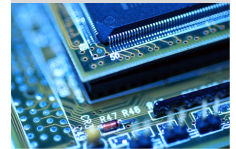


22/11/22



[Schema della lezione](#)

[Server periodici](#)

[Server procrastinabili](#)

[Server sporadici](#)

[CBS](#)

[Job aperiod. hard R.T.](#)

SERT'20

R8.1

Lezione R8

Algoritmi a conservazione di banda

Sistemi embedded e real-time

22 ottobre 2020

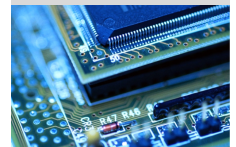
Marco Cesati

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

Di cosa parliamo in questa lezione?

In questa lezione si discutono alcuni algoritmi a conservazione di banda utilizzati per integrare la gestione dei job aperiodici con gli schedulatori priority-driven

- 1 I server periodici
- 2 Il server procrastinabile
- 3 Il server sporadico
- 4 Il server CBS
- 5 Job aperiodici hard RT



[Schema della lezione](#)

[Server periodici](#)

[Server procrastinabili](#)

[Server sporadici](#)

[CBS](#)

[Job aperiod. hard R.T.](#)

SERT'20

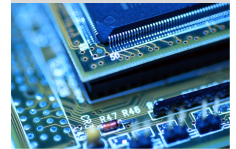
R8.2

Schedulazione di job aperiodici con polling

[Agg. 29.10.2020]

Algoritmi
a conservazione
di banda

Marco Cesati



Schema della lezione

Server periodici

Server procrastinabili

Server sporadici

CBS

Job aperiod. hard R.T.

SERT'20

R8.3

L'algoritmo di *schedulazione con polling* è basato su un **task periodico** (*server di polling* o *poller*) con fase 0, periodo p_s , tempo d'esecuzione e_s , e priorità massima

Il **server di polling** **controlla la coda di job aperiodici**: se è vuota, si auto-sospende fino al prossimo periodo, altrimenti esegue il job in cima alla coda per max e_s unità di tempo

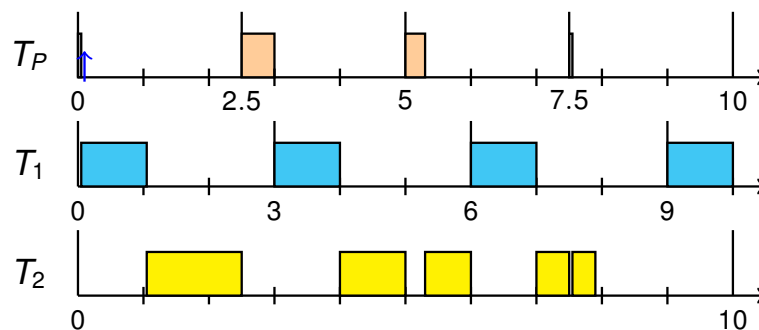
- Se i parametri del **poller** sono corretti, i job aperiodici non influiscono sulla schedulabilità dei task periodici
- Se il job aperiodico arriva subito dopo l'inizio del periodo del **poller**, non sarà eseguito fino al periodo successivo (i tempi di risposta non sono minimizzati) \rightarrow non ottimale

$$T_P = (2.5, 0.5)$$

$$T_1 = (3, 1)$$

$$T_2 = (10, 4)$$

Job aper. A:
rilascio a 0.1
durata 0.8



Server periodici

I **server periodici** ^(poller) sono una **classe di task periodici** ^(esecuzione) aventi:

- Periodo p_s , budget e_s , e dimensione $u_s = e_s/p_s$
- **Regola di consumo**: come il budget viene consumato
- **Regola di rifornimento**: come il budget viene ripristinato

Si dice che il server periodico è:

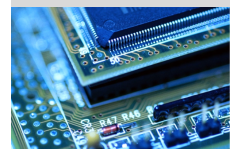
- **impegnato** quando ha lavoro da svolgere (coda NON vuota)
- **idle** quando non ha lavoro da svolgere
- **eleggibile, pronto** o **schedulabile**: impegnato e con budget positivo (ha del lavoro e e_s positivo).

Esempio: il poller è assimilabile ad un server periodico (algoritmo poller)

- impegnato quando la coda di job aperiodici è non vuota
- regola di consumo: **sottrae il tempo impiegato ad eseguire un job aperiodico dal budget**; azzerà il budget se la coda è vuota (non può eseguire altri job aperiodici)
- regola di rifornimento: il budget è impostato a e_s all'inizio di ogni periodo

Algoritmi
a conservazione
di banda

Marco Cesati



Schema della lezione

Server periodici

Server procrastinabili

Server sporadici

CBS

Job aperiod. hard R.T.

SERT'20

R8.4

Algoritmi a conservazione di banda



Il problema del server di polling è che il budget è perso non appena la coda di job aperiodici si svuota (se coda vuota perdo budget)

Gli algoritmi basati su server periodici che **non hanno questo problema** sono definiti a **conservazione di banda**

Idea: **preservare il budget** quando il server periodico è idle per migliorare i tempi di risposta dei job aperiodici

Esistono molti tipi di algoritmi a **conservazione di banda**

- ✓ Server procrastinabile
- ✓ Server sporadico
- Server a utilizzazione costante
- Server a banda totale
- Algoritmo WFQ
- ✓ Algoritmo CBS

✓ = quelli che vedremo

Server procrastinabile



Il **server procrastinabile** (o **deferrable server**) è il più semplice algoritmo a conservazione di banda

È caratterizzato da un periodo p_s , da un budget massimo e_s , e dalle seguenti regole:

- **Regola di consumo**: il budget è **decrementato di uno** per ogni unità di tempo in cui il server è in esecuzione. *Budget si conserva.*
- **Regola di rifornimento**: il budget è impostato al valore e_s agli istanti $k \cdot p_s$, per $k = 0, 1, 2, \dots$, *rifornisce ad ogni periodo*

