

Automazione

11 Febbraio 2019

Esercizio 1

Si consideri un sistema di automazione in cui, a livello di coordinamento, è necessario portare a termine i seguenti task periodici:

1. Task A_1 , avente $T_1 = 8$ t.u. e $C_1 = 3$ t.u.;
2. Task A_2 , avente $T_2 = 5$ t.u. e $C_2 = 2$ t.u.;
3. Task A_3 , avente $T_3 = 20$ t.u. e $C_3 = 2$ t.u.

Si ipotizzi che i task suddetti siano indipendenti l'uno dall'altro. I task devono essere gestiti con una modalità di scheduling hard real time. Il sistema di automazione viene supervisionato da due task aperiodici:

- l'activation time della prima occorrenza del task A_4 viene attivato all'istante $a_4(1) = 5$ t.u., il suo computation time è pari a $C_4(1) = 3$ t.u. e la deadline assoluta è pari a $d_4(1) = 25$ t.u.;
- l'activation time della prima occorrenza del task A_5 viene attivato all'istante $a_5(1) = 10$ t.u., il suo computation time pari a $C_5(1) = 1$ t.u. e la deadline assoluta è pari a $d_5(1) = 34$ t.u.

Questi due task aperiodici vengono serviti in modalità FIFO (First In, First Out) soft real time. Rispondere argomentando alle seguenti domande.

1. Se per lo scheduling hard real time si utilizza EDF e per lo scheduling soft real time si adotta una servizio in BACKGROUND, i task aperiodici riescono a essere eseguiti entro le loro deadline assolute?
2. Se per lo scheduling hard real time si utilizza EDF e per lo scheduling soft real time si adotta una politica POLLING SERVER (avente $T_{srv} = 10$ t.u. e $C_{srv} = 1$ t.u.), i task aperiodici riescono a essere eseguiti entro le loro deadline assolute?
3. Se per lo scheduling hard real time si utilizza EDF e per lo scheduling soft real time si adotta una politica DEFERRING SERVER (avente $T_{srv} = 10$ t.u. e $C_{srv} = 1$ t.u.), i task aperiodici riescono a essere eseguiti entro le loro deadline assolute?

Esercizio 2

Una linea di produzione gestisce quattro prodotti $\{A, B, C, D\}$ che necessitano di tre lavorazioni nella stessa sequenza, effettuate rispettivamente dalle macchine #1, #2 e #3. In Tab. 1 sono riportati i tempi (in ore) necessari per le lavorazioni. Mostrare che utilizzando l'algoritmo di Johnson per due macchine equivalenti aventi tempi di lavorazione dei prodotti $\tau_{i1} = t_{i1} + t_{i2}$ e $\tau_{i2} = t_{i2} + t_{i3}$ è possibile sequenziare le lavorazioni in modo da minimizzare il tempo totale T di completamento (*makespan*). Riportare il risultato graficamente con un diagramma di Gantt.

Prodotto	A	B	C	D
Macchina #1	4	1	5	2
Macchina #2	3	2	3	3
Macchina #3	3	4	5	4

Tabella 1: Tempi di lavorazione sulle tre macchine.

Esercizio 3

La Fig. 1 mostra **uno dei due** accessi automatizzati di un ufficio postale. Il funzionamento di ciascuno dei due accessi è il seguente. Il cliente che vuole entrare nell'ufficio preme un pulsante sulla porta esterna, mentre chi vuole uscire dall'ufficio si posiziona nelle vicinanze della porta interna (dove è posto un sensore di prossimità). Tali richieste sono servite solo se entrambe le porte sono chiuse e la cabina è libera (altrimenti vengono annullate). Quando una richiesta viene servita, la prima porta si apre per poi richiudersi alle spalle di chi è entrato nella cabina. Si apre quindi la seconda porta, che si chiude quando il cliente sarà uscito dalla cabina. Una volta entrati in cabina, non si può tornare indietro. Nel funzionamento complessivo con i due accessi automatizzati, c'è una condizione operativa aggiuntiva: per ragioni di sicurezza, le due cabine non possono servire contemporaneamente due richieste di ingresso all'ufficio (mentre in uscita due clienti possono accedere in parallelo alle due cabine).

