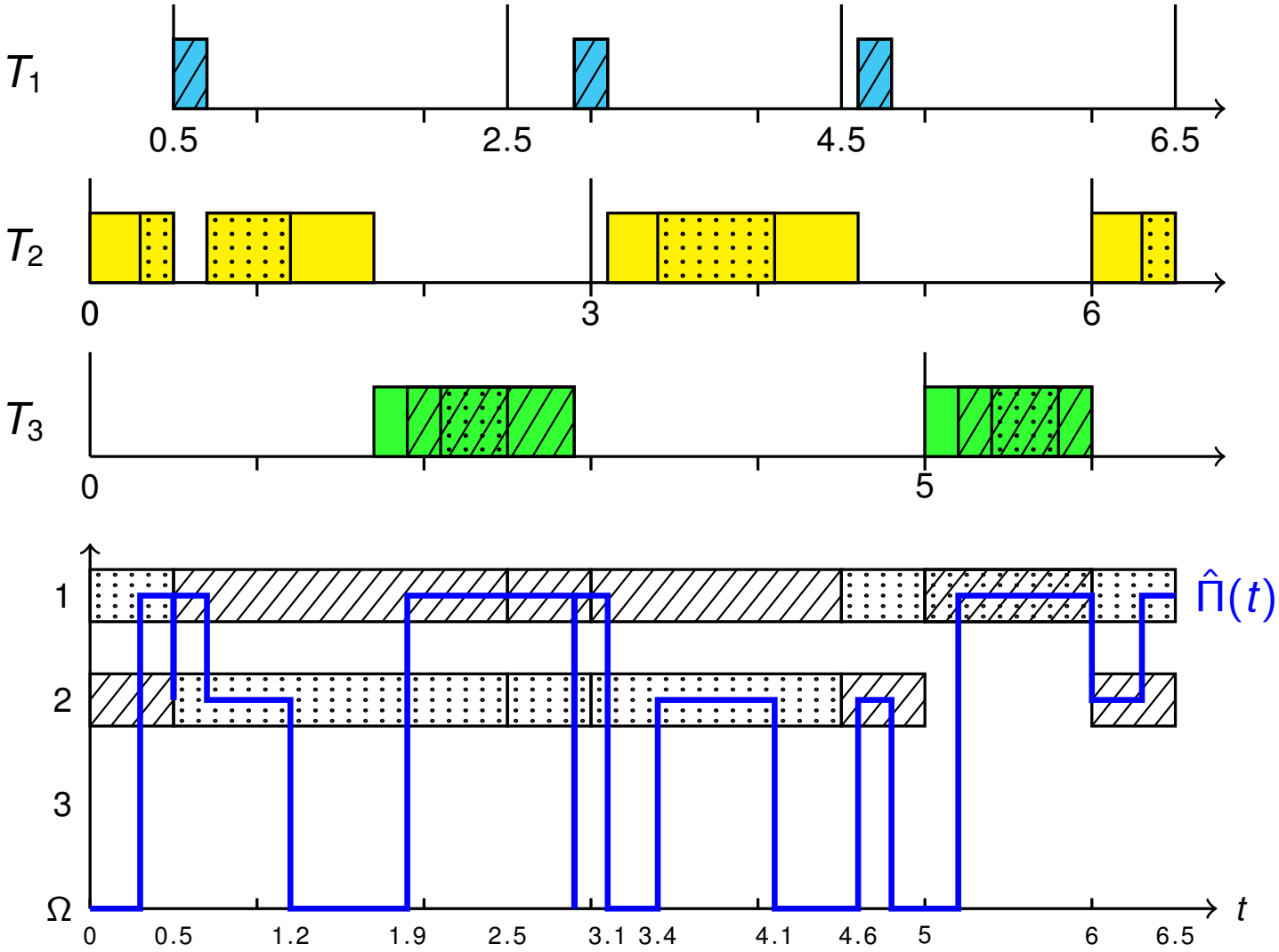
Questi protocolli di controllo d'accesso funzionano, ma gli algoritmi sono complessi e l'implementazione costosa

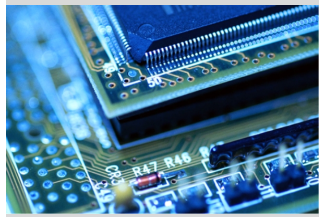
Altri protocolli come NPCS o priority-inheritance sono più adatti a sistemi con priorità dinamica



Esempio di priority-ceiling con schedulazione EDF

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





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 procastinabile 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