



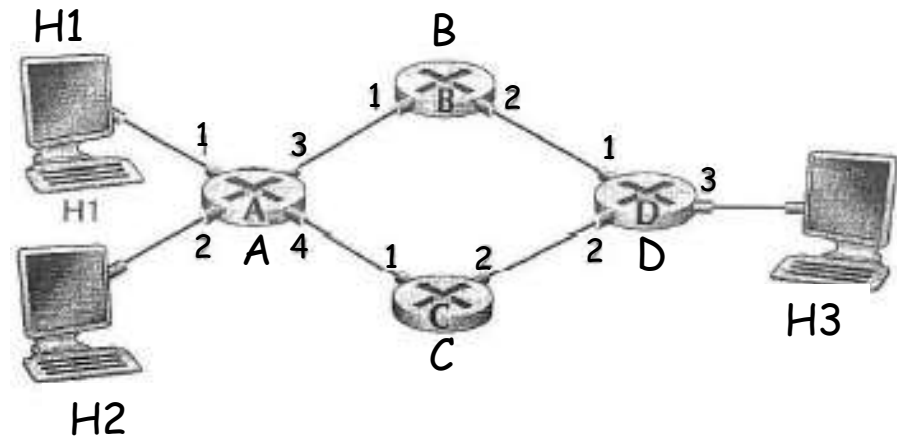
Marco Listanti

Esercizi strato di rete (parte 1)



Esercizio 1 (1)

- Si consideri la rete mostrata in figura.
- (a) nell'ipotesi di rete datagram, si determini la tabella di routing di A tale che tutto il traffico verso H3 sia inoltrato sull'interfaccia 3
- (b) nell'ipotesi di rete datagram, si determini una tabella di routing di A tale che tutto il traffico da H1 e destinato a H3 sia inoltrato attraverso l'interfaccia 3, mentre quello da H2 e H3 sia inoltrato sull'interfaccia 4
- (c) nell'ipotesi di rete a circuito virtuale in cui siano attive connessioni tra H1 e H3 e tra H2 e H3, si scriva una possibile tabella di forwarding di A tale che tutto il traffico da H1 verso H3 sia inoltrato sull'interfaccia 3, mentre tutto il traffico da H2 verso H3 sia inoltrato sull'interfaccia 4
- (d) nelle stesse ipotesi del quesito (c) si determini le tabelle di inoltro dei nodi B, C e D.





Esercizio 1 (2)

- a) I pacchetti entranti recanti come destination address l'indirizzo di H3 saranno inoltrati sull'interfaccia 3, La tabella di routing di A sarà:

ROUTER A		
Interfaccia di ingresso	Destination address	Interfaccia di uscita
1	H3	3

- b) Non esiste nessuna configurazione possibile per la tabella di routing che soddisfi alla condizione posta. Il routing è infatti basato esclusivamente sull'analisi del destination address che è uguale in entrambi i casi.



Esercizio 1 (3)

- c) Una possibile configurazione della tabella di forwarding di A è la seguente:

ROUTER A			
Interfaccia di ingresso	VCI entrante	Interfaccia di uscita	VCI uscente
1	12	3	22
2	63	4	18

- d) Possibili configurazioni delle tabelle di forwarding di B, C e D sono

ROUTER D			
Interfaccia di ingresso	VCI entrante	Interfaccia di uscita	VCI uscente
1	24	3	70
2	50	3	76

ROUTER B			
Interfaccia di ingresso	VCI entrante	Interfaccia di uscita	VCI uscente
1	22	2	24

ROUTER C			
Interfaccia di ingresso	VCI entrante	Interfaccia di uscita	VCI uscente
1	18	2	50



Esercizio 2 (1)

- Considerate una rete a circuito virtuale con un VCI di lunghezza uguale a 2 bit.
- Si assuma che:
 - (1) la rete deve impostare un circuito virtuale su quattro collegamenti: A, B, C e D
 - (2) che su ciascun collegamento siano attivi altri due VC
 - (3) che i loro numeri di VC siano i seguenti:

