Lezione R7

Schedulazione di job bloccanti e job aperiodici

Sistemi embedded e real-time

20 novembre 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 si continua a discutere di schedulazione priority-driven, con particolare riguardo alle condizioni di schedulabilità in presenza di job bloccanti

1. Blocchi dovuti ad auto-sospensione
2. Blocchi dovuti a non interrompibilità
3. Rallentamenti dei cambi di contesto
4. Test di schedulabilità con blocchi e rallentamenti
5. Scheduler basati su interruzioni periodiche
6. Schedulazione di job aperiodici

Tempi di blocco e rallentamenti

Molti fattori di diversa natura contribuiscono a rallentare l'esecuzione di un job, potenzialmente provocando il mancato rispetto della sua scadenza

Due grandi classi di ritardi:

- I *tempi di blocco*, in cui il job pur essendo stato rilasciato non può essere eseguito per qualche motivo esterno

  Ad esempio, un blocco per non interrompibilità, oppure l'esecuzione di una operazione che provoca una sospensione del job

  Il *tempo massimo di blocco* b_i è la lunghezza massima dell'intervallo in cui un job di T_i può essere bloccato

- I *rallentamenti* sistematici che si sommano al tempo di esecuzione del job

  Un esempio è il tempo richiesto per eseguire lo scheduler e per effettuare il cambio di contesto tra un job e l'altro

Auto-sospensione

Spesso un job già rilasciato non può essere eseguito perché in attesa di eventi esterni: è sospeso e sostituito sul processore da un altro job (*auto-sospensione*)

Esempi di operazioni bloccanti che auto-sospendono:

- accesso al disco rigido
- attesa di dati da rete o da altro job
- attesa della scadenza di un timer

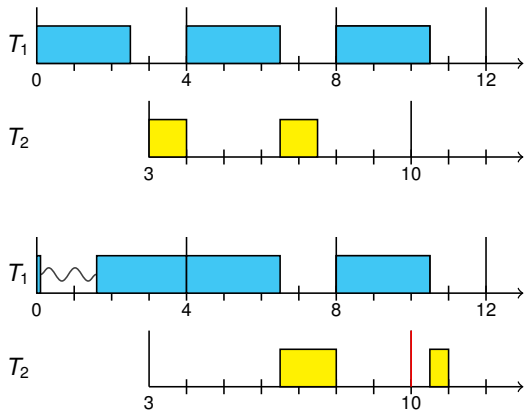
Supponiamo che ogni job di un task T_i si auto-sospende per un tempo x non appena è rilasciato (ad es., attende dati di input). Come determinare se il job è schedulabile?

È sufficiente considerare come istante di rilascio $p_i + x$ e come scadenza relativa $D_i - x$

Se tutti i job possono variare quando e per quanto tempo si auto-sospendono, per ciascun task T_i si deve determinare il *tempo massimo di blocco per l'auto-sospensione* $b_i(ss)$

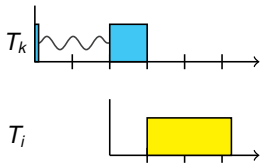
Esempio di auto-sospensione (RM)

$T_1 = (4, 2.5) \quad T_2 = (3, 7, 2, 7)$



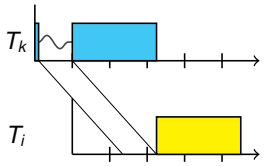
Rallentamento dovuto all'auto-sospensione

Caso 1: il tempo di auto-sospensione di un job è maggiore della durata del job



Un job di T_i con priorità inferiore è rallentato al massimo per un tempo pari alla durata del job di T_k

Caso 2: il tempo di auto-sospensione di un job è minore della durata del job



Un job di T_i con priorità inferiore è rallentato al massimo per un tempo pari alla durata dell'auto-sospensione

Tempo massimo di blocco per auto-sospensione

Dato un task T_k, sia x_k il tempo massimo di auto-sospensione di ogni job di T_k (è un parametro noto)

Dato un task T_i ed un task di priorità maggiore T_k, il rallentamento inflitto ad un job di T_i da un job di T_k è minore o uguale a x_k e minore o uguale a e_k

Di conseguenza, $b_i(ss) = x_i + \sum_{k=1}^{i-1} \min(e_k, x_k)$

Il valore di $b_i(ss)$ definisce in modo completo il rallentamento dovuto all'auto-sospensione per il task T_i? ***No!***

