Università degli studi di Modena e Reggio Emilia

Dipartimento di Ingegneria Enzo Ferrari

Real Time Embedded System

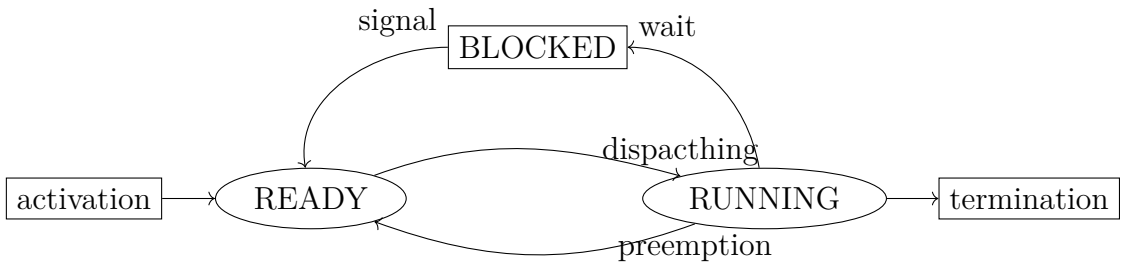
Anno Accademico 2023/24

Indice

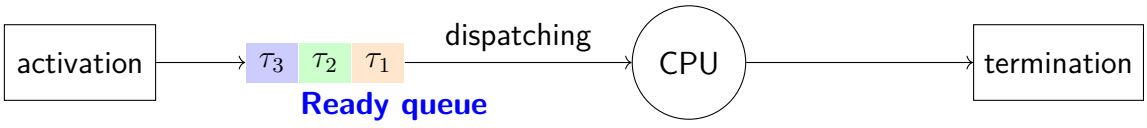
Capitolo 1

Introduzione

Task: è un insieme di sequenze di istruzioni, che in assenza di altre attività, vengono continuamente eseguite dal processore finché non vengono completate.
Può essere un processo o un thread in base al sistema operativo.



Ready Queue: i task "pronti" (*ready*) sono contenuti all'interno di una coda di attesa, anche nota come *ready queue*. Le strategie con cui vengono scelti i task dalla coda per essere eseguiti sulla *CPU* sono gli ***scheduling algorithms***.

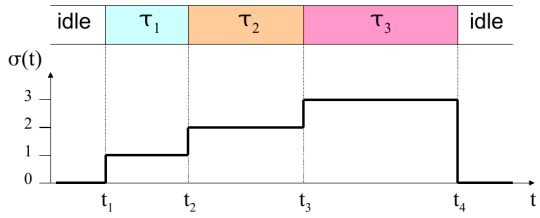


Scheduling può essere definito ***preemptive*** ovvero se il task in esecuzione in un certo istante di tempo t_i può essere temporaneamente sospeso per eseguire un task con importanza maggiore, mentre si dice ***non-preemptive*** se il task in esecuzione non può essere sospeso finché non viene completato.

Schedule: uno *schedule* è un particolare assegnamento di task ad un processore. Dato un ***taskset*** $\mathcal{T} = \{\tau_1, ..., \tau_n\}$ uno *schedule* viene mappato to σ:

$$\mathbb{R}^+ \to \mathbb{N} \mid \forall t \in \mathbb{R}^+ \qquad \sigma(t) = \begin{cases} k > 0 & \text{if } \tau_k \text{ is running} \\ 0 & \text{if the processor is idle} \end{cases}$$

Consideriamo il *task set*: $\{\tau_1, \tau_2, \tau_3\}$



Nei punti t_1, t_2, t_3 e t_4 viene eseguito un ***content switch***, ogni intervallo di tempo $[t_i, t_{i+1})$ viene chiamato ***time slice***.

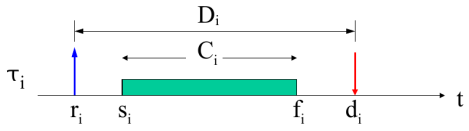


Figura 1.1: Real-time tasks

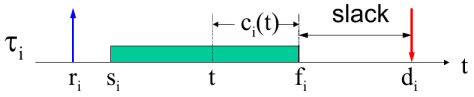


Figura 1.2: Real-time tasks

- $\mathbf{r}_i$ è il ***request time***.
- $\mathbf{s}_i$ è lo ***start time*** ovvero il tempo in cui il task inizia l'esecuzione.
- $\mathbf{C}_i$ è il tempo di esecuzione in caso peggiore (***WCET***).
- $\mathbf{d}_i$ è la ***deadline*** **assoluta**, mentre $\mathbf{D}_i$ è la ***deadline*** **relativa**.
- $\mathbf{f}_i$ è il ***finishing time*** ovvero il tempo effettivo in cui il task completa il suo lavoro
- ***lateness***: $L_i = f_i - d_i$, è quindi la differenza tra il tempo di fine del task e la sua deadline assoluta, se ≤ 0 allora il task ha rispettato la sua deadline se no la deadline è stata missata [***tardiness***: $max(0, L_i)$]

- ***Residual WCET***: $c_i(t)$
- ***laxity (o slack)***: $d_i - t - c_i(t)$

Tasks vs. Jobs: un task è un infinita sequenza di istanze che vengono ripetute [*jobs*]. È possibile differenziare varie tipologie di *task* in base a quale deve essere la loro garanzia di rispetto delle loro *deadline*:

1. ***Hard Task***: tutti i *jobs* devono rispettare le proprie deadline, mancare una deadline comporta serie conseguenze.
2. ***Firm Task***: solo alcuni *jobs* possono missare la loro deadline.
3. ***Soft Task***: i *jobs* possono missare la loro deadline, l'obiettivo è quello di massimizzare la ***responsiveness***.

Un sistema operativo capace di gestire *hard task* viene chiamato ***hard real-time system***. I *tasks* possono avere due modalità di **attivazione**:

1. ***time driven***: anche noti come **tasks periodici**, i task vengono automaticamente attivati dal *kernel* ad intervalli regolari. Definiamo il task come: $\tau_i(C_i, T_i, D_i)$ dove $\mathbf{T_i}$ è il periodo a cui quel task viene invocato.

$$\begin{cases} r_{i,k} = \Phi_i + (k+1) \cdot T_i \qquad k = 1 \rightarrow r_{i1} = \Phi_i \\ d_{i,k} = r_{i,k} + D_i \end{cases}$$

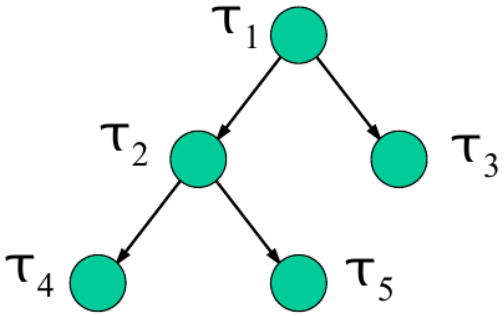
2. ***event driven***: anche noti come **tasks aperiodici**, ovvero il task viene attivato all'arrivo di un evento o per un'invocazione esplicita della sua primitiva di invocazione. A loro volta possono dividersi in:
   - ***aperiodic***: $r_{i,k+1} > r_{i,k}$
   - ***sporadic***: $r_{i,k+1} \geq r_{i,k} + T_i$

Sui *tasks* possono essere imposti dei vincoli, che si differenziano in:

- ***timinig constraints***: ovvero dei vincoli sul tempo di esecuzione [*deadline*, *activation*, *completition* e *jitter*], possono essere **impliciti** o **espliciti**:

  - ***explicit constraints***: sono definite nelle specifiche del sistema di attivazione: apertura della valvola ogni 10s
  - ***implicit constraints***: non appaiono nelle specifiche direttamente, ma devono essere rispettate per seguire i vincoli di utilizzo del sistema: schivare ostacoli mentre si corre ad una velocità v.

- ***precedence constraints***: alcuni task devono rispettare delle precedenze di esecuzione, normalmente specificate da un ***Directed Acyclic Graph***:



predecessore

$\tau_1 \prec \tau_4$

predecessore immediato

$\tau_1 \rightarrow \tau_2$

- ***resource constraints***: per preservare *data consistency* bisogna accedere alle risorse condivise in **mutua esclusione**, che però introduce un *delay*.