Coll. A	Coll. B	Coll. C	Coll. D
00	01	10	11
01	00	11	00



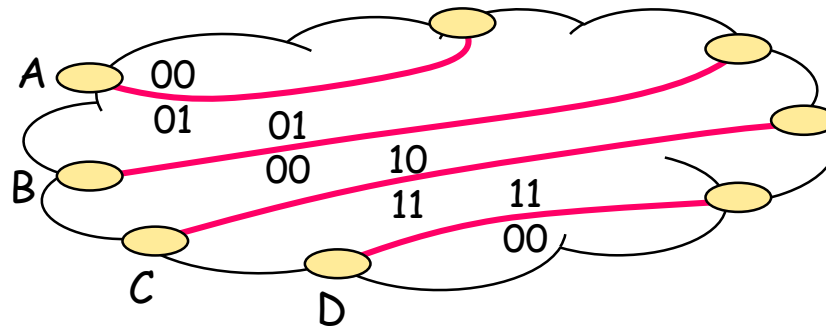
Esercizio 2 (2)

- Nell'ipotesi che ciascun circuito virtuale possa attraversare solo uno dei quattro collegamenti, rispondere alle seguenti domande:
- (a) Se ciascun VC deve necessariamente usare lo stesso VCI su tutti i collegamenti lungo il suo percorso, quale VCI potrebbe essere assegnato al nuovo VC ?
- (b) Se a ciascun VC debbno essere assegnato VCI diversi sui differenti collegamenti, quante combinazioni diverse dei quattro VCI (uno per collegamento) si potrebbero utilizzare?



Esercizio 2 (3)

- La configurazione di rete è la seguente



- a) non esiste nessuna configurazione di VCI possibile, perché tutte sono già utilizzate su almeno uno degli altri collegamenti
- b) Su ogni collegamento sono possibili due configurazioni di VCI (A=10,11; B=10,11; C=00,01; D=01,10); in totale, sui quattro collegamenti, le configurazioni possibili sono quindi $2^4=16$



Esercizio 3 (1)

- Due pacchetti arrivano contemporaneamente su due diverse porte di input di un router e non vi siano altri pacchetti.
- (a) Nell'ipotesi che i due pacchetti debbano essere inoltrati a due diverse porte di output: è possibile inoltrare contemporaneamente i due pacchetti attraverso la switching fabric, se il router usa una struttura bus ?
- (b) Nell'ipotesi che i due pacchetti debbano essere inoltrati a due diverse porte di output: è possibile inoltrare contemporaneamente i due pacchetti attraverso la switching fabric se questa è di tipo crossbar ?
- (c) Nell'ipotesi che i due pacchetti debbano essere inoltrati alla stessa porta di output. È possibile inoltrare i due pacchetti contemporaneamente attraverso la switching fabric se questa è di tipo crossbar ?



Esercizio 3 (2)

- a) **NO**: non si possono trasferire contemporaneamente i due pacchetti sul bus, il trasferimento deve avvenire in modo sequenziale. Se lo speed up è almeno uguale a 2 (velocità del bus doppia rispetto a quella delle linee) non è necessaria la bufferizzazione in ingresso
- b) **SI**: la struttura crossbar consente il trasferimento contemporaneo di due pacchetti verso uscite diverse; occorre infatti chiudere due punti di incrocio di bus diversi su colonne diverse
- c) **NO**: la struttura crossbar non consente il trasferimento contemporaneo di due pacchetti verso la stessa uscita; occorrebbe infatti chiudere due punti di incrocio di bus diversi sulla stessa colonna



Esercizio 4 (1)

- Si consideri un router in cui la switching fabric abbia uno speed-up uguale a n
- Si assuma che tutti i pacchetti abbiano la stessa lunghezza, che n pacchetti arrivino nello stesso momento a n porte di input e che tutti gli n pacchetti debbano essere inoltrati su porte di output differenti
- Si determini il ritardo massimo D_{\max} di un pacchetto se la struttura di commutazione è (a) a memoria condivisa, (b) a bus condiviso o (c) a crossbar ?



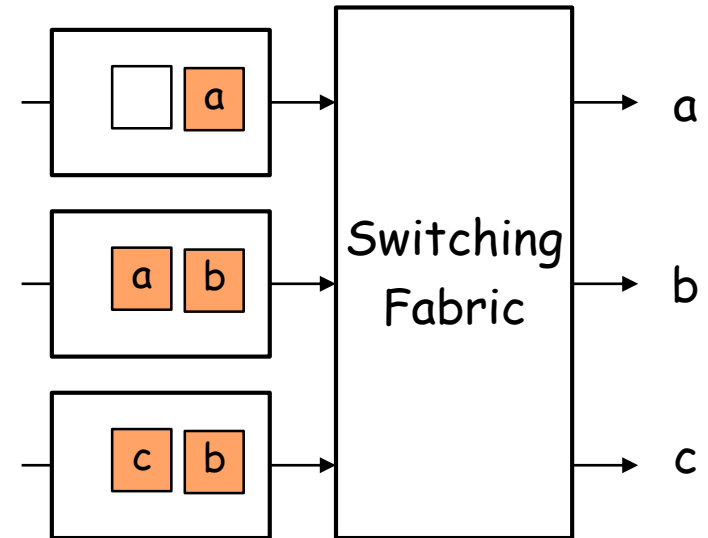
Esercizio 4 (2)