Modellare il comportamento dell'intero sistema mediante una rete di Petri, descrivendo il significato dei posti e delle transizioni. Studiare la presenza di eventuali situazioni di stallo (deadlock) e, se presenti, come risolverle.



Figura 1: Uno dei due accessi automatizzati di un ufficio postale.

Esercizio 4

Una macchina automatica è azionata da un motore a corrente continua comandato in corrente di armatura, con inerzia di rotore trascurabile. Il guadagno corrente-coppia del motore è pari a $k_i = 0.1$ [Nm/A] e la massima corrente erogabile è pari a $i_{max} = 0.75$ [A]. Il motore deve essere in grado di accelerare con $a = 3$ [rad/s²] un carico rotante bilanciato avente inerzia $J = 0.2$ [kg·m²] attraverso un organo di trasmissione.

- Scegliere un rapporto di riduzione opportuno per la trasmissione e definire le caratteristiche di un encoder incrementale con decodifica in quadratura montato sull'asse del motore in modo da poter avere una risoluzione angolare di 0.02° nel posizionamento statico del carico.
- Se il carico inerziale deve seguire fedelmente una traiettoria con velocità angolare sinusoidale pari a $\omega_d(t) = \frac{\pi}{2} \sin 2t$, quale legge di controllo si può realizzare per la corrente di comando in modo da avere errore di traiettoria nullo a regime in condizioni nominali e transitori di risposta a un disturbo impulsivo unitario di coppia sul carico che si estinguano con una costante di tempo inferiore a un decimo di secondo?

[210 minuti; libri aperti]

Soluzioni

11 Febbraio 2019

Esercizio 1

Punto 1. Il coefficiente di utilizzazione U del problema di scheduling dei tre task periodici (A_1 , A_2 e A_3) vale $35/40 = 0.875$. Dato che $U < 1$, vale la condizione necessaria e sufficiente di schedulabilità secondo EDF. Lo scheduling è svolto in Fig. 2.

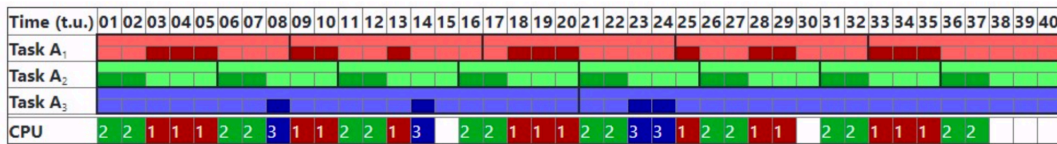


Figura 2: Scheduling secondo EDF per i tre task periodici.

Se si adotta ora una politica di scheduling in BACKGROUND, nessuno dei due task aperiodici viene servito entro la deadline assoluta, vedi Fig. 3.

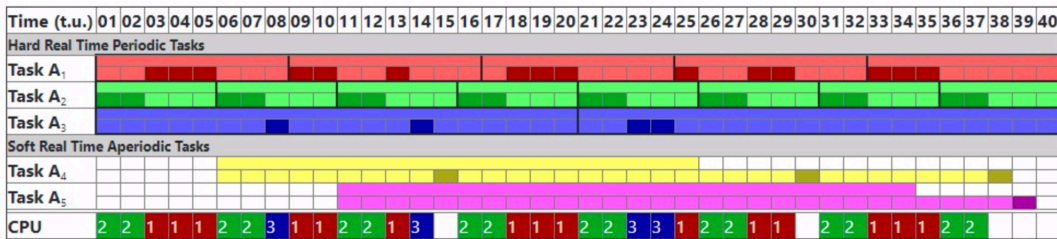


Figura 3: Scheduling in BACKGROUND per i due task aperiodici.