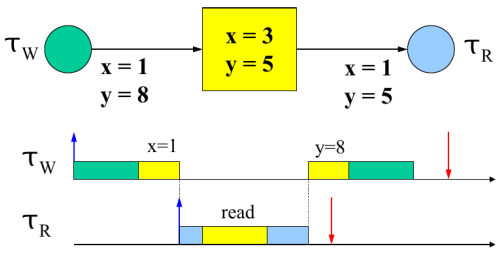


Figura 1.3: *no mutual exclusion*

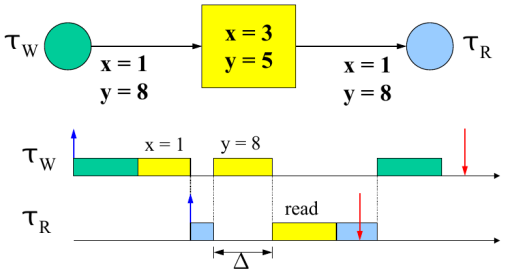


Figura 1.4: *mutual exclusion*

Mentre si analizza un *tasks set* e si cerca che il tempo di esecuzion sia vincolato da vincoli imposti in fase di progettazione, ad esempio $t_r \leq 10$, anche se si aumenta il numero di processori, si diminuisce il tempo di esecuzione dei task o si rilassano i vincoli

di precedenza, se non si uno ***scheduler*** appropriato si rischia in ogni caso di missare i vincoli imposti. L'apporccio più ***safe*** è quello di utilizzare meccanismi predicibili del kernel e analizzare il sistema per predirne il comportamento. La concorrenza deve essere progettata utilizzando:

- appropriati algoritmi di ***scheduler***.
- appropriati protocolli di **sincronizzazione**.
- efficienti meccanismi di **comunicazione**.
- predicibilità negli ***interrupt handling***.

Capitolo 2

Non Real-time scheduling algorithms

Lo *scheduling* è l'attività che permette di selezionare quale processo o *thread* bisogna eseguire come successivo. In generale nei sistemi operativi, possiamo distinguere tre tipologie di *scheduling*:

- ***long term scheduling***: prima di creare il processo, viene deciso se attivarlo o meno. Viene implementato tramite un **test di ammissione**, se il processo passa questo controllo allora viene inserito nella *ready queue*, se no viene interrotto finché non gli viene permesso di essere *schedulato* [se il *load* del processore è troppo alto il nuovo task rischia di essere solo di "intralcio"].
- ***medium term scheduling***: permette di decidere se un processo deve essere *preemptato* o meno.
- ***short term scheduling***: decide quale processo deve essere eseguito come successivo. Possiamo distinguere:
  - ***selection function***: decide quale processo viene selezionato dalla *ready queue*, seguendo alcune regole.
  - ***decision mode***: quando la decisione è stata presa si può comportare in maniera ***preemptive*** oppure ***non-preemptive***.

Scheduling Criteria: come si possono valutare le performance di uno *scheduler*:

- ***user-oriented***: si va ad analizzare il *response-time* del processo.
- ***system-oriented***: si va ad analizzare il *throughput*, ovvero quanto lavoro il sistema può eseguire in un certo intervallo di tempo.

Per quanto le performance siano importanti in certe circostate ci possono interessare la **predicibitilà** (*real-time system*) o la ***fairness***.
Tra i processi possiamo differenziare anche il tipo di risorsa che viene utilizzanta: ***CPU-Bound*** e ***I/O Bound***, nel primo caso il processo è orientato a lavorare sul processore, mentre nel secondo caso i processi possono essere in attesa di un *I/O device*. La stragrande maggioranza dei processi è un mix dei due.

Uno *schedule* σ si dice **fattibile** (***feasible***) se tutti i *tasks* sono capaci di completare entro un insieme di vincoli.
Un *tasks set* $\mathcal{T}$ si dice ***schedulable*** se esiste uno *schedule* fattibile per esso.

The General Scheduling Problem: dato un *tasks set* $\mathcal{T}$ di n *tasks*, un set $\mathcal{P}$ di m processori e un set $\mathcal{R}$ di r risorse, trovare un assegnamento di $\mathcal{P}$ e $\mathcal{R}$ per $\mathcal{T}$ che produce uno *schedule* fattibile.
È stato dimostrato nel 1975 da Garey e Johnson che il *general scheduling problem* rientra nella categoria ***NP hard***. È però possibile, rilassando i vincoli e specificando certe condizioni, ricordurci ad un algoritmo *polynomial time*.
Per il ora consideriamo:

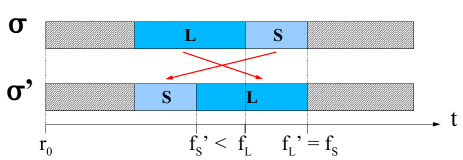
- processore singolo
- *fully preemptive tasks*
- attivazione simultanea
- nessun vincolo di precedenza
- nessun vincolo sulle risorse

Algorithm taxonomy	
preemptive	***non-preemptive***
off line: tutte le decisioni sullo scheduling vengono prese prima dell'attivazione dei task, normalmente lo *schedule* viene salvato in una tabella (***table-driven scheduling***)	***on line***: le decisioni di scheduling vengono prese *runtime* sul set dei tasks attivi
static: le decisioni di scheduling vengono prese basandosi su parametri fissati, staticamente assegnati al task prima dell'attivazione	***dynamic***: le decisioni di scheduling vengono prese su parametri che possono variare nel tempo
optimal: trova sempre uno *schedule* fattibile, se **esiste**	***best effort***: fa del suo meglio per trovare uno *schedule* fattibile, se esiste, ma non lo garantisce.

Le *policies* classiche di ***scheduling***, che però non sono adatte per sistemi *real-time*, sono:

1. ***First Come First Served* (FCFS)**: assegna l'utilizzo della CPU al task basandosi sull'ordine di arrivo, non è *preemptive*, è dinamico, online e *best effort*.
   → molto **impredicibile**: il *response time* è fortemente dipendente dall'ordine di arrivo dei task.

2. ***Shorter Job First* (SJF)**: seleziona il task che ha il minor *computational time*, può essere sia *preemptive* che *non-preemptive*, è statico (il parametro C_i è fissato da configurazione), può essere usato sia *online* che *off-line* e permette di minimizzare la *response time* **media**.
   Dimostrazione dell'ottimalità di SJF: consideriamo uno scheduler $\sigma \neq$ SJF e un'altro scheduler σ' che è uguale a SJF fino all'istante f_s



Presi due task L e S che hanno *request time* r_i $i \in \{L, S\}$ e *finish time* f_i $i \in \{L, S\}$. Lo *schedule* σ schedula il task L prima (non conforme con SJF), mentre σ' schedula il task S come primo (conforme a SJF). Possiamo dire che $f'_L = f_S$ in quanto la somma del tempo dei due task non cambia, ma cambia solo l'ordine di schedulazione. È intuitivo che il *finish time* del primo task è però sbilanciato verso lo scheduler σ' infatti avremo $f'_S < f_L$.
Avremo perciò $f'_S + f'_L \leq f_S + f_L$

$$\rightarrow \qquad \bar{R}(\sigma') = \frac{1}{n} \cdot \sum_{i=1}^{n} (f'_i - r_i) \leq \frac{1}{n} \cdot \sum_{i=1}^{n} (f_i - r_i) = \bar{R}(\sigma)$$

Lo scheduler σ' è equivalente a SJF solo fino all'istante $f'_L = f_S$, bisogna andare quindi ad iterare su ogni scheduler $\sigma \in \{\sigma', \sigma'', ..., \sigma^*\}$, andando a riproporre l'analisi appena condotta avremo che: $\bar{R}(\sigma) \geq \bar{R}(\sigma') \geq \bar{R}\sigma'' \geq \cdots \geq \bar{R}(\sigma^*)$
$\rightarrow \sigma^* = \sigma_{sjf}$ e quindi avremo che $\bar{R}(\sigma_{SJF})$ è la **minima *response time* media** ottenibile da ogni **algoritmo**.
SJF non è un algoritmo fattibile per il *Real-Time*.

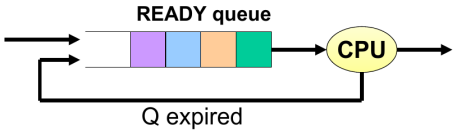
3. ***Priority Scheduling***: ad ogni task viene assegnata una **priorità**, il task con la priorità maggiore viene eseguito come primo, mentre per i task con pari priorità siene eseguito uno scheduler o FCFS o RR. Può essere utilizzato per fini *real-time* se le priorità sono assegnate seguendo specifiche regole. Lo *scheduler POSIX* è uno scheduler con 99 priorità. Può essere sia statico che dinamico.

   - può avere problemi di ***starvation*** infatti dei task a bassa priorità possono accumulare ritardo per via della *preemption* dovuto a task con più alta priorità.
   - Una possibile **soluzione** è quella dell'***aging*** ovvero che la priorità viene incrementata con il passare del tempo:

$$p_i \propto \frac{1}{C_i} \simeq \text{SJF}$$
$$p_i \propto \frac{1}{r_i} \simeq \text{FCFS}$$

4. ***Round Robin***: la *ready queue* viene servita con un **FCFS**, ma il sistema conosce il concetto di ***time quantum* (Q)**, ogni task τ_i non può eseguire più un **Q** unità

di tempo. Quando **Q** scade, τ_i viene riaccodato nella *ready queue*.