- Indichiamo con T il tempo necessario a trasferire un pacchetto all'interno della switching fabric.
- Nel caso di struttura memory based, il primo pacchetto sarà trasferito immediatamente, mentre i pacchetti successivi dovranno attendere il termine del trasferimento del pacchetto precedente, per cui nel caso peggiore il massimo ritardo subito da un pacchetto sarà $D_{\max} = (n-1)T$
- Nel caso di strutture a bus, può essere ripetuto il ragionamento precedente, quindi il valore massimo del ritardo sarà ancora $D_{\max} = (n-1)T$
- Nel caso di strutture crossbar, si ha la possibilità di trasferire contemporaneamente tutti gli n pacchetti, quindi, 0 poiché non ci sono attese, si ha $D_{\max} = 0$



Esercizio 5 (1)

- Si consideri il router mostrato in figura.
- La switching fabric è di tipo crossbar; tutti i pacchetti hanno la stessa lunghezza e in un ciclo di trasmissione (slot) un pacchetto può essere trasferito da una porta di input a una di output.
- Si determini:
 - (a) il numero minimo di slot necessari per trasferire i pacchetti mostrati dalle porte di input a quelle di output
 - (b) il numero massimo numero di slot necessari nel caso peggiore di scheduling, assumendo che una coda in ingresso che non sia vuota non è mai bloccata





Esercizio 5 (2)

- Il minimo numero di slot necessari al trasferimento di tutti i pacchetti è 3.
 - Slot 1: trasferimento del pacchetto della linea 1 diretto all'uscita a e del pacchetto della linea 2 diretto all'uscita b
 - Il pacchetto della linea 2 diretto alla linea b blocca il trasferimento del pacchetto diretto verso l'uscita c (HOL blocking)
 - Slot 2: trasferimento del pacchetto diretto all'uscita a dalla linea 2 e del pacchetto diretto all'uscita b dalla linea 3
 - Slot 3: trasferimento del pacchetto diretto all'uscita c
- Il massimo numero di slot necessari al trasferimento di tutti i pacchetti è 3.
 - Analogamente al caso precedente, nel primo e nel secondo slot possono essere trasferiti due pacchetti, mentre nel terzo slot sarà trasferito l'ultimo pacchetto



Esercizio 6 (1)

- Considerate una rete a pacchetto con indirizzi a 32 bit. Si assuma che un router abbia quattro linee di uscita (0,1,2,3) e che i pacchetti debbano essere inoltrati verso le quest linee come segue:

Intervalli indirizzi di destinazione					Interfaccia d'uscita
da	11100000	00000000	00000000	00000000	0
a	11100000	00111111	11111111	11111111	
da	11100000	01000000	00000000	00000000	1
a	11100000	01000000	11111111	11111111	
da	11100000	01000001	10000000	00000000	2
a	11100001	01111111	11111111	11111111	
Altrimenti					3



Esercizio 6 (2)

■ Si chiede di:

- Scrivere la tabella di routing che utilizza la regola del longest prefix matching che realizzi l'instradamento indicato
- Illustrare come la tabella di routing effettui l'instradamento per i pacchetti con i seguenti indirizzi di destinazione:

■ **DA1:** 11001000 10010001 01010001 01010101

■ **DA2:** 11100001 01000000 11000011 00111100

■ **DA3:** 11100001 10000000 00010001 01110111



Esercizio 6 (3)

■ Quesito (a)

- I prefissi per i primi due intervalli sono dati dai bit più significativi uguali per tutti gli indirizzi compresi nell'intervallo (evidenziati in verde)