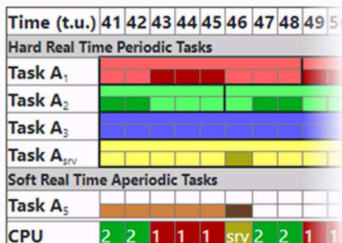
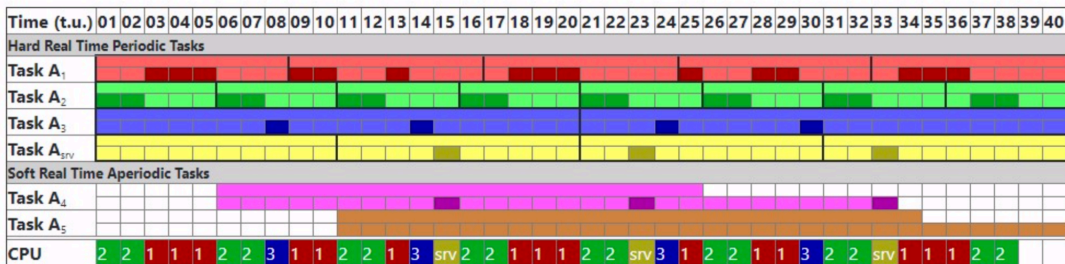


Figura 4: Scheduling con POLLING SERVER per i due task aperiodici.

Punto 2. Adottando una politica di POLLING SERVER per il trattamento dei task aperiodici soft real time, il problema di scheduling acquisisce un nuovo task periodico caratterizzato da un processo server con $T_{srv} = 10$ t.u. e $C_{srv} = 1$ t.u. Il coefficiente di utilizzazione U vale $39/40 = 0.975$ e garantisce la condizione necessaria e sufficiente di schedulabilità. Lo scheduling è svolto in Fig. 4. È immediato notare che nessuno dei due task aperiodici viene servito entro la deadline assoluta.

Punto 3. Adottando invece una politica di DEFERRING SERVER per il trattamento dei task aperiodici soft real time, il problema di scheduling è risolto in Fig. 5. In questo caso entrambi i task aperiodici verranno serviti entro la deadline assoluta.

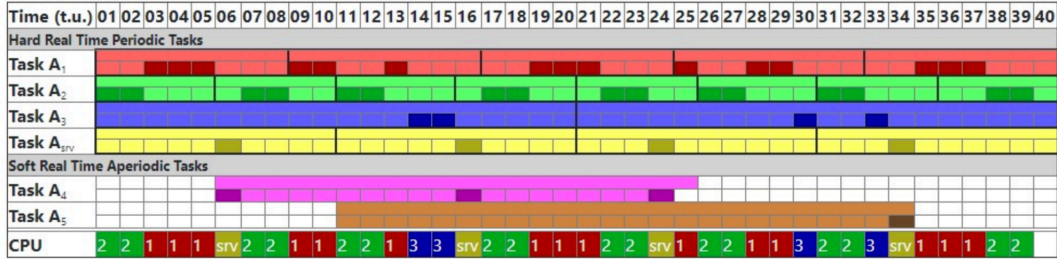


Figura 5: Scheduling con DEFERRING SERVER per i due task aperiodici.

Esercizio 2

Si tratta di un problema di flow shop scheduling con $n = 5$ lavori su $m = 3$ macchine, nel quale sono verificate le condizioni sufficienti per poter applicare l'algoritmo di Johnson, originariamente sviluppato per $m = 2$ macchine, ottenendo ancora il valore minimo del tempo totale di completamento (*makespan*). Il sequenziamento ottenuto è ottimo se è soddisfatta una o entrambe le seguenti condizioni sui tempi di lavorazione degli n prodotti:

$$\max_{i=1,\dots,n} t_{i2} \leq \min_{i=1,\dots,n} t_{i1} \quad \text{e/o} \quad \max_{i=1,\dots,n} t_{i2} \leq \min_{i=1,\dots,n} t_{i3}. \quad (1)$$

E' facile verificare dalla Tab. 1 che la seconda condizione in (1) è soddisfatta. Si procede quindi costruendo una nuova tabella con due macchine equivalenti che hanno tempi di lavorazione τ_{ij} dei prodotti cumulati come indicato in Tab. 2. Su questa tabella si procede con l'algoritmo di Johnson per la sola determinazione dello scheduling ottimo. Una volta determinato il sequenziamento dei prodotti sulle macchine equivalenti, questo sarà lo stesso anche su tutte e tre le macchine.