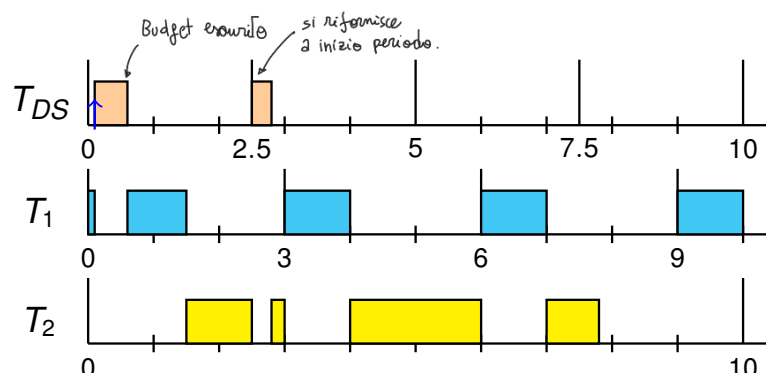
Nota: **il budget non si accumula** (quello non speso alla fine del periodo viene perso)

$T_{DS} = (2.5, 0.5)$

$T_1 = (3, 1)$

$T_2 = (10, 4)$

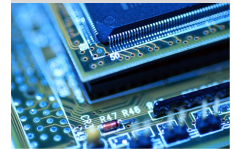
Job aperiod. A:
rilascio a 0.1
durata 0.8



Schedulazione a priorità fissa con server procrastinabile

Algoritmi
a conservazione
di banda

Marco Cesati



Schema della lezione

Server periodici

Server procrastinabili

Server sporadici

CBS

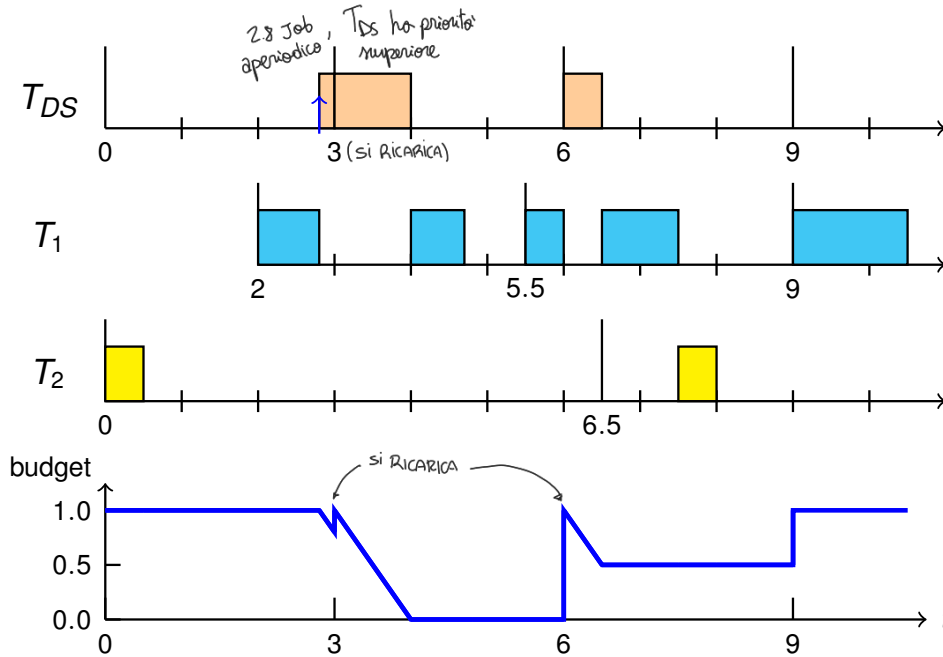
Job aperiod. hard R.T.

SERT'20

R8.7

Sistema: $T_{DS}=(3, 1)$, $T_1=(2.0, 3.5, 1.5, 3.5)$, $T_2=(6.5, 0.5)$

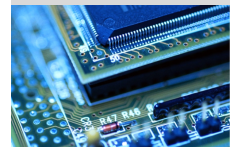
Job aperiodico A: arrivo a 2.8, durata 1.7



Schedulazione EDF con server procrastinabile

Algoritmi
a conservazione
di banda

Marco Cesati



Schema della lezione

Server periodici

Server procrastinabili

Server sporadici

CBS

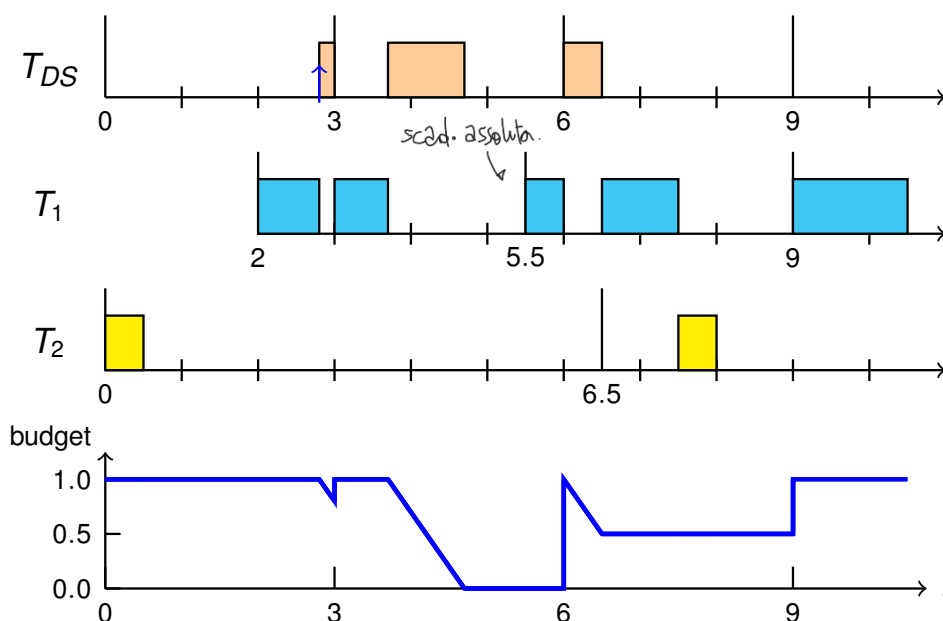
Job aperiod. hard R.T.