Intervalli indirizzi di destinazione				Interfaccia d'uscita
da	11100000 00	0000000 00000000	00000000 00000000	0
a	11100000 00111111	11111111 11111111	11111111 11111111	
da	11100000 01000000	00000000 00000000	00000000 00000000	1
a	11100000 01000000	11111111 11111111	11111111 11111111	
da	1110000 0	01000001 00000000	00000000 00000000	2
a	11100001 01111111	11111111 11111111	11111111 11111111	
Altrimenti				3

- Per il terzo intervallo non può essere direttamente utilizzato il prefisso evidenziato in giallo, perché indurrebbe un errore di instradamento per gli indirizzi del tipo [11100001.1xxxxxxx.xxxxxxxx.xxxxxxxx] che dovrebbero essere instradati verso l'uscita 3 e non all'uscita 2. Occorre quindi escludere gli indirizzi di questo tipo



Esercizio 6 (4)

- Quindi la tabella di routing può essere configurata nel seguente modo

Prefix	Interfaccia d'uscita
11100000 00	0
11100000 01000000	1
1110000	2
111000001 1	3
Altrimenti	3



Esercizio 6 (5)

■ Quesito (b)

■ L'indirizzo DA1

(11001000 10010001 01010001 01010101)

non ha nessun matching quindi viene instradato sull'uscita 3

■ L'indirizzo DA2

(11100001 01000000 11000011 00111100)

ha un matching con il terzo record, quindi è instradato sull'uscita 2

■ L'indirizzo DA3

(11100001 10000000 00010001 01110111)

ha un matching con il quarto record, quindi è instradato sull'uscita 3



Esercizio 7 (1)

- Considerate una rete a pacchetto con indirizzi a 8 bit; un router utilizzi abbia la seguente tabella di routing

Prefisso	Uscita
00	0
010	1
011	2
10	2
11	3

- Per ciascuna delle quattro interfacce, si determini l'intervallo degli indirizzi di host di destinazione e il numero di questi indirizzi



Esercizio 7 (2)

■ Il numero di indirizzi per prefisso è il seguente:

■ Int. 0

- Prefisso [00]
- 6 bit di host_id $\rightarrow 2^6 = 64$ indirizzi

■ Int. 1

- Prefisso [010]
- 5 bit di host_id $\rightarrow 2^5 = 32$ indirizzi

■ Int. 2

- Prefisso [011] $\rightarrow 5$ bit di host_id $\rightarrow 2^5 = 32$ indirizzi
- Prefisso [10] $\rightarrow 6$ bit di host_id $\rightarrow 2^6 = 64$ indirizzi
- Totale $32 + 64 = 96$ indirizzi

■ Int. 3

- Prefisso [11]
- 6 bit di host_id $\rightarrow 2^6 = 64$ indirizzi



Marco Listanti

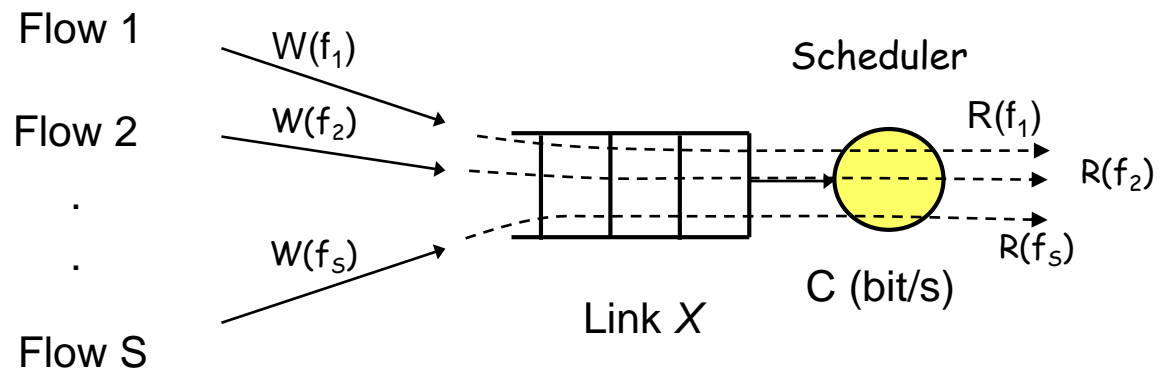
Algoritmi di Scheduling per traffico Best Effort



Scheduling per traffico best-effort

■ Si consideri:

- Un link x di capacità C (bit/s)
- S flussi f_i ($1 \leq i \leq S$) di pacchetti ognuno caratterizzato da una banda richiesta $W(f_i)$ ($1 \leq i \leq S$) (bit/s)
- Lo scheduler "alloca" link x ad ogni flusso una banda $R(f_i)$ ($1 \leq i \leq S$) (bit/s)