Prodotto	A	B	C	D
Macchina equivalente #1	7	3	8	5
Macchina equivalente #2	6	6	8	7

Tabella 2: Tempi di lavorazione cumulati sulle due macchine equivalenti, con durate $\tau_{i1} = t_{i1} + t_{i2}$ per la prima e $\tau_{i2} = t_{i2} + t_{i3}$ per la seconda (con $i = A, \dots, D$).

L'algoritmo processa per primo il prodotto i con il minimo tempo di lavorazione τ_{ij} . In questo caso si tratta di $i = B$ (il minimo tempo nella Tab. 2 è $\tau_{B1} = 3$). Poiché $\tau_{B1} = 3 < 6 = \tau_{B2}$, il prodotto B verrà schedulato per primo. Rimosso B dalla lista dei prodotti, il minimo tempo di lavorazione sui restanti è $\tau_{D1} = 5$. Poiché $\tau_{D1} = 5 < 7 = \tau_{D2}$, il prodotto D verrà posto come secondo, ossia immediatamente dopo il primo. Rimosso anche D dalla lista dei prodotti, il

minimo tempo di lavorazione sui restanti è $\tau_{A2} = 6$. Poiché $\tau_{A1} = 7 > 6 = \tau_{A2}$, il prodotto A verrà schedulato per ultimo. Il lavoro C si collocherà quindi in terza posizione (l'uguaglianza delle durate $\tau_{C1} = \tau_{C2} = 8$ è irrilevante in questo caso). La soluzione ottima fornita dall'algoritmo di Johnson è quindi $\{B, D, C, A\}$, illustrata per le tre macchine nel diagramma di Gantt in Fig. 6.

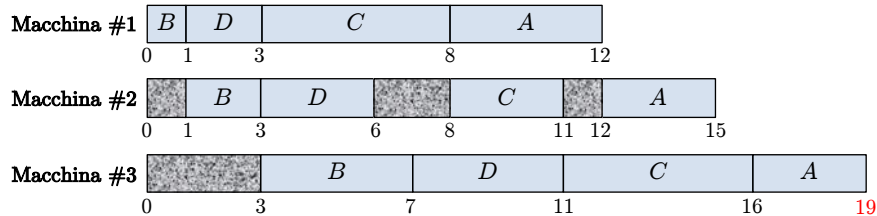


Figura 6: Diagramma di Gantt con la soluzione flow shop scheduling.

Il makespan è pari a $T = 19$ ore. Si noti che il sequenziamento ottimo è unico. La somma dei tempi delle lavorazioni su ciascuna delle tre macchine è pari rispettivamente a 12, 11 e 16 ore. La prima macchina non effettua pause, rimanendo inattiva nelle ultime 7 ore fino al termine della lavorazione di tutti i prodotti. La seconda macchina rimane in attesa per un totale di 4 ore, distribuite su tre intervalli, completando la propria lavorazione dei prodotti a 15 ore dall'avvio del flow shop. Infine la terza macchina attende per 3 ore all'inizio, il tempo strettamente necessario al prodotto B per essere lavorato sulle prime due macchine, e non ha poi più pause fino al termine.

Esercizio 3

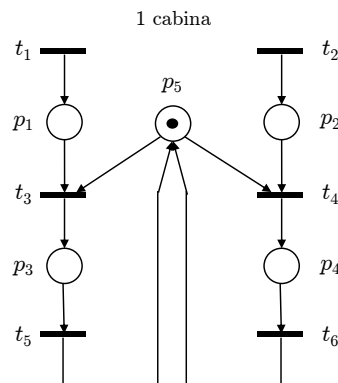


Figura 7: Rete di Petri relativa a una sola cabina dell'accesso automatizzato in Fig. 1.