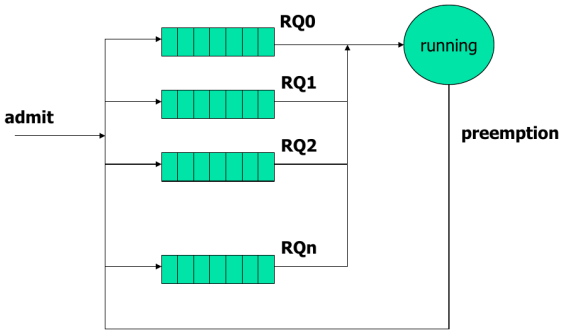
Introduce il concetto di ***time sharing***: ovvero che ogni task esegue in solitaria su un "processore virtuale" n volte più lento rispetto a quello reale.

$$R_i \simeq (n\mathcal{Q})\frac{C_i}{\mathcal{Q}} = nC_i$$

Se $Q > \max(C_i)$ allora RR $\equiv$ FCFS, e se consideriamo che ogni volta che viene *preemptato* un task bisogna eseguire un *context switch* definito da un tempo δ allora avremo che:

$$R_i \simeq n \cdot (\mathcal{Q} + \delta)\frac{C_i}{\mathcal{Q}} = nC_i \cdot (\frac{\mathcal{Q}+\delta}{\mathcal{Q}})$$

5. ***Multiple-feedback Queues***: questo *scheduler* consiste in: N code, ognuna delle quali viene ordinata tramite FIFO a unità di tempo *quantum* fisse. Lo *scheduler* sceglie il primo processo dalla coda con più alta priorità e imposta un timer a **Q**. Consideriamo RQ_k come la coda priorità maggiore che ha un task pronto per essere eseguito. Se il processo viene completato entro o si blocca prima che il scada bisogna selezionare il processo successivo dalla coda con più alta priorità e impostare il timer, se no sposta il processo nella coda RQ_{k+1}. Quindi in maniera periodica, se un processo non viene completato allora viene "spostato" nella priorità più alta (questo viene fatto per evitare *starvation*).



Capitolo 3

Real-time scheduling algorithms

I task possono essere schedulati i task in base alla *deadline*, che può essere quella **relativa** o **assoluta**.

3.1 Earlies Due Date

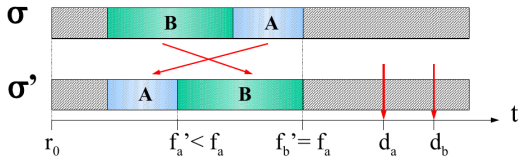
Esegue come primo task quello con la *deadline* **relativa** più imminente.

- tutti i taks arrivano simulataneamente.
- priorità fissati
- i task sono *preemptabili*.
- permette di minimizzare la massima ***lateness*** $L_i \rightarrow$ nessun task manca la sua *deadline*.

$$\begin{cases} L_i = f_i - d_i & f_i \text{ è il finish time e } d_i \text{ è la deadline} \\ L_{max} = \max_i(L_i) \end{cases}$$

Dimostrazione dell'ottimalità di EDD: consideriamo uno scheduler $\sigma \neq$ EDD e un'altro scheduler σ' che è uguale a EDD fino all'istante f_a. Consideriamo due task: A e B che hanno *deadline* d_a e d_b dove nel caso dello scheduler σ ($\neq$ EDD) viene schedulato prima B e dopo A in quanto $d_a < d_b$ mentre nel caso dello scheduler σ' ($\simeq$

EDD) viene schedulato prima A e dopo B. Definiamo f_a e f'_a come l'istante di tempo di fine del task A e f_b e f'_b come l'istante di tempo di fine del task B. Siccome i tempi di esecuzione totale dei due task in entrambi gli scheduler sono uguali allora possiamo dire che $f'_b = f_a$ e siccome il $C'_a < C_b + C_a$ e $s'_a < s_a$ avremo che $f'_a < f_a$. Possimao andare a minimizzare la massima *lateness* utilizzando il seguente schema



$$L_{max} = L_a = f_a - d_a$$

$$L'_{max}(\sigma') < L_{max}(\sigma)$$

$$\begin{cases} L'_a = f'_a - d_a < f_a - d_a \\ L'_b = f'_b - d_b = f_a - d_b < f_a - d_a \end{cases}$$

Siccome σ' è equivalente ad EDD solo fino all'istante di tempo $f_a = f'_b$ per poter iterare fino "all'infinito' è necessario andare a considerare uno scheduler $\sigma \in \{\sigma', \sigma'', ..., \sigma*\}$. Iterando il ragionamento del confronto fatto per uno scheduler σ e σ' con tutto l'insieme degli scheduler, in questo modo avremo che: $L_{max}(\sigma') \geq L_{max}(\sigma'') \geq ... \geq L_{max}(\sigma*)$ andiamo a dimostrare che $\sigma* = \sigma_{EDD}$ dove $L_{max}(\sigma_{EDD})$ è il minimo valore ottenibile da ogni algoritmo di scheduler.

Un *task set* $\mathcal{T}$ è **fattibile** se $\forall i \; f_i \leq d_i$ quindi avremo che il *finish time del task* è pari a $f_i = \sum_{k=1}^{i} C_k$ ma quindi avremo il vincolo che $\forall i \sum_{k=1}^{i} C_k \leq D_i$ ovvero che il **WCET** ovvero l'*worst case execution time* per ogni task sia minore della loro *deadline* assoluta.

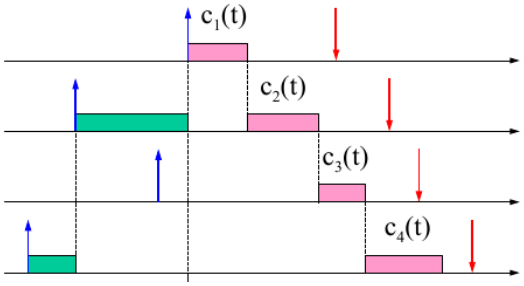
Complessità:

- per ordinare il *task set* $\mathcal{O}(n \log n)$
- per garantire l'intero *task set* $\mathcal{O}(n)$

3.2 Earliest Deadline First

Seleziona il task da eseguire considerando la *deadline* **assoluta** più imminente.

- i task possono arrivare in qualunque istante di tempo t_i.
- priorità **dinamiche**.
- *fully preemptive tasks*.
- minimizza la *lateness* L_{max} massima.



EDF garantisce la fattibilità della schedulabilità se $\forall i \ \sum_{k=1}^{i} c_k(t) \leq d_i - t$.

Complessità:

- per inserire un nuovo task all'interno del *task set* il *task set* $\mathcal{O}(n)$
- per garantire un nuovo task $\mathcal{O}(n)$

Capitolo 4

Periodic Task Scheduling

Scheduling di *tasks* **periodici** o **sporadici** (**aperiodici**). Definiamo un **task periodico** $\tau_i(C_i, T_i)$ con C_i il *worst case execution time* e T_i il **periodo** per il quale il task τ_i deve essere eseguito.

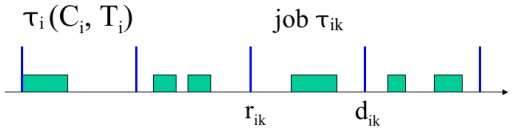


Figura 4.1: *periodic task*

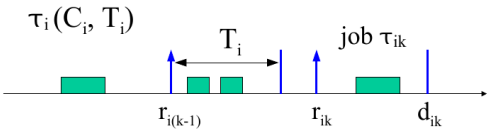


Figura 4.2: *sporadic task*

Per ogni task periodico, bisogna garantire che:

- ogni job τ_{ik} venga attivato in $r_{ik} = (k-1) \cdot T_i$.
- ogni job τ_{ik} completi la sua esecuzione entro $d_{ik} = r_{ik} + D_i$.