Definizione di Fairness

- L'obiettivo di una disciplina di scheduling è ripartire la capacità di un link in modo equo tra i flussi (**Fairness**)
- Dato un link di banda C (bit/s) e il vettore delle bande richieste $[W(f_1), W(f_2), \dots, W(f_s)]$, l'allocazione $[R(f_1), R(f_2), \dots, R(f_s)]$ è detta **ammissibile** se

$$\sum_{i=1}^s R(f_i) \leq C$$

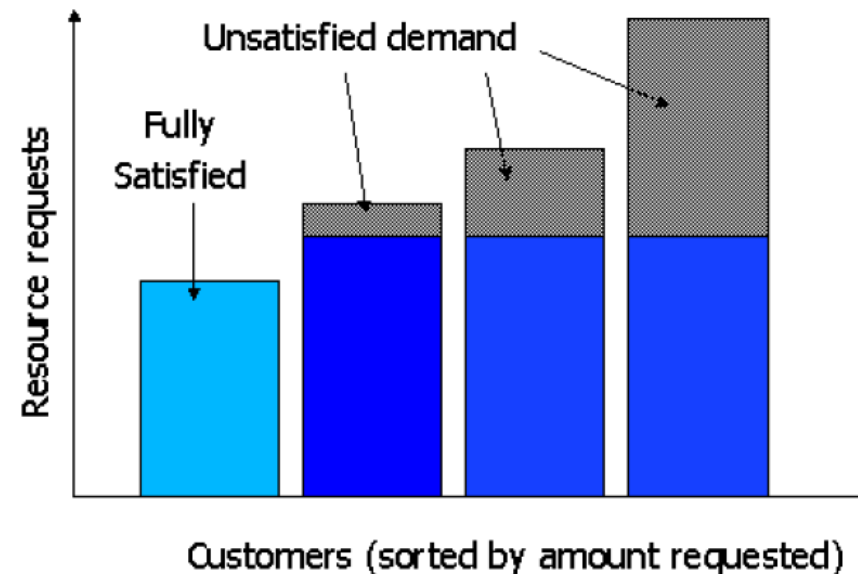
- **Max-Min Fairness**
 - L'allocazione di banda che risulta sul link x è detta max-min fair (MMF) se non è possibile incrementare la banda di un flusso s mantenendo l'ammissibilità dell'allocazione senza ridurre la banda di un altro flusso p con $R(f_p) \leq R(f_s)$
- Un'allocazione MMF è quella per cui il flusso che riceve la banda minore ha il valore maggiore possibile di banda senza avere spreco di risorse



Max-Min Fairness

- I flussi sono ordinati in modo crescente rispetto al valore di banda richiesta
 - I flussi hanno priorità decrescente in ragione del valore della banda richiesta (flussi "piccoli" hanno priorità maggiore dei flussi "grandi")
- Nessun flusso riceve più banda rispetto a quella richiesta
- I flussi "piccoli" vedono completamente accettata la richiesta di banda
- La banda rimanente è suddivisa in parti uguali tra i flussi "grandi"

Analogia con un meccanismo
"Water-filling"





Max-Min Fairness

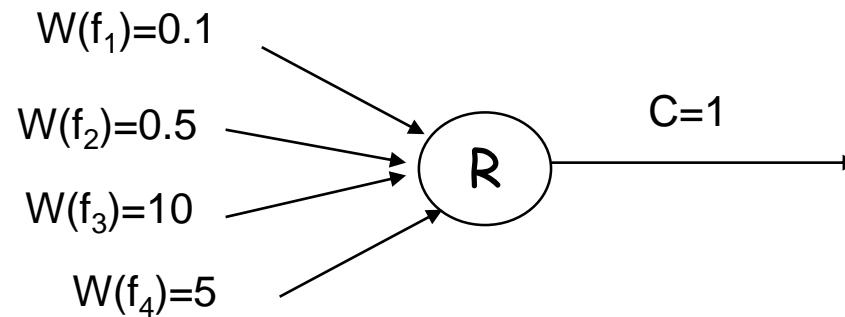
■ Algoritmo

1. Selezionare il flusso f_j dall'insieme $[f_n, i=1,2,...N]$ con richiesta di banda minore
2. Se $W(f_j) \leq C/N$, allora $R(f_j) = W(f_j)$
3. Se $W(f_j) > C/N$, allora $R(f_j) = C/N$
4. Poni $N=N-1$, $C=C-R(f_j)$, rimuovi il flusso dall'insieme $[f_n]$
5. Se $N > 0$ torna al passo 1
6. Stop