SERT'20

R8.8

Sistema: $T_{DS}=(3, 1)$, $T_1=(2.0, 3.5, 1.5, 3.5)$, $T_2=(6.5, 0.5)$

Job aperiodico A: arrivo a 2.8, durata 1.7

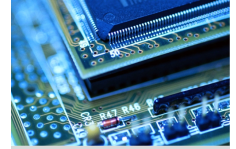


Schedulabilità per priorità fissa con server procrastinabile

È possibile applicare il test o le condizioni di schedulabilità per sistemi a priorità fissa con server procrastinabile? **Sì, ma...**

Algoritmi
a conservazione
di banda

Marco Cesati



Schema della lezione

Server periodici

Server procrastinabili

Server sporadici

CBS

Job aperiod. hard R.T.

SERT'20

R8.9

Il server procrastinabile non è identico agli altri task periodici:

imprevedibile!

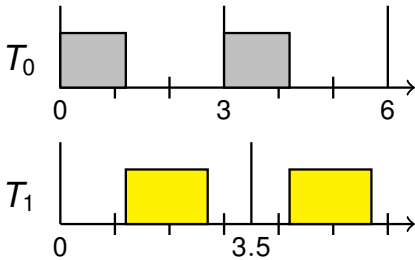
- Se il server è eleggibile e nessun task a priorità maggiore è in esecuzione, viene **subito attivato** dallo scheduler (immediato)
- Un server con budget > 0 può diventare eleggibile in qualunque istante (dipende dagli arrivi dei job aperiodici)

stesse caratteristiche, ma ora e' poller

$$T_0 = (3, 1.2), T_1 = (3.5, 1.5)$$

$$w_1(t) = 1.5 + \lceil t/3 \rceil 1.2$$

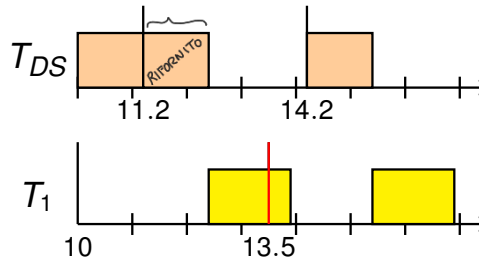
$$w_1(1.5) = 2.7 = w_1(2.7) \leq 3.5$$



$$T_{DS} = (3, 1.2), T_1 = (3.5, 1.5)$$

$$r_{1,c} = 10, r_A = 10, e_A > 3$$

$$\text{budget}(10) = 1.2, \text{fase} = 2.2$$



manca la scadenza,
il problema è che TDS può partire in ogni istante

Istanti critici per sistemi con server procrastinabile

Lemma (Lehoczky, Sha, Strosnider, 1987, 2000)

In un sistema di task periodici indipendenti e interrompibili a priorità fissa con $D_i \leq p_i$, e con un server procrastinabile (p_s, e_s) con priorità massima, un **istante critico** di un task T_i si verifica all'istante t_0 se

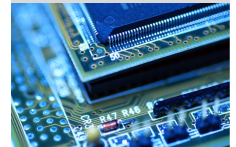
- a t_0 è rilasciato un job di tutti i task T_1, \dots, T_i
- a t_0 il budget del server è e_s
- a t_0 è rilasciato almeno un job aperiodico che impegna il server da t_0 in avanti
- l'inizio del successivo periodo del server è a $t_0 + e_s$

↳ max tempo risposta.

istante
critico
originale

Algoritmi
a conservazione
di banda

Marco Cesati



Schema della lezione

Server periodici

Server procrastinabili

Server sporadici

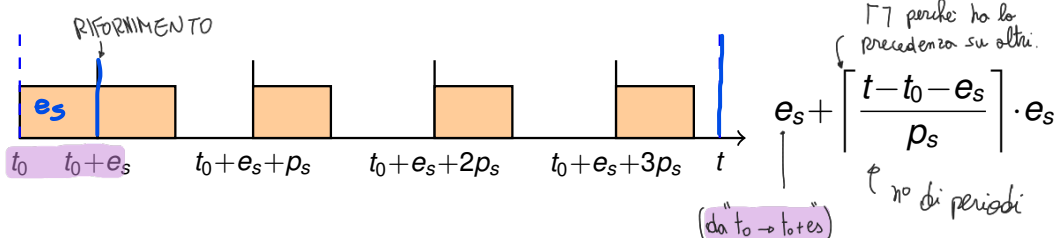
CBS

Job aperiod. hard R.T.

SERT'20

R8.10

Nelle ipotesi del lemma, quanto tempo di processore occupa al massimo il server procrastinabile nell'intervallo $(t_0, t]$?



