

## Soluzioni compito 29 maggio 2003 - A

**Esercizio 1** Una possibile soluzione è la seguente:

- 0 :  $cop \rightarrow K, N \rightarrow A, M \rightarrow C, 1$   
 1 :  $(KA^0 = 00) \quad td(A) \rightarrow B, A + 1 \rightarrow A, A + 1 \rightarrow C, 2;$   
        $(KA^0 = 01) \quad td(A + 1) \rightarrow B, A \rightarrow C, 2;$   
        $(KC^n = 10) \quad ts^4(A) + A \rightarrow A, \overline{C} + 1 \rightarrow C, 4;$   
        $(KC^n = 11) \quad ts^4(A) + A \rightarrow A, 5$   
 2 :  $\overline{B} + 1 + 1 \rightarrow B, 3$   
 3 :  $(B^n = 0) \quad cop \rightarrow K, N \rightarrow A, M \rightarrow C, 1;$   
        $(B^n = 1) \quad A + C \rightarrow A, B + 1 \rightarrow B, 3$   
 4 :  $(C^n = 0) \quad cop \rightarrow K, N \rightarrow A, M \rightarrow C, 1;$   
        $(C^n = 1) \quad td(A) \rightarrow A, C + 1 \rightarrow C, 4$   
 5 :  $(C^n = 0) \quad cop \rightarrow K, N \rightarrow A, M \rightarrow C, 1;$   
        $(C^n = 1) \quad ts(A) \rightarrow A, C + 1 \rightarrow C, 5$

La somma dei primi  $N$  numeri naturali è data da  $N \cdot (N + 1) / 2$ . La divisione per due non produce resto perché uno dei due fattori è pari. Poiché non disponiamo di un moltiplicatore, effettueremo il prodotto per somme successive. Conviene effettuare prima la divisione per 2, in modo da effettuare la metà delle somme e rendere così più veloce l'esecuzione del microprogramma. Ora però, per evitare errori bisogna dividere il fattore pari, e per questo nella microistruzione 1 si controlla il bit meno significativo del registro  $A$ .

Per quanto riguarda il caso in cui  $cop = 1$ , se  $M$  è positivo dobbiamo traslare a destra (dividere per 2)  $17N$ , altrimenti traslarlo a sinistra (moltiplicare per 2), il tutto per  $|M|$  volte.

**Esercizio 2** La parte controllo dell'esercizio precedente è in figura 1.

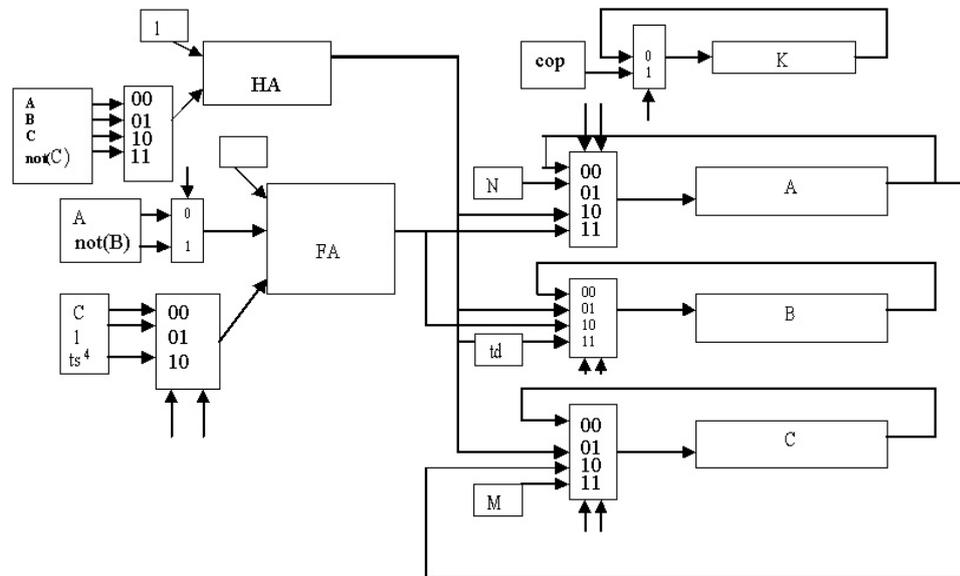


Figura 1: Parte operativa dell'esercizio 1

**Esercizio 3** Se indichiamo con  $a_{i,j}$  l'elemento della matrice nella riga  $i$  e nella colonna  $j$ , quando arriviamo a "fine1" EAX contiene:

$$\max a_{10,j}$$

Da notare che, mentre la subroutine lascia in EAX il massimo elemento della riga, la sua prima istruzione fa sì che il valore massimo della riga precedente venga sovrascritto.

#### Esercizio 4

4.1 Utilizzando la notazione del testo, è valida la seguente formula che descrive il ciclo di lettura:

$$(\mathcal{N}_{ws} + 2)T - \left(T_{ad} + T_{ds} + \frac{1}{2}T\right) \geq T_r$$

dove abbiamo indicato con  $T = 10\text{ns}$  la durata del ciclo di clock ( $T = 1/f$ ), e con  $(\mathcal{N}_{ws} + 2)$  il numero di cicli di clock necessari per completare l'operazione di lettura. Risolvendo rispetto a  $\mathcal{N}_{ws}$  otteniamo:

$$\mathcal{N}_{ws} \geq 6.2 \Rightarrow \mathcal{N}_{ws} = 7$$

4.2 Il tempo necessario a compiere un'operazione di scrittura risulta essere di  $(T_{hd} + T_{ad}) = 92\text{ns}$ , per un totale di  $T_w = 10$  cicli di clock.

4.3 L'operazione elementare (lettura + elaborazione + scrittura) comporta  $9 + 1 + 10 = 20$  cicli di clock e coinvolge 2 byte. Il tempo per compiere l'operazione totale è perciò:

$$T_{op} = 20T \cdot \frac{N}{2} = 10^{-3}\text{sec}$$

4.4 Se voglio diminuire il numero di wait state nell'operazione di lettura posso:

Aumentare la frequenza $f$		NO
Scegliere uno slave con un $T_r$ minore	SÌ	
Scegliere uno slave con un $T_{hd}$ minore		NO

Infatti, mentre aumentare la frequenza fa aumentare il numero di wait-states, e il tempo  $T_{hd}$  è ininfluente per quanto riguarda l'operazione di lettura, il tempo di risposta  $T_r$  è il parametro da abbassare per diminuire  $\mathcal{N}_{ws}$ .

**Esercizio 5** Con questi dati abbiamo che l'indirizzo virtuale a 32 bit può essere diviso in due parti: l'offset (12 bit meno significativi), e numero di pagina virtuale (i restanti 17 bit).

5.1 Avere un indirizzo di page frame a 12 bit significa avere  $2^{12}$  pagine fisiche, ciascuna da 4 kilobyte, quindi:

$$D_{phys} = 16\text{Mbyte}$$

5.2 Per effettuare la traduzione da indirizzo virtuale a fisico bisogna accostare all'offset l'indirizzo del frame nel quale è memorizzata la pagina. Per ottenere questo valore basta ricavarlo dalla entry della tabella delle pagine indirizzata dal numero di pagina virtuale. Se però il bit  $P$  di tale entry è a zero significa che la pagina non è correntemente in memoria fisica e quindi viene sollevato un page fault. Abbiamo perciò:

Indirizzo Virtuale	Page fault / Indirizzo fisico
H 513A 221B	H 3FF21B
H 6ABF F41A	H 37941A
H 6AC0 025C	page fault
H 21B5 13A2	H 3E13A2