La Fig. 7 mostra la rete di Petri che descrive il comportamento di una sola cabina dell'accesso automatizzato all'ufficio postale. Il canale con indici dispari rappresenta l'ingresso di un cliente, quello con indici pari l'uscita dall'ufficio postale. I posti e le transizioni hanno questo significato:

- p_1 = cliente in attesa di accedere alla cabina dall'esterno (per entrare nell'ufficio)
- p_2 = cliente in attesa di accedere alla cabina dall'interno (per uscire dall'ufficio)
- p_3 = cabina occupata da un cliente in entrata
- p_4 = cabina occupata da un cliente in uscita
- p_5 = cabina libera
- t_1 = richiesta di ingresso di un cliente all'ufficio postale
- t_2 = richiesta di uscita di un cliente dall'ufficio postale

- t_3 = apertura della porta esterna della cabina, accesso del cliente (in entrata) alla cabina, chiusura della porta esterna [evento combinato]
- t_4 = apertura della porta interna della cabina, accesso del cliente (in uscita) alla cabina, chiusura della porta interna [evento combinato]
- t_5 = apertura della porta interna della cabina, ingresso del cliente nei locali dell'ufficio, chiusura della porta interna [evento combinato]
- t_6 = apertura della porta esterna della cabina, uscita del cliente all'esterno, chiusura della porta esterna [evento combinato]

Si noti che gli eventi di richiesta di ingresso e di richiesta di uscita dei clienti dell'ufficio sono sempre abilitati. Gli eventi combinati si possono eventualmente scomporre in sequenze di transizioni/posti, ma questa rappresentazione compatta è già sufficiente al nostro scopo.

La Fig. 8 mostra la rete di Petri per la situazione completa con due cabine A e B e il loro coordinamento in modo che le due cabine non servano insieme due richieste di ingresso all'ufficio. I posti e le transizioni sono replicati, con l'aggiunta della sigla della cabina a pedice, e hanno lo stesso significato del caso di una sola cabina. La struttura di supervisione è data da un singolo posto monitor p_m che funge da semaforo per il secondo ingresso contemporaneo (impedito in assenza del token in p_m), ma che permette uscita e ingresso oppure doppia uscita simultanei nelle due cabine.

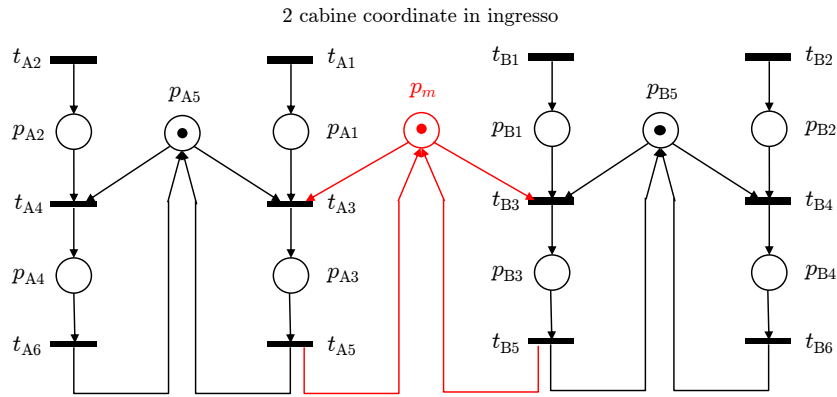


Figura 8: Coordinamento in ingresso delle due cabine A e B dell'accesso automatizzato tramite supervisore.

Esercizio 4

Si può assumere come modello matematico del motore l'equazione differenziale nella variabile angolare θ del carico

$$J\ddot{\theta} = J\dot{\omega} = \tau = n_r\tau_m = n_rk_i i, \quad (2)$$

dove i è la corrente di comando e $n_r \geq 1$ è il rapporto di riduzione della trasmissione. La velocità del carico e del motore sono legate dalla $\dot{\theta}_m = n_r\dot{\theta}$. Per accelerare il carico al valore a occorre una corrente che si ricava dalla eq. (2), ma che deve essere anche realizzabile dal motore. Si deduce quindi il rapporto di riduzione necessario dalla

$$i = \frac{Ja}{n_rk_i} = \frac{1}{n_r} \frac{0.2 \cdot 3}{0.1} = \frac{6}{n_r} \leq i_{max} = 0.75 \quad \Rightarrow \quad n_r \geq \frac{6}{0.75} = 8.$$