Test di schedulabilità con server procrastinabile

[Agg. 29.10.2020]

Algoritmi
a conservazione
di banda

Marco Cesati

Con priorità fissate ed un server procrastinabile di massima priorità, la funzione di tempo richiesto è:

$$w_i(t) = e_i + b_i + e_s + \left\lceil \frac{t - e_s}{p_s} \right\rceil e_s + \sum_{k=1}^{i-1} \left\lceil \frac{t}{p_k} \right\rceil e_k \quad \text{per } 0 < t \leq p_i$$

Il test controlla se $w_i(t) \leq t$ per i valori di $t \leq D_i$ tali che $t = h \cdot p_k$, oppure $t = e_s + h \cdot p_s$, oppure $t = D_i$ ($h = 0, 1, \dots$)
(RIFORMIMENTI)

Analogamente per il test di schedulabilità generale:

$$w_{i,j}(t) = j e_i + b_i + e_s + \left\lceil \frac{t - e_s}{p_s} \right\rceil e_s + \sum_{k=1}^{i-1} \left\lceil \frac{t}{p_k} \right\rceil e_k$$

per $(j-1)p_i < t \leq (j-1)p_i + D_i$

1.5+1.2

Esempio: $T_{DS} = (3, 1.2)$, $T_1 = (3.5, 1.5)$

$$w_1(t) = 2.7 + \lceil (t - 1.2)/3 \rceil 1.2$$

$$w_1(1.5) = 3.9 = w_1(3.9) > 3.5 \Rightarrow T_1 \text{ non schedulabile!}$$

Se il server non ha priorità massima, il test fornisce una condizione solo sufficiente (può dare falsi negativi)

→ tutte residenze vengono comunque rispettate!

Condizione di schedulabilità RM con server procrastinabile

Algoritmi
a conservazione
di banda

Marco Cesati

Teorema (Lehoczky, Sha, Strosnider, 1987, 2000) ^{Riadatto Liu-Layland}

Un server procrastinabile (p_s, e_s) ed n task periodici indipendenti e interrompibili con $p_i = D_i$ tali che

W/O RM: periodo p_i , priorità i per RM.

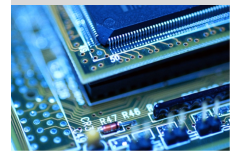
$$p_s < p_1 < \dots < p_n < 2p_s \quad \text{e} \quad p_n > p_s + e_s$$

sono schedulabili con RM se l'utilizzazione totale dei task periodici e del server è minore o uguale a

$$U_{RM/DS}(n) = \overbrace{\frac{e_s}{p_s}}^{\text{procedere per caso}} + n \left[\overbrace{\left(\frac{e_s + 2p_s}{p_s + 2e_s} \right)^{1/n}}^{\text{PRIMA c'era "2"}} - 1 \right]$$

• Se $e_s = 0$, $U_{RM/DS}(n) = U_{RM}(n)$, server \nexists ($\ln(2)^{1/n}$)

• $\lim_{n \rightarrow \infty} U_{RM/DS}(n) = \frac{e_s}{p_s} + \ln \left(\frac{e_s + 2p_s}{p_s + 2e_s} \right)$ *impatta molto!*



Schema della lezione

Server periodici

Server procrastinabili

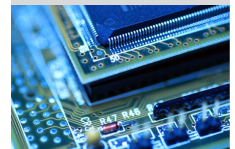
Server sporadici

CBS

Job aperiod. hard R.T.

SERT'20

R8.11



Schema della lezione

Server periodici

Server procrastinabili

Server sporadici

CBS

Job aperiod. hard R.T.

SERT'20

R8.12

Condizione di schedulabilità RM con server procrastinabile (2)

Se p_s, p_1, \dots, p_n non verificano le condizioni del teorema?

Applichiamo la condizione di **schedulabilità task per task**: PRIMA
GLOBALE

- Il server non ha alcuna influenza sui task aventi periodo minore di p_s (più importanti del server)
- Il server è schedulabile se lo è il corrispondente task periodico
- Per ogni task T_i con $p_i > p_s$, il server si comporta come un task periodico, tranne che può eseguire per un tempo e_s in più (**tempo di blocco aggiuntivo**): il blocco è proprio " e_s "

$$\underbrace{\sum_{k=1}^i \frac{e_k}{p_k}}_{\text{task stesso}} + \underbrace{\frac{e_s}{p_s}}_{\text{server}} + \underbrace{\frac{e_s + b_i}{p_i}}_{\text{blocco aggiuntivo}} \leq U_{RM}(i+1)$$

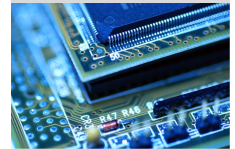
i-esimo task dopo server.

Esempio: $T_{DS} = (3, 1.2)$, $T_1 = (3.5, 1.5)$

$$\frac{1.5}{3.5} + \frac{1.2}{3} + \frac{1.2}{3.5} > 1 > U_{RM}(2) \Rightarrow T_1 \text{ forse non schedulabile!}$$

(e' suff. non memoria)

cade la condizione $p_i > e_s + p_s$



Schema della lezione

Server periodici

Server procrastinabili

Server sporadici

CBS

Job aperiod. hard R.T.

Condizione di schedulabilità EDF con server procrastinabile

Teorema (Ghazalie, Baker 1995)

Un task periodico T_i in un sistema di n task indipendenti e interrompibili è schedulabile con **EDF** insieme ad un server procrastinabile (p_s, e_s) se

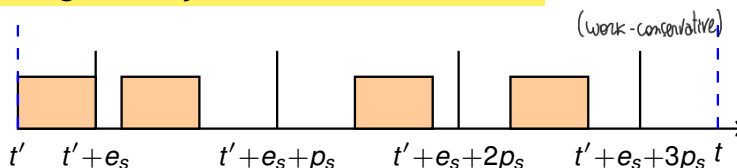
densità totale (deve essere ≤ 1)

$$\sum_{k=1}^n \frac{e_k}{\min(D_k, p_k)} + \frac{e_s}{p_s} \left(1 + \frac{p_s - e_s}{D_i} \right) \leq 1$$

scad. relativa "task i"

Dim. (sketch per $D_k \geq p_k$) Un job di T_i rilasciato a r_i manca la scadenza a t ; $t' < t$ è l'ultimo istante in cui il processore è idle o esegue un job con scadenza $> t \Rightarrow r_i \geq t' \Rightarrow 1/(t - t') \leq 1/D_i$

proc. non ha tempo suff.



$$e_s + \left\lfloor \frac{t - t' - e_s}{p_s} \right\rfloor \cdot e_s$$

inferiore, scadenza oltre " t ".