Anche il numero di volte massimo K_i in cui un job di T_i si auto-sospende è importante

Infatti per ogni sospensione e successiva riattivazione:

- è possibile che si verifichi un blocco da parte di un processo non interrompibile
- si ha un rallentamento dovuto allo scheduler ed al costo del cambio di contesto

Non interrompibilità dei job

Per tutti i teoremi di schedulabilità ogni job è interrompibile nell'istante in cui un job di priorità maggiore è rilasciato

In pratica questa assunzione è irrealistica: esistono sempre istanti in cui un job non è interrompibile, ad esempio quando:

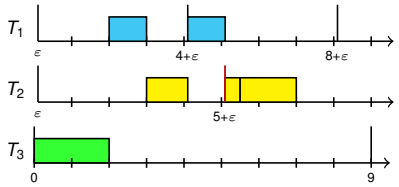
- il job utilizza una risorsa critica condivisa
- il job interagisce con un dispositivo hardware
- il job esegue una chiamata di sistema che, in quel momento, non è interrompibile
- il costo dell'interruzione è troppo elevato

Un job J_i è *bloccato per non interrompibilità* quando è pronto all'esecuzione ma non può essere eseguito a causa di un job di priorità minore che non può interrompere l'esecuzione

Si dice che in un intervallo di tempo si verifica *inversione di priorità* se nell'intervallo viene eseguito un job di priorità minore di quella di un altro job pronto per l'esecuzione

Esempio di non interrompibilità

- Consideriamo un sistema di tre task T_1=$(\varepsilon, 4, 1, 4)$, T_2=$(\varepsilon, 5, 1.5, 5)$, T_3=$(9, 2)$ (con $0 < \varepsilon < 0.5$)
- L'utilizzazione totale è $U = 1/4 + 1.5/5 + 2/9 = 0.77$, quindi è schedulabile sia con EDF che con RM ($U_{RM}(3)$=0.779) *se tutti i job sono sempre interrompibili*
- Supponiamo che T_3 sia non interrompibile: T_3 ha fase $0 < \varepsilon$, quindi $J_{3,1}$ esegue nell'intervallo $[0, 2]$
- In $[\varepsilon, 2]$ $J_{1,1}$ e $J_{2,1}$ sono bloccati da $J_{3,1}$: inversione di priorità
- Nell'intervallo $[2, 5+\varepsilon]$ sono eseguiti $J_{1,1}$, $J_{2,1}$ e $J_{1,2}$, ma $5+\varepsilon-2 < 1.5+1+1$: T_2 manca la scadenza



Blocco dovuto a non interrompibilità

Sia θ_k il tempo d'esecuzione massimo della più lunga sezione non interrompibile dei job di T_k

Sia $b_i(np)$ il *tempo massimo di blocco per non interrompibilità* che un job di T_i può subire nel momento del suo rilascio

Quanto vale $b_i(np)$?

$$b_i(np) = \max \{ \theta_k \ : \text{ per ogni task } T_k \text{ di priorità } \textit{minore} \text{ di } T_i \}$$

Il tempo massimo di blocco b_i dipende sia da $b_i(np)$ che da $b_i(ss)$. Qual è la formula per RM/DM?

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

Oltre che in occasione del primo rilascio, il job può essere bloccato per non interrompibilità ad ogni attivazione seguente ad una auto-sospensione

Cambi di contesto

L'overhead dovuto ai cambi di contesto è un rallentamento subito uniformemente da tutti i job in occasione di ogni attivazione

Sia *CS* il costo di un cambio di contesto tra due job, incluso il tempo necessario all'esecuzione dello scheduler

I test di schedulabilità possono essere applicati semplicemente includendo nei tempi di esecuzione dei task i costi dovuti ai cambi di contesto:

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

Quale algoritmo di scheduling è particolarmente inefficiente se CS è significativamente grande? ***LST***

In una schedulazione LST vi è un gran numero di cambi di contesto, quindi un overhead significativo

Inoltre non è facile determinare il numero massimo di cambi di contesto di ciascun job, quindi è difficile validare il sistema

Test di schedulabilità per job bloccanti

Come estendere il test di schedulabilità per trattare i job che possono bloccare?