Max-Min Fairness

■ Esempio



■ Soluzione

- $R(f_1)=0.1$
- $R(f_2)= 0.9/3 = 0.3$
- $R(f_3)= 0.6/2 = 0.3$
- $R(f_4)= 0.3/1 = 0.3$



Osservazioni

- La fairness di una disciplina di scheduling dipende dalla scala temporale su cui si misura

- Esempi:

1. In una finestra temporale infinita, un sistema senza perdita (buffer infinito) se è soddisfatta la seguente condizione

$$\sum_{i=1}^S W(f_i) \leq C$$

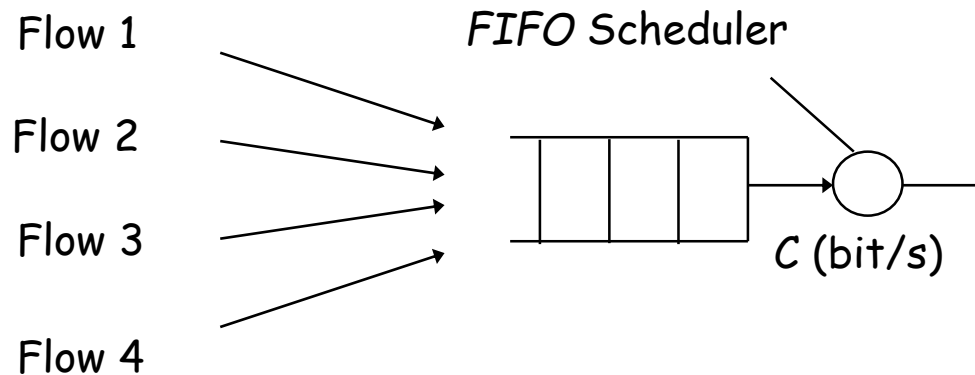
qualsiasi sia la disciplina di scheduling è sempre MMF

2. In una finestra temporale infinita, un sistema a perdita è MMF solo se la politica di scheduling permette un'allocazione MMF
3. Un sistema a buffer finito gestito da uno scheduling FIFO non è MMF in finestre temporali finite



Scheduling per traffico best-effort

- Una disciplina di scheduling FIFO (First-In-First-Out) non è fair
 - Sono i flussi che emettono più traffico ad utilizzare maggiormente la capacità

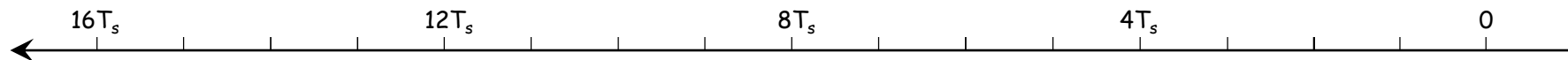




Esercizio 1 (1)

- Numero di flussi
 $S = 4$
- Capacità del link
 $C = 1 \text{ Mbit/s}$
- Pacchetti di lunghezza costante
 $L = 1000 \text{ bit}$
- Asse dei tempi slottato con durata dello slot
 $T_s = L/C = 1 \text{ ms}$

tempo



	1,12		1,11		1,10	1,9		1,8	1,7	1,6		1,5	1,4	1,3	1,2		1,1
	2,5				2,4				2,3				2,1				2,1
	3,5				3,4				3,3				3,2				3,1
	4,5				4,4				4,3				4,2				4,1

Flusso 1

Flusso 2

Flusso 3

Flusso 4



Esercizio 1 (2)

■ Determinare

- Il bit-rate medio $W[f_i]$ ($i=1,..,4$) offerto da ciascun flusso nell'intervallo $[0,16T_s]$
- L'ordine di trasmissione dei pacchetti se è adottata una disciplina di scheduling FIFO
- Il throughput $R[f_i]$ ($i=1,..,4$) per ciascun flusso nell'intervallo $[0,16T_s]$

■ Soluzione

- Valutazione bit rate medio $W[f_i]$ ($i=1,..,4$)