$$t - t' < \sum_{k=1}^n \frac{e_k}{p_k} (t - t') + \frac{e_s}{p_s} (t - t' + p_s - e_s)$$

fino a qui

Server sporadici

Un server procrastinabile può ritardare i task di priorità minore più di un task periodico con identici parametri

I **server sporadici** sono una classe di server periodici completamente assimilabili come schedulabilità a task periodici con medesimi parametri

Un sistema con task periodici e **server sporadici** può essere analizzato tramite le condizioni ed il **test di schedulabilità generale** dei sistemi per task periodici (non piccoli)

Esistono diversi tipi di **server sporadici**: la differenza è tutta nelle due regole di consumo e di rifornimento del budget

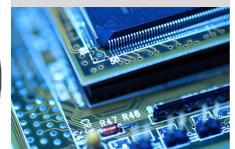
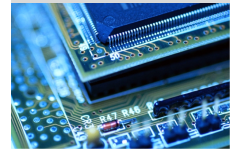
Regole più sofisticate:

- preservano il budget più a lungo o lo riforniscono più velocemente
- sono più difficili e costose da implementare

Definizioni per server sporadici in sistemi a priorità fissa

- Sistema \mathcal{T} di task periodici a priorità fissa
- Server sporadico $T_s = (p_s, e_s)$ con priorità π_s ("modello più semplice")
- \mathcal{T}_H : insieme di task di \mathcal{T} con priorità maggiore di π_s (tipicamente vuoto, noi generalizziamo)
- **Intervallo totalmente occupato** di un insieme di task:
 - (1) prima dell'intervallo tutti i job sono stati completati,
 - (2) all'inizio viene rilasciato almeno un job, e
 - (3) la fine dell'intervallo è il primo istante in cui tutti i job rilasciati entro l'intervallo sono completati
- t_r : ultimo istante in cui è stato aumentato il budget (tempo ultimo rifornimento)
- t_f : primo istante dopo t_r in cui il server è in esecuzione (server inizia ad eseguire job aperiodici dopo rifornimento)
- t_e : istante che determina il momento del prossimo rifornimento (generalmente sarà a $t_e + p_s$) (quando ci sarà prossimo rifornimento)
- **BEGIN**: per ogni t , considerare l'ultima sequenza di intervalli totalmente occupati contigui dei task \mathcal{T}_H iniziata prima di t ; **BEGIN** è l'istante di inizio del primo intervallo totalmente occupato di questa sequenza
- **END**: l'istante finale della sequenza, se precedente a t , altrimenti ∞

relativi a task di priorità superiori



Server sporadico semplice

Regola di consumo

ultima rifornimento

In ogni istante $t > t_r$, il budget è decrementato di uno per ogni unità di tempo **se una delle due condizioni C1 e C2 è vera**:

C1 Il server è in esecuzione (ovvio)

(rifornimento)

Server idle ma ha eseguito, ora non esegue perché magari c'è stato, ma sicuramente non c'è colpa di task supponibili

C2 Il server è stato in esecuzione dopo t_r e inoltre $END < t$

Altrimenti (se C1 e C2 sono false) il budget è conservato

Regola di rifornimento

(massimo)

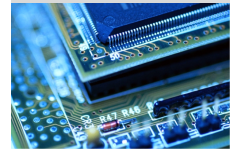
R1 Ad ogni rifornimento: budget $\leftarrow e_s$, $t_r \leftarrow$ istante corrente

R2 All'istante t_f : se $END = t_f$, $t_e \leftarrow \max(t_r, BEGIN)$; se $END < t_f$, $t_e \leftarrow t_f$

inizio sequenza

R3 Il prossimo rifornimento sarà a $t_e + p_s$, con due eccezioni:

- (a) se $t_e + p_s < t_f$, il budget sarà rifornito non appena esaurito ("premio" perché non ha eseguito precedentemente)
- (b) il budget sarà rifornito a $t_b < t_e + p_s$ se esiste un intervallo $[t_i, t_b)$ in cui nessun task di \mathcal{T} è eseguibile, ed un task di \mathcal{T} comincia l'esecuzione a t_b (se non c'è niente di eseguibile, è come se "resettassi")



Schema della lezione

Server periodici

Server procrastinabili

Server sporadici

CBS

Job aperiod. hard R.T.

Server sporadico semplice (2)

Significato di **C1**: nessun job del server esegue per un tempo maggiore di e_s in un periodo p_s (non può andare oltre il massimo)

Significato di **C2**: il server conserva il budget se un task di \mathcal{T}_H è eseguibile oppure il server non ha mai eseguito da t_r ; altrimenti il budget è sempre consumato

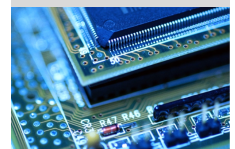
Significato di **R2**:

- se nell'intervallo (t_r, t_f) sono stati sempre in esecuzione task di \mathcal{T}_H , il prossimo rifornimento sarà a $t_r + p_s$
- altrimenti il prossimo rifornimento sarà a $t_e + p_s$ ove t_e è l'ultimo istante di $(t_r, t_f]$ in cui non esegue un task di \mathcal{T}_H

Significato di **R3a**: il job del server ha atteso per più di p_s unità di tempo prima di iniziare l'esecuzione, quindi il job continua nel prossimo periodo (è richiesto il test di schedulabilità generale)

"premiatura" per questo tipo sched. generale

Significato di **R3b**: il budget è rifornito nell'istante iniziale di ogni intervallo totalmente occupato di \mathcal{T}