Anche nel caso di **task aperiodici** possiamo definirli $\tau_i(C_i, T_i)$, in questo caso però T_i non è il periodo nel quale per il quale si ripete il task ma indica il *deelay* minimo di attivazione tra un task τ_{ik} e un task $\tau_{i(k+1)}$, infatti bisogna garantire per ogni task sporadico che:

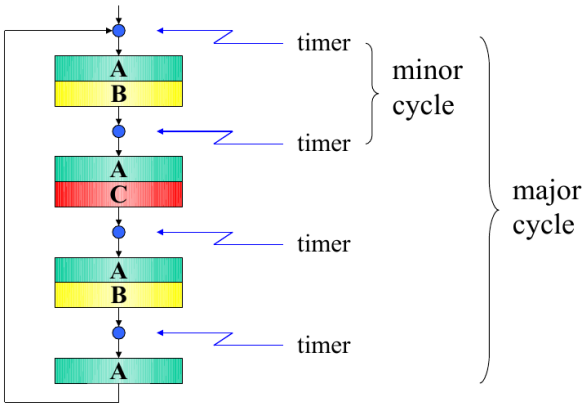
- ogni job τ_{ik} viene attivato in un istante $r_{ik} \geq r_{i(k-1)} + T_i$.
- ogni job τ_{ik} completi la sua esecuzione entro una *deadline* relativa $d_{ik} = r_{ik} + D_i$

4.1 Timeline Scheduling

È una tipologia di *scheduling offline* è stata utilizzata per anni nei contesti in cui era richiesto un *hard real time* per via della delicatezza delle circostanze di uso (sistemi militari, navigazioni e sistemi di monitoraggio). Può essere chiamato anche ***cycle executive*** o ***cyclic scheduling***.

Il funzionamento era tale che l'asse del tempo venisse divisa in intervalli con lunghezza uguale, anche chiamati ***time slots***, ogni task viene allocato staticamente in un certo slot e in un certo ordine per venire incontro ai *request rate* desiderati. L'esecuzione per ogni slot viene attivato tramite un ***timer***. Consideriamo un task set $\mathcal{T} = \{\tau_1, \tau_2, ..., \tau_k\}$ e che $\forall \tau_i \in \mathcal{T}\ \exists(C_i, T_i)$, in questo caso $T_i \equiv D_i$ ovvero che il periodo del task corrisponde con la sua *deadline* assoluta. Definiremo:

- il ***minor cycle*** come $\Delta = gcd(T_i, T_j)\ \forall T_i, T_j \in \mathcal{T},\ i \neq j$
- il ***major cycle*** come $\mathbf{T} = lcm(T_i, T_j)\ \forall T_i, T_j \in \mathcal{T},\ i \neq j$
  - nel caso in cui ci siano task sporadici come andiamo a valorizzare il *major cycle*



Vantaggi	**Svantaggi**
- implementazione semplice (non viene richiesto alcun sistema operativo *real-time*)	- non è robusto contro *overload* del sistema
- ogni procedura condivide un *address space* comune	- nel caso di aggiunta di un nuovo task è molto difficile l'espansione dello *scheduler*
- basso *overhead* a tempo di esecuzione	- non è facile gestire task aperiodici
- permette di controllare i *jitter*	- tutti i processi devono avere periodo multiplo del *minor cycle*
	- è difficile includere processi con un periodo lungo
	- difficile da costruire e da mantenere
	- tutti i processi con un *WCET* variabile devono essere *splittati* in procedure con lunghezza fissa. (il determinismo non è richiesto, ma la predicibilità si)

Durante un ***overload*** si possono "considerare" due vie: la prima è quella di lasciar finire il task, che però comporta un **effetto domino** che va a portare delle ripercussioni anche su tutti gli altri task e che potrebbe portare ad un ***timeline break***; il secondo caso è gestire l'*overload* con l'interruzione del task, in questo caso il sistema potrebbe rimanere in uno stato **inconsistente**. In un altro caso si ha necessità di incrementare il *WCET* di un task, ma se al somma dei *WCET* dei task in esecuzione nel Δ è maggiore del Δ, allora sarà necessario dividere uno degli n task in quel Δ di tempo in modo da evitare un *timeline break*.

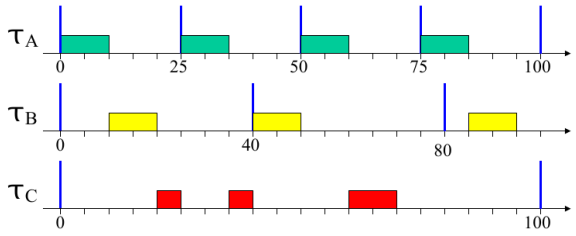
task	T	T'
A	25 ms	25 ms
B	50 ms	40 ms
C	100 ms	100 ms
minor cycle	$\Delta = 25$ms	$\Delta = 5$ms
major cycle	$\mathbf{T} = 100$ms	$\mathbf{T} = 200$ms

4.2 Priority Scheduling

Ad ogni task viene assegnata una priorità basata sui sui vincoli temporali, è possibile verificare la fattibilità di uno *schedule* usando tecniche analitiche. I task sono eseguiti su un *priority-based kernel*.

4.2.1 Rate Monotonic

Ad ogni task viene assegnata una **priorità fissa** in maniera proporzionale alla sua frequenza. In caso di *overhead* sull'esecuzioni di singoli job l'**RM** è più solido del *timeline schedule*.



Definiamo l'utilizzazione della *CPU* da parte di un task come $U_i = \frac{C_i}{T_i}$, in questo modo possiamo andare a calcolare l'utilizzazione della *CPU* su tutti i task definiti:

$$U_p = \sum_{i=1}^{n} \frac{C_i}{T_i} \qquad \leftarrow U_p \text{ processor load}$$

In questo modo riusciamo a valutare il **carico del processore** che però **non** è una condizione **sufficiente** per garantire la ***schedulabilità*** di un *task set*, ma solo **necessaria**, infatti ci può dire se il *task set* non è schedulabile in quanto $U_p > 1$ indica che il processore è *overloaded*, ma nel caso in cui $U_p < 1$ ci possono essere dei casi in cui il *task set* non può essere schedulato tramite *RM*.
È possibile però identificare un punto, noto come U_{lub} [*least upper bound*] tale per cui sia possibile avere un **test di schedulabilità** sia **necessario** che **sufficiente**. Infatti nel caso in cui $U_p \leq U_{lub}$ il *task set* è sicuramente schedulabile tramite *RM*. Mentre nel caso in cui $U_{lub} < U_p \leq 1$ non possiamo dire niente di certo sulla fattibilità del *task set*.

Per *Rate Monotonic* $U_p^{RM} = n \cdot (2^{\frac{1}{n}} - 1)$ quindi avremo che:

$$\lim_{n \to \infty} U_{lub} = \log_2 2$$

Definiamo il ***Critical Instant*** come l'istante di tempo in cui è presente il *response time* maggiore, è stato dimostrato che equivale, considernado un *task set* $\mathcal{T}$ all'istante in cui arrivano in corrispondenza tutti i task a più alta priorità.
Dal punto di vista della schedulabilità un task sporadico può essere considerato come un task periodico e quindi è possibile calcolarsi il suo U_p e confrontarlo con l'U_{lub} del *task set*.
Rate Monotonic è **ottimo**, infatti se esiste un assegnamento a priorità fisse che permette la fattibilità di uno *schedule* per un *task set* $\mathcal{T}$ allora l'assegnamento *RM* è fattibile per il *task set* $\mathcal{T}$, al contrario se un *task set* non è schedulabile con *RM* allora non esiste nessun altro assegnamento a priorità fissa che riesca a rendere fattibile la schedulazione del *task set*.
Hyperbolic Bound:

$$\prod_{i=1}^{n}(U_i + 1) \leq 2 \qquad \text{vs.} \qquad \sum_{i=1}^{n} U_i \leq n \cdot (2^{\frac{1}{n}} - 1)$$

4.3 Earliest Deafline First

Ogni *job* riceve una *deadline* ***assoluta*** $d_{i,k} = r_{i,k} + D_i$, in ogni istante di tempo il processore viene assegnato al *job* con la *earliest absolute deadline*, con EDF, qualsiasi set di attività può utilizzare il processore fino al 100%.
EDF è **ottimale** ovvero se esiste uno *schedule* per $\mathcal{T}$ allora **EDF** genererà uno *schedule* fattibile, viceverse se $\mathcal{T}$ non è schedulabile con **EDF** allora non sarà schedulabile per nessun altro algoritmo di scheduling. Nel caso di **EDF** il test **necessario** e **sufficiente** affinché un *task set* sia schedulabile è che $U_p \leq 1$.

EDF	**RM**
- è molto più efficente	**-** è più semplice implementarla su un sistema operativo commerciale
- riduce i *context switches*	**-** è più predicibile durante *overload*

4.4 Task $D_i \leq T_i$

Andiamo ora a considerare il caso in cui un task $\tau_i(C_i, D_i, T_i)$ ovvero in cui la *deadline* assoluta non coincide con il *request time* ovvero in cui $D_i < T_i$. In questi casi possiamo utilizzare due tipologie diverse di *scheduler*:

- ***fixed priority***: ***Deadline Monotonic*** $p_i \propto \frac{1}{D_i}$
- ***dynamic priority***: ***Earliest Deadline First*** $p_i \propto \frac{1}{d_i}$

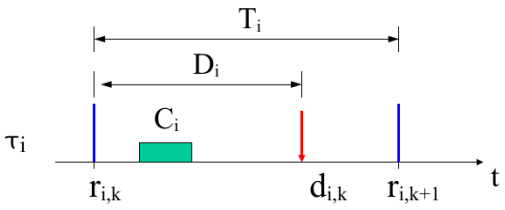


Figura 4.3: *task* con $D_i \leq T_i$

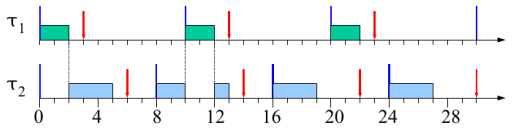


Figura 4.4: *deadline monotonic*

4.5 Response Time Analysis

Siccome nel caso di uno scheduler *deadline monotonic* ricavare l'*utilization bound* non è utile in quanto sono fattibili anche *task set* con $U_p > 1$.