Al tempo disponibile per l'esecuzione di ciascun job va sottratto il tempo massimo in cui il job può restare bloccato

Idea: il tempo a disposizione di un job per terminare l'esecuzione deve essere ridotto del tempo massimo di blocco

Perciò la funzione di tempo richiesto diventa

$$w_i(t) = e_i + b_i + \sum_{k=1}^{i-1} \left\lceil \frac{t}{p_k} \right\rceil \cdot e_k \qquad \text{per } 0 < t \le \min(D_i, p_i)$$

Analogamente per il test di schedulabilità generale:

$$w_{i,j}(t) = j\, e_i + b_i + \sum_{k=1}^{i-1} \left\lceil \frac{t}{p_k} \right\rceil e_k \qquad \text{per } (j-1)p_i < t \le w_{i,j}(t)$$

Condizioni di schedulabilità per task bloccanti a priorità fissa

Sia dato un sistema di n task $\mathcal{T}$ ed un algoritmo X a priorità fissata con fattore di utilizzazione $U_X(n)$

Sappiamo che il sistema è effettivamente schedulabile se $U_{\mathcal{T}} \leq U_X(n)$, *a condizione che i task non blocchino mai*

Come si adatta la condizione di schedulabilità per task a priorità fissa bloccanti?

- Ciascun job può bloccare in misura differente: applichiamo la condizione di schedulabilità un task alla volta
- Nel caso peggiore ogni job di T_i impiega tempo $e_i + b_i$ per completare l'esecuzione
- Quindi T_i è schedulabile se

$$\sum_{k=1}^{i} \frac{e_k}{p_k} + \frac{b_i}{p_i} \leq U_X(i)$$

Condizione di schedulabilità EDF per job bloccanti

La condizione di schedulabilità EDF in presenza di blocchi è analoga a quella degli algoritmi a priorità fissata

- Si applica su ciascun task singolarmente
- Il task T_i è schedulabile tramite EDF se

$$\sum_{k=1}^{n} \frac{e_k}{\min(D_k, p_k)} + \frac{b_i}{\min(D_i, p_i)} = \Delta_{\mathcal{T}} + \frac{b_i}{\min(D_i, p_i)} \leq 1$$

Qual è la difficoltà? Cosa ci manca per applicare la formula?

Il problema è come definire i tempi massimi di blocco b_i: non esiste più l'insieme dei job con priorità minore di T_i

Teorema (Baker 1991)

In una schedulazione EDF, un job con scadenza relativa D può bloccare un altro job con scadenza relativa D' solo se $D > D'$

Dim.: $d > d'$, $r < r' \Rightarrow D = d - r > d' - r' = D'$

Soluzione: ordinare i task per scadenze relative crescenti, ed applicare la formula di b_i trovata per i task con priorità fissata

Schedulazione basata su tick

Test e condizioni di schedulabilità assumono che lo scheduler è *event-driven*: viene eseguito quando si verifica un evento rilevante (un job viene rilasciato, si auto-sospende o termina)

In pratica, è più semplice realizzare uno scheduler *time-driven* che si attiva all'occorrenza di interruzioni periodiche (*tick*)

- Il riconoscimento di un evento come il rilascio di un job potrebbe essere differito fino al tick successivo
- Si distinguono due tipi di job rilasciati: quelli *pendenti* non ancora riconosciuti dallo scheduler e quelli *eseguibili*
- Esiste una coda di job pendenti ed una per i job eseguibili
- Lo scheduler sposta job dalla coda dei pendenti in quella degli eseguibili (nella posizione appropriata)
- Quando un job termina o sospende l'esecuzione, viene eseguito subito il prossimo job eseguibile senza invocare lo scheduler

Test di schedulabilità per priorità fissata con tick

Come è possibile applicare il test di schedulabilità ad uno scheduler a priorità fissata basato su tick?

Consideriamo uno scheduler che si attiva con periodicità p_0, esegue in tempo e_0 il controllo della coda di job pendenti, e trasforma un job da pendente ad eseguibile in tempo CS_0

Per controllare la schedulabilità di un task T_i:

- aggiungere un task T_0=(p_0, e_0) di priorità massima
- aggiungere un task $T_{0,k}$=(p_k, CS_0) con priorità maggiore di T_1 per ogni $k = i{+}1, \ldots, n$
- aggiungere $(K_k + 1) \cdot CS_0$ al tempo d'esecuzione e_k di ogni task T_k, per $k = 1, 2, \ldots i$
- utilizzare: $b_i(np) = \left(\left\lceil \max_{i+1 \leq k \leq n} \frac{\theta_k}{p_0} \right\rceil + 1 \right) \cdot p_0$