Schema della lezione

Server periodici

Server procrastinabili

Server sporadici

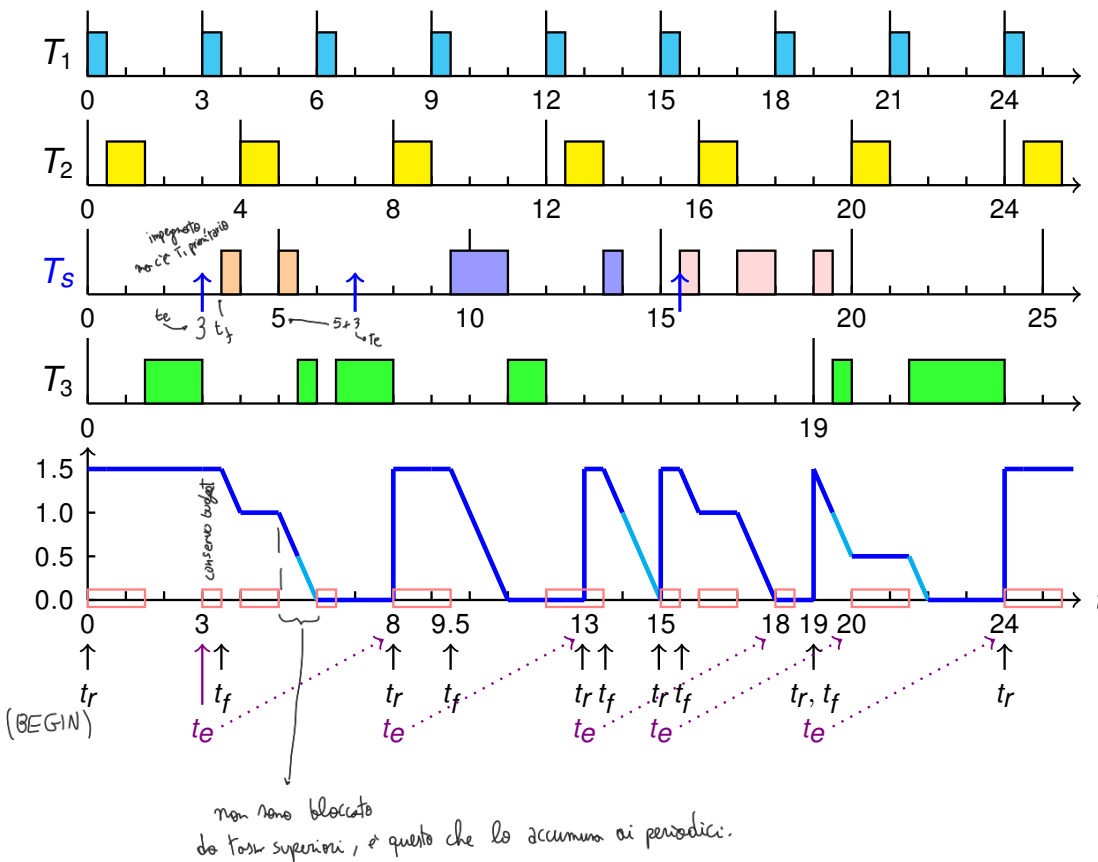
CBS

Job aperiod. hard R.T.

Schedulazione RM con server sporadico semplice

Sistema: $T_1=(3, 0.5)$, $T_2=(4, 1)$, $T_s=(5, 1.5)$, $T_3=(19, 4.5)$

Aperiodici: $A_1(r=3, e=1)$, $A_2(r=7, e=2)$, $A_3(r=15.5, e=2)$



Server sporadico/background

Esistono molte varianti di server sporadico, con regole sempre più complesse (e costose da implementare)

Variante più utile e diffusa: **server sporadico/background**

Differenza rispetto al server sporadico semplice: **esegue sempre job aperiodici se nessun task periodico è eseguibile**
(nello sporadico, se budget è nullo, non potrei)

Regola di consumo

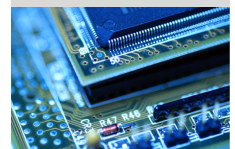
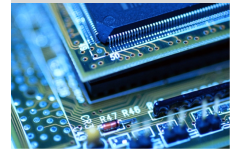
Identica a quella del server sporadico semplice, **tranne che se nessun task periodico è eseguibile il budget è uguale a e_s**

(e non ho periodi, ho budget massimo!)

Regola di rifornimento

Identica a quella del server sporadico semplice, tranne **R3b**: il budget è ripristinato all'inizio di ogni intervallo in cui nessun task periodico è eseguibile; t_r (e ev. t_f) è la fine dell'intervallo (quando ricomincia a ragionare come "sporadico" e non background)

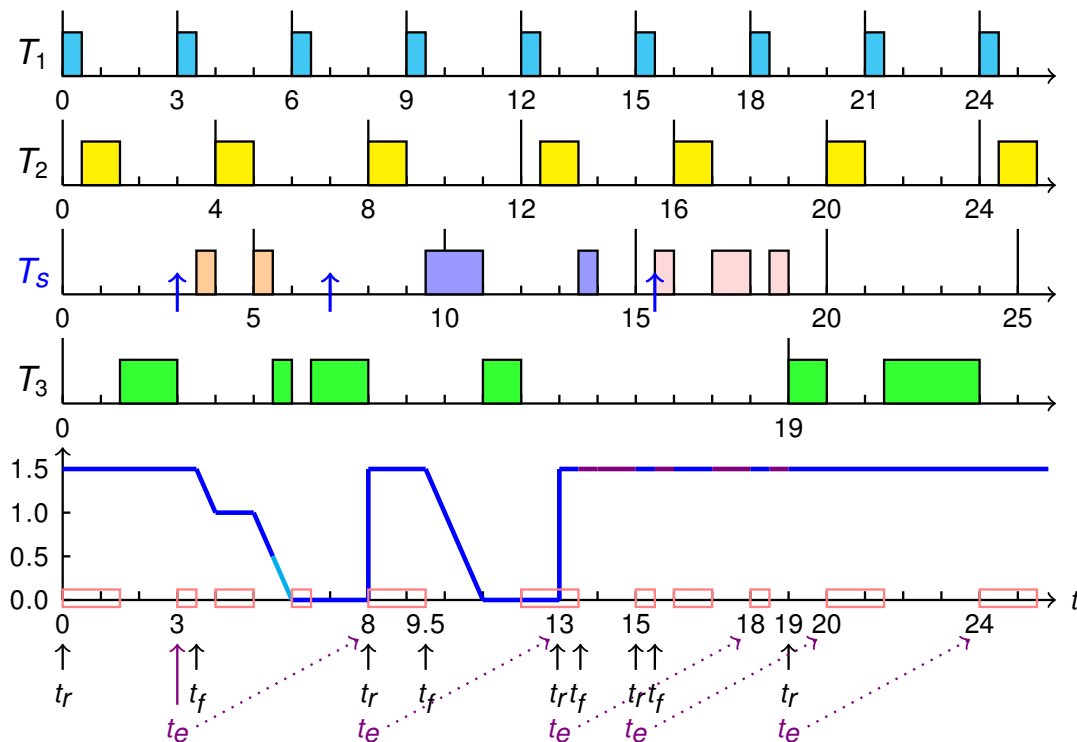
In effetti l'unico caso in cui *non* conviene usare un **server sporadico/background** al posto di uno semplice è quando si utilizzano più server sporadici per differenti tipi di job aperiodici (solo uno potrebbe essere background, non tutti)