Il *response time analysis* è un test **sufficiente** e **necessario** per la schedulabilità di un *task set* τ_i, per ogni task τ_i calcolare l'*iterference* I_i che può essere causata da task a più alta priorità, possiamo quindi ora calcolare il *response time* come $R_i = C_i + I_i$ e possiamo verificare che questo sia minore della *deadline* relativa $R_i \leq D_i$.

Per calcolare l'interferenza di un task τ_k (a priorità alta) su τ_i (a priorità minore) nell'intervallo $[0, R_i]$:

$$I_{ik}\lceil\frac{R_i}{T_k}\rceil \cdot C_k \rightarrow I_k = \sum_{k=1}^{i-1}\lceil\frac{R_i}{T_k}\rceil \cdot C_K$$

Il calcolo del ***response time*** è invece iterativo:

$$\begin{cases} R_i^0 = C_i \\ R_i^{(s+1)} = C_i + \sum_{k=1}^{i-1} \cdot \lceil\frac{R_i^{(s)}}{T_k}\rceil \cdot C_k \end{cases} \rightarrow R_i^{(s+1)} = R_i^{(s)}$$

Esercizio

Consideriamo un *task set* del tipo: $\begin{cases} \tau_1 = (3, 6) \\ \tau_2 = (7, 28) \\ \tau_3 = (5, 28, 30) \end{cases}$

andiamo prima a valutare la *schedulabilità* andando a calcolare l'*utiliation bound* modificata (quindi con le *deadline* e non con i periodi), visto che c'è almeno un task che ha $T_i \neq D_i$.

$$\begin{aligned} U_p^* &= \frac{C_1}{D_2} + \frac{C_2}{D_2} + \frac{C_3}{D_3} \\ &= \frac{3}{6} + \frac{7}{28} + \frac{5}{28} = 0.93 \qquad \overset{?}{\leq} \qquad U_p^* = n \cdot (\sqrt[n]{2} - 1) = 0.78 \end{aligned}$$

- $\tau_1 \rightarrow R_i = C_i - I_i = 3 - 0 = 3 \overset{?}{\leq} 6$ **OK**.
  Il task τ_1 è **schedulabile**, siccome siamo in priorità fisse.

- il task τ_2 è **schedulabile**

$$\begin{aligned} R_2 &= C_2 + \lceil \tfrac{R_2}{T_1} \rceil \cdot C_1 = 7 + \lceil \tfrac{7}{6} \rceil \cdot 3 = 13 \overset{?}{=} 7 \textbf{ NO} \\ R_2' &= 7 + \lceil \tfrac{13}{6} \rceil \cdot 3 = 16 \overset{?}{=} 13 \textbf{ NO} \\ R_2'' &= 7 + \lceil \tfrac{16}{6} \rceil \cdot 3 = 16 \overset{?}{=} 16 \textbf{ SI} \overset{?}{\leq} 28 \textbf{ OK} \end{aligned}$$

- il task τ_3 è **schedulabile**

$$\begin{aligned} R_3 &= C_3 + \lceil \frac{R_3}{T_1} \rceil \cdot C_1 + \lceil \frac{R_3}{T_2} \rceil \cdot C_2 \\ &= 5 + \lceil \frac{5}{6} \rceil \cdot 3 + \lceil \frac{5}{28} \rceil \cdot 7 = 15 \overset{?}{=} 5 \textbf{ NO} \\ R_3' &= 5 + \lceil \frac{15}{6} \rceil \cdot 3 + \lceil \frac{15}{28} \rceil \cdot 7 = 21 \overset{?}{=} 15 \textbf{ NO} \\ R_3'' &= 5 + \lceil \frac{21}{6} \rceil \cdot 3 + \lceil \frac{21}{28} \rceil \cdot 7 = 24 \overset{?}{=} 21 \textbf{ NO} \\ R_3'' &= 5 + \lceil \frac{24}{6} \rceil \cdot 3 + \lceil \frac{24}{28} \rceil \cdot 7 = 24 \overset{?}{=} 24 \textbf{ SI} \overset{?}{\leq} 28 \textbf{ OK} \end{aligned}$$

Possiamo quindi affermare che l'intero *task set* $\mathcal{T}$ è **schedulabile**, ed ha una complessità pari a: $\mathcal{O}(n \cdot D_{max})$.

4.6 Processor Demand Criterion

In ogni intervallo di tempo la *computation demanded* dal *task set* non deve essere maggiare del tempo disponbiie. Nel caso di **EDF** abbiamo priorità dinamiche ed è quindi impossibile utilizzare il *response time analysis* per dire se un *task set* è schedulabile. La ***demand*** in $[t_1, t_2]$ è il *WCET* di quei task che anno $r_i \geq t_1 \cap d_i \leq t_2$:

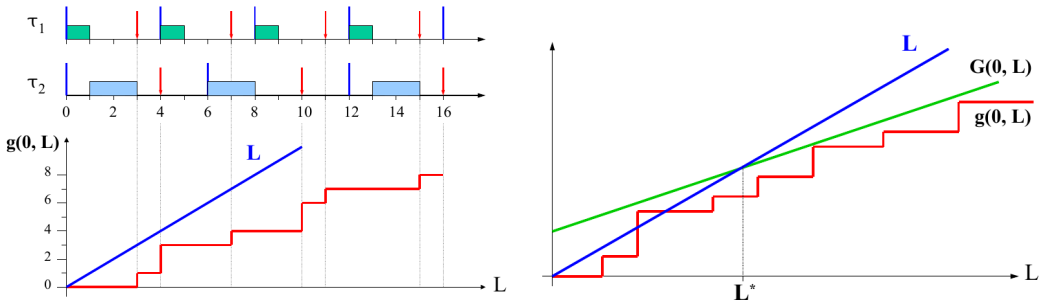
$$g(t_1, t_2) = \sum_{r_i \geq t_1}^{d_i \leq t_2} C_i$$

Consideriamo ora $t_1 = 0$ (ovvero il *critical istance*) e $t_2 = \mathcal{L}$ e andiamo a calcolarci la ***demand*** nell'intervallo di tempo $[0, \mathcal{L}]$ allora avremo che:

$$g(0, \mathcal{L}) = \sum_{r_i \geq 0}^{d_i \leq \mathcal{L}} C_i = \sum_{i=1}^{n} \underbrace{\left\lfloor \frac{\mathcal{L} - D_i + T_i}{T_i} \right\rfloor}_{\text{Quando i task hanno } r_i \text{ e } T_i \text{ all'interno di } \mathcal{L}} \cdot C_i$$

L'*execution time demanded* dai singoli *job* che hanno *deadline* $d_i \leq \mathcal{L}$ su un intervallo di lunghezza $\mathcal{L}$ non può essere maggiore di $\mathcal{L}$ ovvero

$$\forall \mathcal{L} > 0 \; g(0, \mathcal{L}) \leq \mathcal{L} \qquad \leftarrow \text{è inapplicabile } \mathcal{L} \to \infty$$



Controllare la schedulabilità utilizzando la funzione $g(0, \mathcal{L})$ che è continua nell'intervallo $[0, \mathcal{L}]$ **non** è **fattibile**. Possiamo però rendere la funzione un *staircase function* con dei salti (discontinuità) nei punti di *deadline* assoluta $d_{i,k} = (k-1) \cdot T_i + D_i$, perché possiamo notare dalla figura che i punti in cui la *demand* rischia di superare $\mathcal{L}$ sono nei punti di **discontinuità**. Possiamo identificare un ***hyberperiod*** **H** dopo il quale il comportamento della nostra funzione discontinua si ripeterà, $\mathbf{H} = lcm(T_i, T_j) \; \forall T_i, T_j \in \mathcal{T} \; con \; i \neq j$ ovvero il minimo comune multiplo tra i periodi del *task set*.

$$g(0,\mathcal{L}) = \sum_{i=1}^{n} \lfloor \frac{\mathcal{L} + T_i - D_i}{T_i} \rfloor \cdot C_i$$

$$G(0,\mathcal{L}) = \sum_{i=1}^{n} (\frac{\mathcal{L} + T_i - D_i}{T_i}) \cdot C_i$$