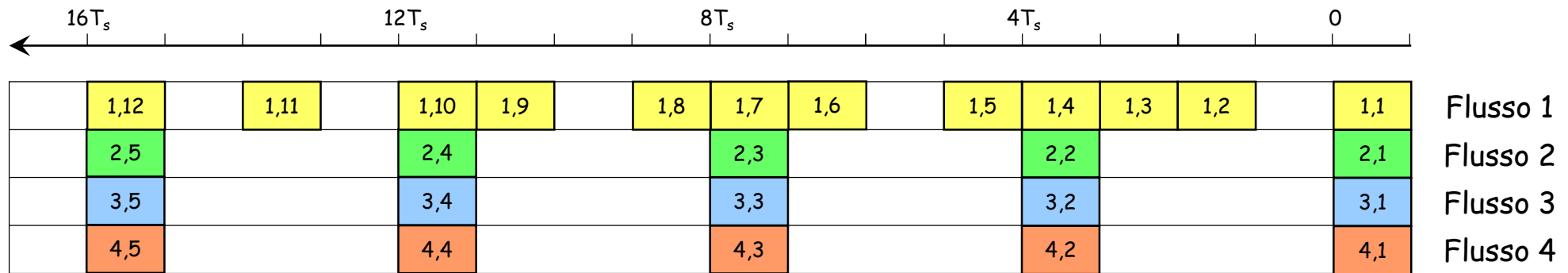
$$W[f_1] = \frac{12 L}{16T_s} = \frac{12 C}{16} = \frac{3 C}{4} = 750 \text{ kbit/s}$$

$$W[f_j] = \frac{5 L}{16T_s} = \frac{5 C}{16} = 312.5 \text{ kbit/s} \quad j=2,3,4$$



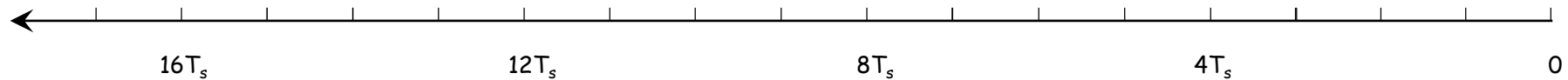
Esercizio 1 (3)

tempo



Scheduling FIFO

tempo





Esercizio 1 (4)

■ Throughput $R^*[f_i]$ ($i=1, \dots, 4$)

$$R^*[f_1] = \frac{7L}{16T_s} = \frac{7C}{16} = 437.5 \text{ kbit/s}$$

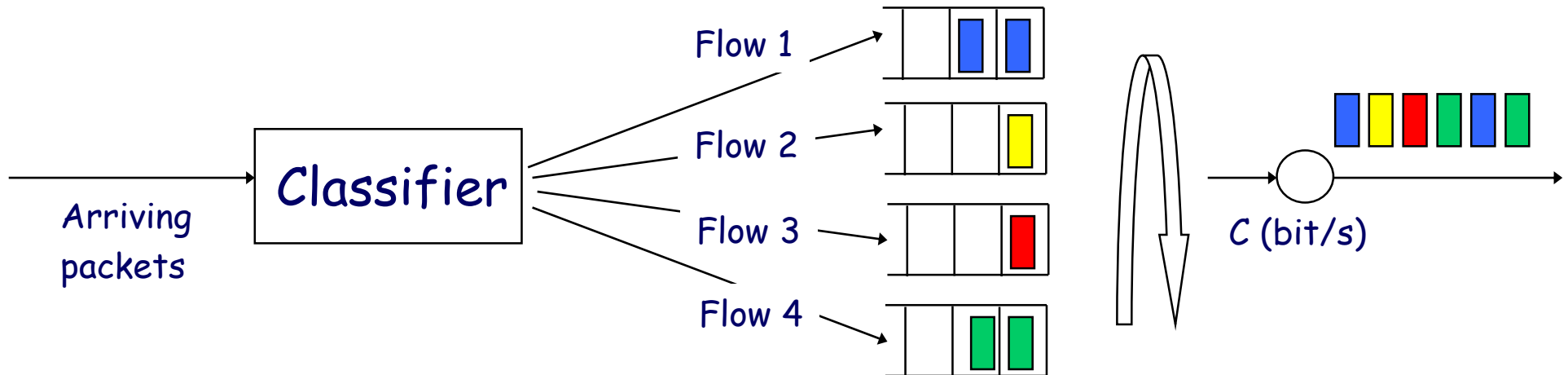
$$R^*[f_j] = \frac{3L}{16T_s} = \frac{3C}{16} = 187,5 \text{ kbit/s} \quad j=2,3,4$$