Esempio di test di schedulabilità con tick

T_1=(0.1, 4, 1, 4), T_2=(0.1, 5, 1.8, 5), T_3=(20, 5) non interromp. in $[r_3, r_3+1.1)$. Scheduler: $p_0 = 1$, $e_0 = 0.05$, $CS_0 = 0.06$

Verifica di T_1 Sistema equivalente: T_0=(1, 0.05), $T_{0,2}$=(5, 0.06), $T_{0,3}$=(20, 0.06), T_1=(4, 1.06), $b_1 = 3$:

$w_1(t) = 1.06 + 3 + \lceil t/1 \rceil 0.05 + \lceil t/5 \rceil 0.06 + \lceil t/20 \rceil 0.06$

$w_1(4.06) = 4.43 = w_1(4.43) > 4$ $\Rightarrow$ no

Verifica di T_2 Sistema equivalente: T_0=(1, 0.05), $T_{0,3}$=(20, 0.06), T_1=(4, 1.06), T_2=(5, 1.86), $b_2 = 3$:

$w_2(t) = 1.86 + 3 + \lceil t/1 \rceil 0.05 + \lceil t/20 \rceil 0.06 + \lceil t/4 \rceil 1.06$

$w_2(4.86) = 7.29$, $w_2(7.29) = 7.44 = w_2(7.44) > 5$ $\Rightarrow$ no

Verifica di T_3 Sistema equivalente: T_0=(1, 0.05), T_1=(4, 1.06), T_2=(5, 1.86), T_3=(20, 5.06), $b_3 = 1$:

$w_3(t) = 5.06 + 1 + \lceil t/1 \rceil 0.05 + \lceil t/4 \rceil 1.06 + \lceil t/5 \rceil 1.86$

$w_3(6.06) = 12.25$, $w_3(12.25) = 16.53$, $w_3(16.53) = 19.65$, $w_3(19.65) = 19.8 = w_3(19.8) \leq 20$ $\Rightarrow$ ok

Condizione di schedulabilità con tick

Metodo per applicare una condizione di schedulabilità ad uno scheduler a priorità dinamica basato su tick

Per ciascun T_i da controllare (task ordinati per D crescenti):

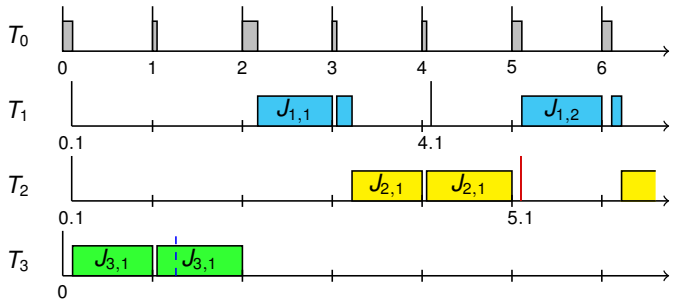
- aggiungere un task T_0=(p_0, e_0) di priorità massima
- aggiungere $(K_k + 1) \cdot CS_0$ al tempo d'esecuzione e_k di ogni task T_k, per $k = 1, 2, \ldots n$
- utilizzare: $b_i(np) = \left(\left\lceil \max_{i+1 \leq k \leq n} \frac{\theta_k}{p_0} \right\rceil + 1 \right) \cdot p_0$

Nell'esempio precedente, il sistema equivalente è T_0=(1, 0.05), T_1=(4, 1.06), T_2=(5, 1.86), T_3=(20, 5.06), $b_1 = b_2 = 3$, $b_3 = 1$

Fattore di utilizzazione $U = \frac{0.05}{1} + \frac{1.06}{4} + \frac{1.86}{5} + \frac{5.06}{20} = 0.94$

Verifica di T_1: $U + 3/4 = 1.69 > 1$ $\Rightarrow$ no
Verifica di T_2: $U + 3/5 = 1.54 > 1$ $\Rightarrow$ no
Verifica di T_3: $U + 1/20 = 0.99 \leq 1$ $\Rightarrow$ ok per EDF

Esempio di schedulazione con tick



L'algoritmo di schedulazione potrebbe essere sia EDF che RM

In questo frammento T_1 rispetta la scadenza anche se falliscono sia il test che la condizione di schedulabilità