Per definizione del *floor* avremo che $g(0,\mathcal{L}) \leq G(0,\mathcal{L})$.

$$\begin{aligned} G(0,\mathcal{L}) &= \sum_{i=1}^{n} (\frac{\mathcal{L} + T_i - D_i}{T_i}) \cdot C_i \\ &= \sum_{i=1}^{n} \frac{\mathcal{L}}{T_i} \cdot C_i + (\frac{T_i - D_i}{T_i}) \cdot C_i \\ &= \sum_{i=1}^{n} \mathcal{L} \cdot \underbrace{\frac{C_i}{T_i}}_{U} + (T_i - D_i) \cdot \underbrace{\frac{C_i}{T_i}}_{U_i} \\ &= \mathcal{L}U \cdot \sum_{i=1}^{n} (T_i - D_i) \cdot U_i \end{aligned} \tag{4.1}$$

Ora vogliamo trovare il punto di intersezione $\mathcal{L}^*$ tra $\mathcal{L}$ e $G(0,\mathcal{L})$, poniamo quindi:

$$\begin{aligned} \mathcal{L} &= G(0,\mathcal{L}) \\ \mathcal{L} &= \mathcal{L}U \cdot \sum_{i=1}^{n} (T_i - D_i) \cdot U_i \\ \mathcal{L} - \mathcal{L}U &= \sum_{i=1}^{n} (T_i - D_i) \cdot U_i \\ \mathcal{L} \cdot (1 - U) &= \sum_{i=1}^{n} (T_i - D_i) \cdot U_i \\ \mathcal{L}^* &= \frac{\sum_{i=1}^{n} (T_i - D_i) \cdot U_i}{1 - U} \end{aligned} \tag{4.2}$$

Per verificare quindi se il *task set* è schedulabile dovremo valutare se $\forall \mathcal{L} \in D,\ g(0,\mathcal{L}) \leq \mathcal{L}$ dove avremo che:

$$D = \{d_k | d_k \leq \min(\mathbf{H}, \mathcal{L}^*)\} \begin{cases} \mathbf{H} = lcm(T_i, T_j)\ \forall T_i, T_j \in \mathcal{T},\ i \neq j \\ \mathcal{L}^* = \frac{\sum_{i=1}^{n} (T_i - D_i) \cdot U_i}{1 - U} \end{cases}$$

Esercizio

Consideriamo il seguente *task set*: $\begin{cases} \tau_1(1,2,3) \\ \tau_2(2,5.5,7) \\ \tau_3(2,6,10) \end{cases}$

Identifichiamo come prima cosa la nostra D:

$$D = \{d_k | d_k \leq \min(\mathbf{H}, \mathcal{L}^*)\} \begin{cases} \mathbf{H} = lcm(T_1, T_2, T_3) = lcm(3,7,10) = 210 \\ \mathcal{L}^* = \dfrac{\sum_{i=1}^{n}(T_i - D_i) \cdot U_i}{1 - U} \\ \quad = \dfrac{[(3-2)\cdot\frac{1}{3}] + [(7-5.5)\cdot\frac{2}{7}] + [(10-6)\cdot\frac{2}{10}]}{1 - \underbrace{(\frac{1}{3} + \frac{2}{7} + \frac{2}{10})}_{U_{lub} = 0.8190}} \\ \quad = 8.63 \end{cases}$$

- consideriamo $\mathcal{L} = 2$

$$\lfloor \tfrac{\mathcal{L}+T_1-D_1}{T_1} \rfloor \cdot C_1 = \lfloor \tfrac{2+3-2}{3} \rfloor \cdot 1 = 1 \overset{?}{\leq} 2 \qquad \leftarrow \textbf{OK}$$

- consideriamo $\mathcal{L} = 5$

- consideriamo $\mathcal{L} = 5.5$

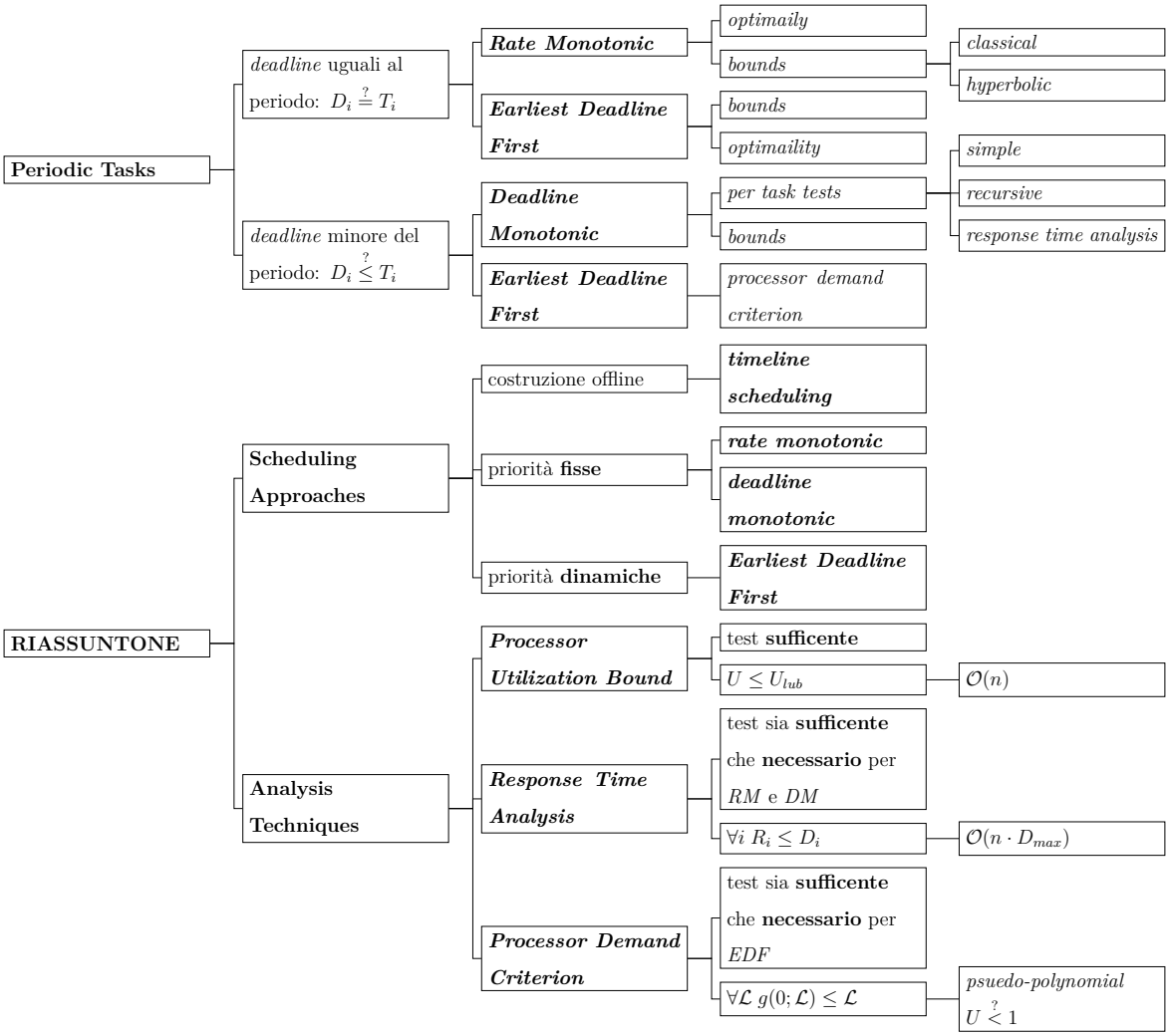
$$\begin{aligned} g(0,\mathcal{L}) &= \lfloor \frac{\mathcal{L}+T_1-D_1}{T_1} \rfloor \cdot C_1 + \lfloor \frac{\mathcal{L}+T_2-D_2}{T_2} \rfloor \cdot C_2 \\ &= \lfloor \frac{5.5+3-2}{3} \rfloor \cdot 1 + \lfloor \frac{5.5+7-5.5}{7} \rfloor \cdot 2 \\ &= 2+2 = 4 \overset{?}{\leq} 5.5 \qquad \leftarrow \textbf{OK} \end{aligned}$$

- consideriamo $\mathcal{L} = 6$

$$\begin{aligned} g(0,\mathcal{L}) &= \lfloor \frac{\mathcal{L}+T_1-D_1}{T_1} \rfloor \cdot C_1 + \lfloor \frac{\mathcal{L}+T_2-D_2}{T_2} \rfloor \cdot C_2 + \lfloor \frac{\mathcal{L}+T_3-D_3}{T_3} \rfloor \cdot C_3 \\ &= \lfloor \frac{6+3-2}{3} \rfloor \cdot 1 + \lfloor \frac{6+7-5.5}{7} \rfloor \cdot 2 + \lfloor \frac{6+10-6}{10} \rfloor \cdot 2 \\ &= 2+2+2 = 6 \overset{?}{\leq} 6 \qquad \leftarrow \textbf{OK} \end{aligned}$$