Schedulazione RM con server sporadico/background [Agg. 29.10.20]

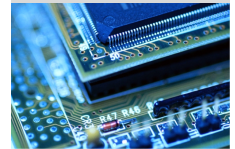
Sistema: $T_1=(3, 0.5)$, $T_2=(4, 1)$, $T_s=(5, 1.5)$, $T_3=(19, 4.5)$

Aperiodici: $A_1(r=3, e=1)$, $A_2(r=7, e=2)$, $A_3(r=15.5, e=2)$



Algoritmi
a conservazione
di banda

Marco Cesati



Schema della lezione

Server periodici

Server procrastinabili

Server sporadici

CBS

Job aperiod. hard R.T.

SERT'20

R8.21

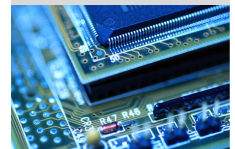
Constant Bandwidth Server (alg. SRT per job aperiodici)

usato anche in Linux

- Inventato da L. Abeni e G. Buttazzo (1998)
- Server per job aperiodici integrabile in uno scheduler a priorità fissa a livello di job (server sporadico semplice con BEGIN e END non applicabile a priorità din. a liv. di task, CBS sì)
 - Schedulazione di job aperiodici con i vantaggi di EDF rispetto a RM/DM
- Il server è “work conserving”
 - il processore non resta mai inutilizzato se almeno un job è eseguibile
- L'occupazione del processore del server non supera mai la frazione di tempo predefinita (bandwidth costante), impattano fino ad un certo punto.
 - permette di isolare temporalmente i task periodici dal comportamento dei job aperiodici

Algoritmi
a conservazione
di banda

Marco Cesati



Schema della lezione

Server periodici

Server procrastinabili

Server sporadici

CBS

Job aperiod. hard R.T.

SERT'20

R8.22

Il funzionamento del CBS

Un server CBS è caratterizzato da:

- il periodo p_s ,
- il budget massimo e_s
- il budget corrente c_s
- la scadenza assoluta corrente d_s (alla base di EDF)

Il rapporto $u_s = \frac{e_s}{p_s}$ definisce la **bandwidth** del server (utilizzo)

Il server CBS è schedulato con EDF insieme agli altri task periodici considerando la scadenza assoluta corrente d_s

Un sistema di task periodici T ed un server CBS sono schedulabili con EDF se e solo se $U_T + u_s \leq 1$

Server come task periodico

Il funzionamento del CBS (2)

Regola di aggiornamento della scadenza

- Inizialmente $d_s = 0$ (importante)
- Non appena il budget corrente c_s si azzerà, $d_s \leftarrow d_s + p_s$ (scadenza posticipata \Rightarrow priorità del server diminuita)
- Se ad un certo istante t :
 - viene rilasciato un job aperiodico (il 1° nella coda vuota)
 - il server non è impegnato (la coda dei job aperiodici è vuota)
 - vale la condizione $c_s \geq (d_s - t) \cdot u_s$

allora $d_s \leftarrow t + p_s$

\rightarrow budget ingombrante, troppo grande per i limiti di banda

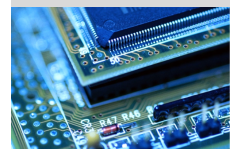
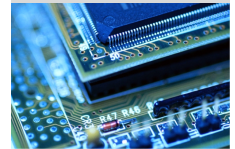
allontana scadenza, d_s