Schedulazione priority-driven di job aperiodici

Nei sistemi real-time basati su schedulazione priority-driven è spesso necessario eseguire oltre ai task periodici:

- Job aperiodici soft RT: con tempi di arrivo e di esecuzione sconosciuti, con scadenze "soft" o senza scadenze, ma comunque da completare nel più breve tempo possibile
- Job aperiodici hard RT: con tempi di arrivo sconosciuti, e con tempi di esecuzione e scadenze "hard" noti solo dopo il rilascio

Le due classi di job richiedono algoritmi differenti

Ogni algoritmo utilizzato deve essere corretto e ottimale:

- le scadenze dei task periodici devono essere rispettate
- i job aperiodici hard RT devono essere rifiutati se non è possibile garantire le loro scadenze
- le scadenze dei job aperiodici hard RT accettati devono essere rispettate
- i tempi di risposta dei job aperiodici soft RT devono essere minimizzati (singolarmente o mediamente)

Schedulazione di job aperiodici soft RT in background

La *schedulazione in background* è l'algoritmo più semplice per i job aperiodici soft real-time

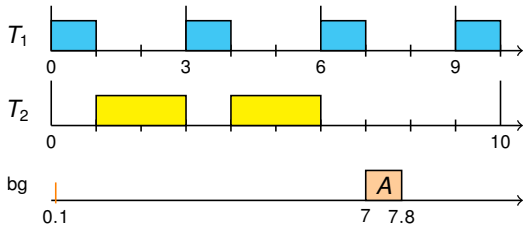
Una coda memorizza i job aperiodici che sono stati rilasciati

Il job aperiodico in testa alla coda viene eseguito durante gli intervalli di tempo in cui la schedulazione priority-driven dei task periodici lascia il processore idle

L'algoritmo è corretto e ottimale?

È corretto: i task periodici non sono influenzati
È non ottimale: i job aperiodici sono ritardati senza motivo

T_1=(3, 1)
T_2=(10, 4)
Job aper. A: rilascio a 0.1 durata 0.8



Schedulazione di job aperiodici soft RT interrupt-driven

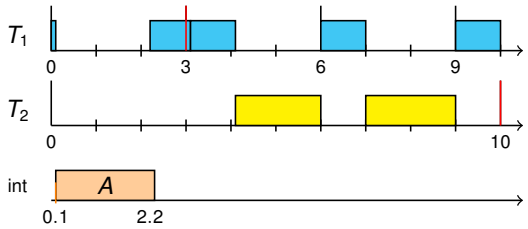
L'algoritmo di *schedulazione interrupt-driven* impone l'esecuzione dei job aperiodici non appena vengono rilasciati

Ossia: i job aperiodici hanno sempre priorità massima

L'algoritmo è corretto e ottimale?

È ottimale per i job aperiodici: hanno tempi di risposta minimi
È non corretto: i task periodici possono mancare le scadenze

T_1=(3, 1)
T_2=(10, 4)
Job aper. A: rilascio a 0.1 durata 2.1



Schedulazione di job aperiodici soft RT con slack stealing

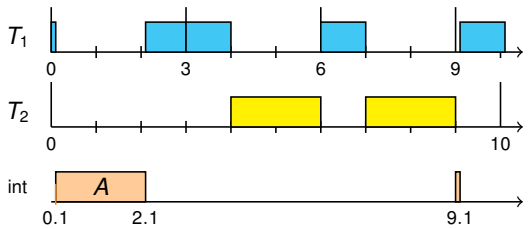
L'algoritmo di *schedulazione con slack stealing* esegue i job aperiodici in anticipo rispetto ai task periodici finché il sistema ha globalmente slack positivo

L'algoritmo è corretto e ottimale?

È corretto: i task periodici non mancano le scadenze
È ottimale, ma solo per il job aperiodico in cima alla coda

Il grande svantaggio di questo algoritmo è la difficoltà di implementazione in scheduler priority-driven

T_1=(3, 1)
T_2=(10, 4)
Job aper. A: rilascio a 0.1 durata 2.1



Schedulazione di job aperiodici soft RT con polling

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

L'algoritmo è corretto e ottimale?

La correttezza dipende dai parametri del poller
È non ottimale (il job aperiodico può arrivare subito dopo l'inizio del periodo del poller)

T_P=(2.5, 0.5)
T_1=(3, 1)
T_2=(10, 4)
Job aper. A: rilascio a 0.1 durata 0.8