- consideriamo $\mathcal{L} = 8$

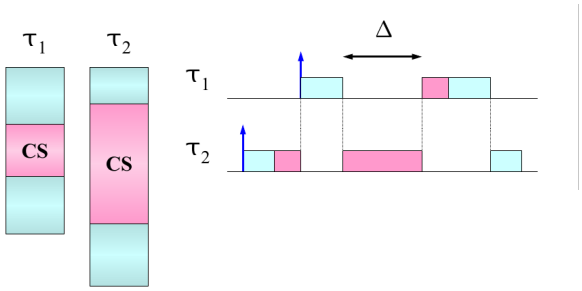
$$\begin{aligned} g(0,\mathcal{L}) &= \lfloor \frac{\mathcal{L}+T_1-D_1}{T_1} \rfloor \cdot C_1 + \lfloor \frac{\mathcal{L}+T_2-D_2}{T_2} \rfloor \cdot C_2 + \lfloor \frac{\mathcal{L}+T_3-D_3}{T_3} \rfloor \cdot C_3 \\ &= \lfloor \frac{8+3-2}{3} \rfloor \cdot 1 + \lfloor \frac{8+7-5.5}{7} \rfloor \cdot 2 + \lfloor \frac{8+10-6}{10} \rfloor \cdot 2 \\ &= 3+2+2 = 7 \overset{?}{\leq} 8 \qquad \leftarrow \textbf{OK} \end{aligned}$$


Periodic Tasks
deadline uguali al periodo: $D_i \stackrel{?}{=} T_i$
deadline minore del periodo: $D_i \stackrel{?}{\leq} T_i$
Rate Monotonic
Earliest Deadline First
Deadline Monotonic
Earliest Deadline First
optimaily
bounds
bounds
optimaility
per task tests
bounds
processor demand criterion
classical
hyperbolic
simple
recursive
response time analysis
RIASSUNTONE
Scheduling Approaches
Analysis Techniques
costruzione offline
priorità fisse
priorità dinamiche
Processor Utilization Bound
Response Time Analysis
Processor Demand Criterion
timeline scheduling
rate monotonic
deadline monotonic
Earliest Deadline First
test sufficente
$U \leq U_{lub}$
test sia sufficente che necessario per RM e DM
$\forall i\ R_i \leq D_i$
test sia sufficente che necessario per EDF
$\forall \mathcal{L}\ g(0;\mathcal{L}) \leq \mathcal{L}$
$\mathcal{O}(n)$
$\mathcal{O}(n \cdot D_{max})$
psuedo-polynomial
$U \stackrel{?}{<} 1$

Capitolo 5

Scheduling con Shared Memory

Finora abbiamo osservato il problema dello *scheduling* con certi vincoli, tra cui: ***single core***, **nessun vincolo** e con nessuna memoria condivisa tra i processi. Andiamo ora ad alleggerire i vincoli e introduciamo il problema della **concerrenza** per il problema dello *scheduling*.



Consideriamo due task τ_1, τ_2 che hanno una sezione critica identificata nell'immagine da *CS* e abbiamo che la $P(\tau_1) > P(\tau_2)$. Notiamo che $r_2 < r_1$ e quindi viene attivato prima il task τ_2 in questo modo il task inizia entra nella sezione critica e prende possesso del *mutex* a quel punto il task τ_1 si risveglia e *preempta* τ_2 che però non ha ancora rilasciato il *mutex* quindi quando deve entrare nella sezione critica dovrà mettersi in attesa che il *mutex* venga rilasciato. Dall'immagine sembra che il **tempo massimo di bloccaggio**, quindi Δ sarà al massimo uguale alla lunghezza della sezione critica di τ_2, ma nel caso generale possiamo dire che il *blocking delay* è ***unbounded***. Andiamo a definire la ***Priority Inversion*** ovvero che un task ad alta priorità venga bloccato da un task a più bassa priorità per un periodo di tempo *unbounded*. La soluzione a

questo problema è quella di introdurre un ***concurrency control protocol*** per accere alle sezioni critiche.

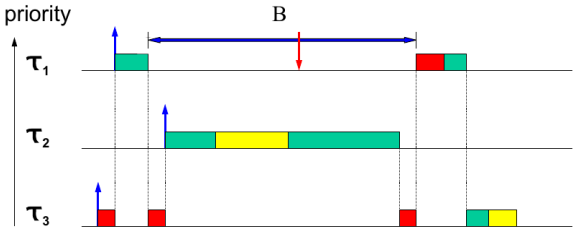


Figura 5.1: *priority inversion*

In questa figura possiamo notare che il *task set* è composto da $\mathcal{T} = \{\tau_1, \tau_2, \tau_3\}$ dove $P(\tau_1) > P(\tau_2) > P(\tau_3)$, ma il *request time* sarà $r_3 < r_1 < r_2$. Identifichiamo come le zone rosse e gialle siano le *critical sections*. Osserviamo che il *mutex* della sezione rossa viene "preso" da τ_3 che non avendolo ancora rilasciato metterà a dormire il task τ_1, ma siccome durante l'esecuzione della sezione critica rossa il task τ_3 verrà *preemptato* dal task τ_2 che ha priorità maggiore, lasciando però addormentato il task τ_1 che quindi avrà un ***deadline miss***.

Resource Access Protocols

- ***Non Preemptive Protocol*** **(NPP)**
- ***Highest Locker Priority*** **(HLP)**
- ***Priority Inheritance Protocol*** **(PIP)**
- ***Priority Ceiling Procol*** **(PCP)**
- ***Stack Resource Polcy*** **(SRP)**

5.1 Non Preempive Protocol

La *preemption* è proibilta nelle sezioni critiche. Ha un'implementazione semplice, nel momento in cui un task entra in una sezione critica la sua priorità viene modificata e portata al massimo possibile. Lo svantaggio più problematico è quello che nel caso incui un task ad alta priorità non abbia sezioni critiche può essere bloccato da questo tipo di controllo.

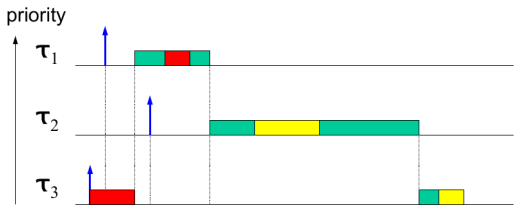


Figura 5.2: $P_{CS} = max\{P_1, ..., P_n\}$

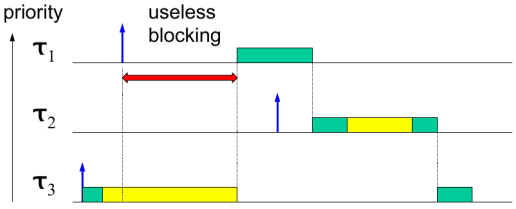
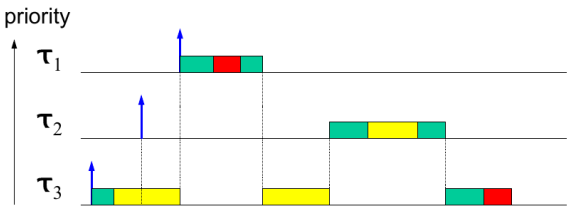


Figura 5.3: NPP troppo forte

5.2 Highest Locker Priority

Quando un task entra nella sezione critica ottiene la priorità più alta su le priorità dei task che condividono quella sezione critica. Ha un'implementazione semplice, il task viene bloccato sul tentativo di *preemption* non quando cerca di entrare nella sezione critica. Viene anche chiamato ***Immediate Priority Ceiling***.