serve per farlo comportare come task periodico

Regole di rifornimento e consumo del budget

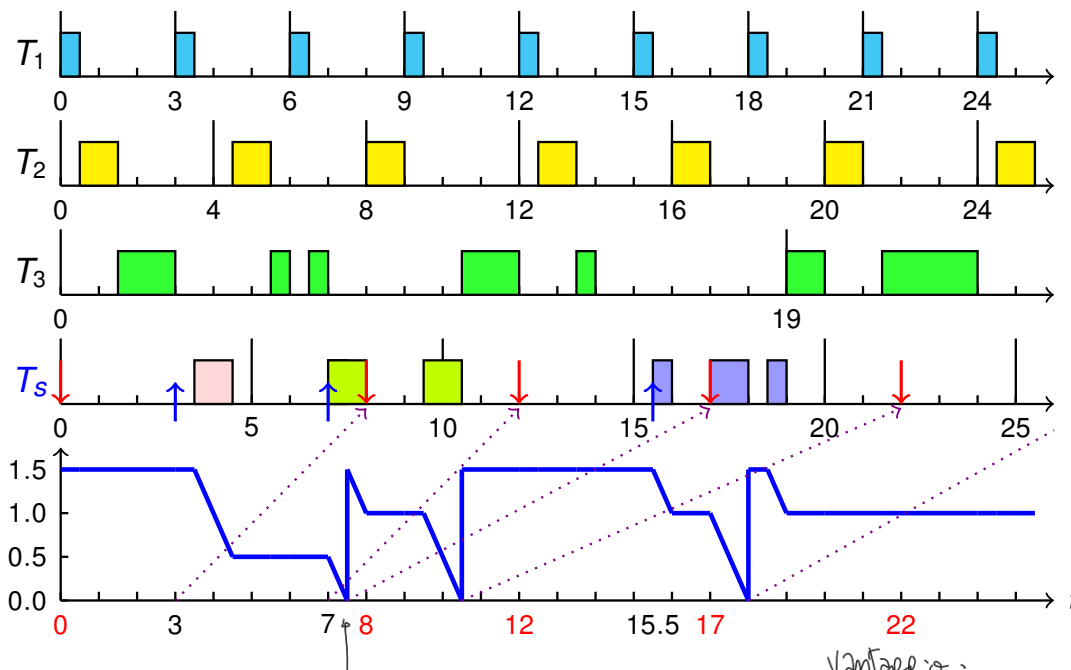
- Inizialmente $c_s \leftarrow e_s$
- c_s viene decrementato proporzionalmente all'esecuzione dei job aperiodici del server
- Se c_s si azzerà, $c_s \leftarrow e_s$ (il rifornimento è immediato)

Non è mai a 0 \rightarrow si rifornisce subito e allontana scadenza.



Schedulazione EDF con server CBS

Sistema: $T_s=(5, 1.5)$, $T_1=(3, 0.5)$, $T_2=(4, 1)$, $T_3=(19, 4.5)$
 Aperiodici: $A_1(r=3, e=1)$, $A_2(r=7, e=2)$, $A_3(r=15.5, e=2)$

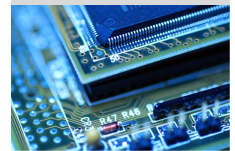


uniformamento
immediato, mod. assoluta si allentano.

Vantaggio:
controllo schedulabilit 
come fone task normale

Algoritmi
a conservazione
di banda

Marco Cesati



Schema della lezione

Server periodici

Server procrastinabili

Server sporadici

CBS

Job aperiod. hard R.T.

SERT'20

R8.25

Schedulabilit  EDF di job aperiodici hard real-time

La *densit  di un job aperiodico* avente istante di rilascio r ,
 massimo tempo di esecuzione e e scadenza d   $\frac{e}{d-r}$
 (serve test di accettazione)

Teorema

Un sistema di job aperiodici indipendenti e interrompibili  
 schedulabile con EDF se la densit  totale di tutti i job attivi
 (nell'intervallo tra rilascio e scadenza)   in ogni istante ≤ 1

(tratto periodici come aperiodici)

Dim. (sketch) Un job manca la scadenza a t ; sia $t' < t$ l'ultimo
 istante in cui il processore non ha eseguito un job con
 scadenza $\leq t \Rightarrow \sum_i e_i > t - t'$

L'intervallo $(t', t]$   partizionato in $(t'=t_1, t_2]$, $(t_2, t_3]$, ...

$(t_k, t_{k+1}=t]$ ove t_k   l'istante di rilascio o scadenza per qualche
 job, arrivano un paio di job, o scadono. In ogni intervallo non arriva/scade nessuno.

Sia \mathcal{X}_k l'insieme di job attivi in $(t_k, t_{k+1}]$ e sia Δ_k la loro densit 

$$\sum_i e_i = \sum_{j=1}^l (t_{j+1} - t_j) \sum_{J_k \in \mathcal{X}_j} \frac{e_k}{d_k - r_k} = \sum_{j=1}^l (\Delta_j (t_{j+1} - t_j) \leq t - t'$$

densit : quanto occupa da
rilascio a scadenza
Scambio sommatorio
lunghezza intervallino
dentro job attivi in
questo intervallino
da thm.
ma allora
 $\sum e_i \leq t - t'$

uff. non neces.

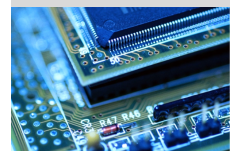
SERT'20

R8.26

CONTRADDIZIONE

Algoritmi
a conservazione
di banda

Marco Cesati



Schema della lezione

Server periodici

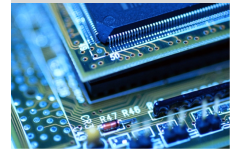
Server procrastinabili

Server sporadici

CBS

Job aperiod. hard R.T.

Schedulabilità EDF di job aperiodici hard real-time (2)



Schema della lezione

Server periodici

Server procrastinabili

Server sporadici

CBS

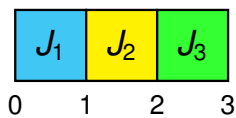
Job aperiod. hard R.T.

Consideriamo i job aperiodici $J_1:(r=0, e=1, d=2)$,
 $J_2:(r=0.5, e=1, d=2.5)$, e $J_3:(r=1, e=1, d=3)$

Handwritten notes: "esecuzione" (execution) with an arrow pointing to the 'e' parameter; "rilascio" (release) with an arrow pointing to the 'r' parameter; "assoluta" (absolute) with an arrow pointing to the 'd' parameter.

Intervalli:	(0, 0.5]	(0.5, 1]	(1, 2]	(2, 2.5]	(2.5, 3]
Job attivi:	J_1	$J_1 J_2$	$J_1 J_2 J_3$	$J_2 J_3$	J_3
Densità:	0.5	1.0	1.5	1.0	0.5

*Sono schedulabili con EDF? **Sì!***



La condizione del teorema è solo sufficiente!

Non ho garanzie dal thm.