La risoluzione $\Delta\theta$ richiesta lato carico si trasforma in un necessità di risoluzione angolare lato motore pari a

$$\Delta\theta_m = n_r\Delta\theta = 8 \cdot 0.02^\circ = 0.16^\circ.$$

Un encoder incrementale, avente decodifica in quadratura e montato sull'asse del motore, deve avere quindi una risoluzione fornita dal numero N di impulsi per giro (pari al numero di settori sul disco ottico dell'encoder) tale per cui

$$\Delta\theta_m = \frac{360^\circ}{4N} \quad \Rightarrow \quad N \geq \frac{360^\circ}{4\Delta\theta_m} = \frac{60^\circ}{0.16^\circ} = 562.5,$$

dove il fattore 4 è legato al processamento in quadratura presente nell'hardware dell'encoder.

Affinchè il carico inerziale inseguia fedelmente un profilo di velocità angolare $\omega_d(t) = (\pi/2) \sin 2t$, occorre anzitutto un comando di corrente in feedforward, calcolato a partire dalla eq. (2) e pari a

$$i_{\text{ffw}}(t) = \frac{J\dot{\omega}_d(t)}{n_r k_i} = \frac{J\pi}{n_r k_i} \cos 2t. \quad (3)$$

Per recuperare errori dovuti a una differenza di velocità iniziale o a disturbi transitori, è necessario introdurre anche un'azione di controllo in feedback con un termine proporzionale all'errore di velocità angolare, ovvero

$$i = i_{\text{ffw}} + i_{\text{fb}} = \frac{J\dot{\omega}_d}{n_r k_i} + k_p (\omega_d - \omega), \quad k_p > 0. \quad (4)$$

Definendo l'errore di velocità $e = \omega_d - \omega$ e inserendo la (4) nella (2), si ha per la dinamica dell'errore

$$\dot{e} = \dot{\omega}_d - \dot{\omega} = \dot{\omega}_d - \frac{n_r k_i}{J} i = \dot{\omega}_d - \frac{n_r k_i}{J} \left(\frac{J\dot{\omega}_d}{n_r k_i} - \frac{n_r k_i k_p}{J} (\omega_d - \omega) \right) = -\frac{n_r k_i k_p}{J} e = -\frac{1}{\tau_e} e.$$

dove $\tau_e > 0$ è la costante di tempo dell'andamento esponenziale dell'errore $e(t) = e(0) \exp(-t/\tau_e)$, soluzione di questa equazione differenziale. Con riferimento allo schema a blocchi in Fig. 9 e lavorando nel dominio di Laplace, la funzione di trasferimento ad anello chiuso tra il disturbo di coppia d sul carico e l'uscita controllata ω è data da

$$\frac{\omega(s)}{d(s)} = \frac{1}{1 + \frac{k_p k_i n_r}{J s}} = \frac{1}{1 + \frac{k_p k_i n_r}{J}} = \frac{(\tau_e/J)}{1 + \tau_e s}, \quad d(s) = 1 \text{ (impulso unitario).}$$

Il valore del guadagno k_p segue dalla specifica sulla costante di tempo:

$$\tau_e = \frac{J}{k_p k_i n_r} = \frac{1}{k_p} \frac{0.2}{0.1 \cdot 8} = \frac{0.25}{k_p} \leq 0.1 \text{ [s]} \quad \Rightarrow \quad k_p \geq 2.5 \text{ [A/(rad/s)]}. \quad (5)$$

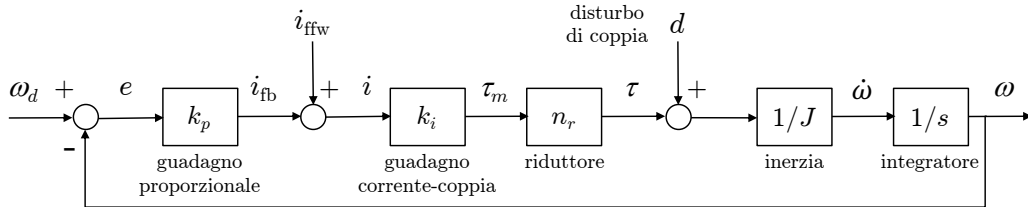


Figura 9: Schema del sistema di controllo di velocità, in presenza di disturbo di coppia sul carico.