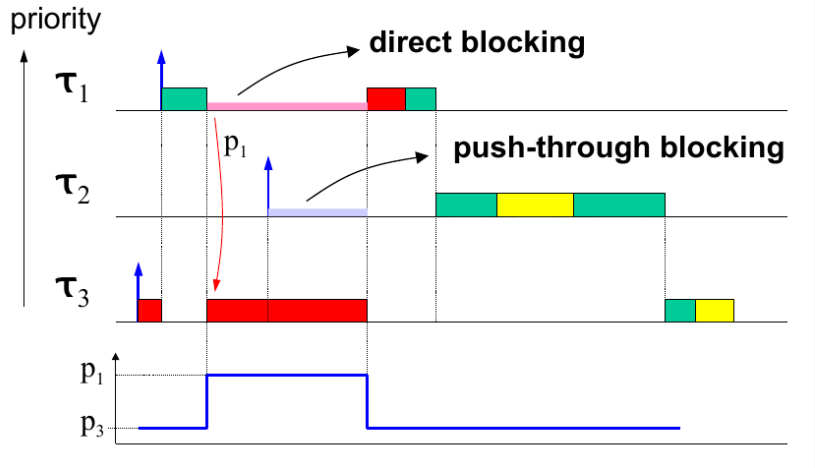


In questo caso la $P_{CS} = max\{P_k \mid \tau_k uses \mathbf{CS}\}$ in questo caso se τ_2 è bloccato, ma τ_1 può comunque eseguire andando a *preemptare* τ_3. Può esserci una casistica in cui utilizzare il *highest locker priority* è sconveniente, ovvero quando un task τ_i ha due rami, in uno è presente una sezione critica, mentre nell'altro no, come possiamo differenziarlo a priori per definire quali sono i task con quelle predefinite sezioni critiche.

5.3 Priority Inheritance Protocol

Un task in una *critical section* aumenta la sua priorità solo se blocca altri task, oppure, un task in una sezione critica eredita la priorità maggiore delle priorità dei task bloccati sulla sezione critica.

$$P_{CS} = max\{P_k \mid \tau_k \text{ blocked on CS}\}$$



In questa rappresentazione possiamo identificare due tipologie ritardi:

- ***direct blocking***: un task che è bloccato su un semaforo bloccato.
- ***push-through blocking***: un task è bloccato perché un task a più bassa priorità ha ereditato un priorità maggiore.

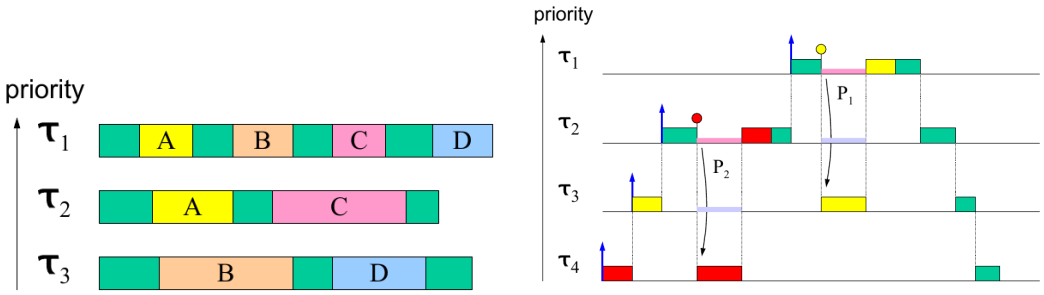
Definiamo come ***blocking*** su un task τ_i il ritardo causato da un task a più bassa priorità. Un task τ_i può essere bloccato da quei semafori utilizzati da task con priorità inferiore che possono essere direttamente confivise con τ_i (***direct blocking***) oppure confivisi con task che hanno priorità maggiore rispetto a τ_i (***push-through blocking***).

Teorema [bloccaggio sulle risorse]: un task τ_i può essere bloccato al massimo una volta per ognuno di quei semafori.

Se definiamo n come il numero di task a più bassa priorità che può bloccare τ_i e m il numero dei semafori su cui τ_i può essere bloccato.

Teorema [bloccaggio sul tempo]: τ_i può essere bloccato al massimo per la durata di $min(n, m)$ sulle sezioni critiche.

Vantaggi	Svantaggi
- è trasparente al programmatore	- non rimuove *deadlock* e *chained blocking*
- evita le *priority inversion*	



Il task τ_1 può essere bloccato una volta da τ_2 (o nella sezione critica A_2 o C_2) e una volta da τ_3 (o nella sezione critica B_3 oppure D_3), τ_2 può essere bloccato una volta in τ_3 (o nella sezione critica B_3 o D_3), mentre τ_3 non può essere bloccato.

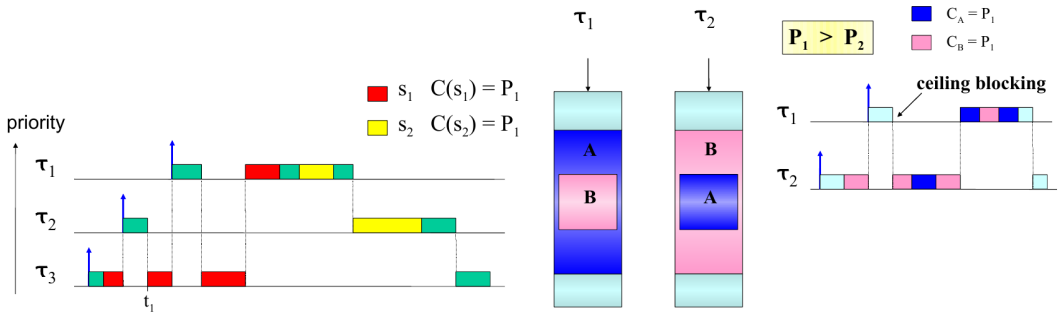
Nel ***chained blocking*** con **PIP** τ_i può essere bloccato al massimo una volta da ogni task con più bassa priorità.

5.4 Priority Ceiling Protocol

Il *priority ceiling protocol* può essere visto come il **PIP** ma ha un *access test*, un task può entrare in una sezione critica solo se è libera e non c'è il rischio di un *chainged blocking*, per implementarlo il task viene bloccato sull'ingresso della *critical sections* [*ceiling blocking*].

Definiamo il ***ceiling*** di una risorsa come la priorità più alta di tutti quei task che richiederanno accesso ad una certa risorsa. Viene assegnato ad ogni semaforo s_k un *ceiling*: $C(s_k) = maxP_j \mid T_j$ uses s_k. Un task τ_i può accedere ad una *critical sections* se e solo se

$$P_i > max\{C(s_k) \mid s_k \text{ locked by task } \neq \tau_i\}$$



Nella prima figura è possibile osservare come il t_1 il task τ_2 viene bloccato da *PCP* in quando la priorità di τ_2 è minore del valore del *ceiling* sulla risorsa rossa ($C(s_1) = P_1$).

Vantaggi	Svantaggi
- il bloccaggio su una sezione critica è ridotto ad una sola	- non è trasparente al programmatore bisogna definire per ogni semaforo il suo *ceiling*
- evita i *deadlock* [vedi figura a destra]	

Ricordiamo che *PCP* è un ***resource access protocol*** dobbiamo ora scegliere il *scheduling algorithm*, l'idea è quella di calcolare il ***maximum blocking times*** B_i per ogni task. Per *rate monotonic - RM*

$$\forall \tau \in \mathcal{T} \sum_{k=1}^{i-1} \frac{C_k}{T_k} + \frac{C_i + B_i}{T_i} \leq i \cdot (\sqrt[i]{2} - 1)$$

Mentre per *earliest deadline first - EDF*

$$\forall \tau \in \mathcal{T} \sum_{k=1}^{i-1} \frac{C_k}{T_k} + \frac{C_i + B_i}{T_i} \leq 1$$

Esercizio

5.5 Stack Resource Policy (SRP)

Possiamo vederlo come *HLP* applicato ad *EDF*, ad ogni *hard task* (periodici e sporadici) gli viene assegnato:

- una *priority* p_i.
- un *preemption level* π_i, possiamo considerarla una priorità fittizia visto che in *EDF* non esistono
$$\pi_i = \frac{1}{T_i}$$
- ad ogni risorsa r_i viene assegnato un *ceiling* statico definito come: $C(r_k) = max_i\{\pi_i \mid \tau_i \text{ needs } r_k\}$
- e viene definito un ***dynamic system ceiling*** come: $\Pi_s(t) = max\{C(r_k) \mid R_k$ è occupata in t$\}$

Il ***SRP*** ha come "regola" per l'ammissione all'esecuzione i task che enuncia: un *job* con priorità più alta è autorizzato ad eseguire se il *preemption level* è maggiore del *system ceiling*. Questo permette che una volta che un thread è in esecuzione non verrà mai bloccato fino al completamento e potrà essere *preemptato* solamente da thread con priorità maggiore. *SRP* previene i deadlock e prviene le *preemption* "inutili", infatti nessun task può essere *preemptato* se non ci sono risorse sufficienti. Permette di avere un tempo massimo di bloccaggio B_i **limitato** definendolo come la massima lunghezza della sezione critica del task con priorità minore che ha accesso ad una risorsa condivisa con un task che ha priorità uguale o maggiore. Un *task set* $\mathcal{T}$ può essere *schedulato* sotto *EDF + SRP* se:

$$\forall i\ 1 \leq i \leq n \qquad (\sum_{k=1}^{i} \frac{C_k}{T_k}) + \frac{B_i}{T_i} \leq 1$$

SRP permette hai task di **condividere** un singolo ***user-level stack***.