■ Allocations Fair

$$R[f_i] = \frac{C}{4} = 250 \text{ kbit/s} \quad i=1, \dots, 4$$



Round Robin (RR)





Esercizio 5 (1)

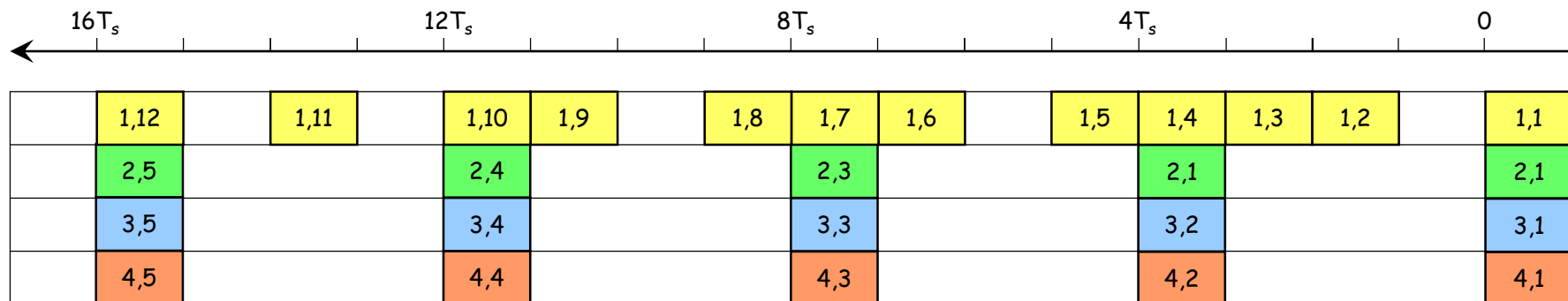
- Numero di flussi
 $S = 4$
- Capacità del link
 $C = 1 \text{ Mbit/s}$
- Pacchetti di lunghezza costante
 $L = 1000 \text{ bit}$
- Asse dei tempi slottato con durata dello slot

$$T_s = L/C = 1 \text{ ms}$$

Determinare

- L'ordine di trasmissione dei pacchetti se è adottata una disciplina di scheduling RR
- Il throughput $R[f_i]$ ($i=1,\dots,4$) per ciascun flusso nell'intervallo $[0, 16T_s]$ nel caso di scheduling RR

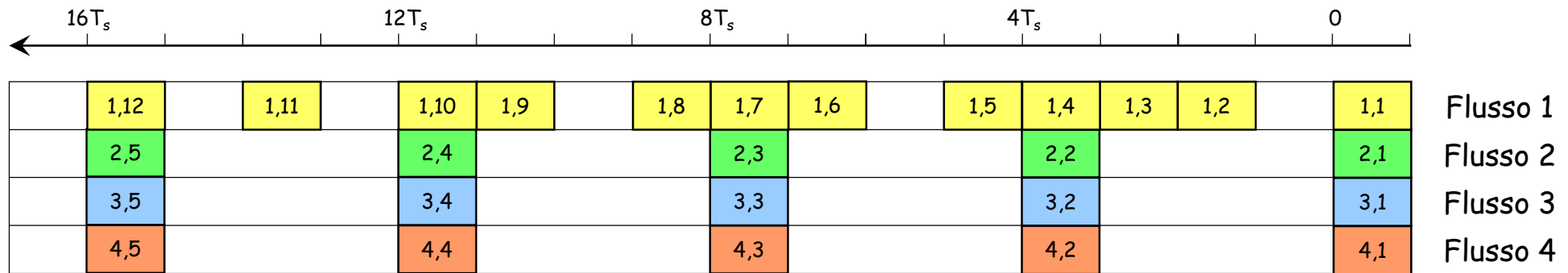
tempo





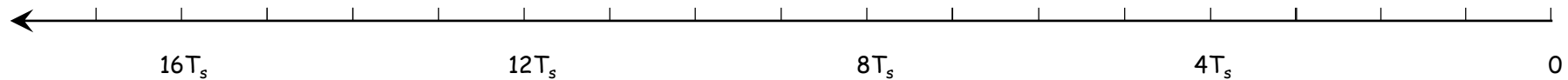
Esercizio 5 (2)

tempo



Scheduling FQ

tempo





Esercizio 5 (3)

■ Throughput $R^*[f_i]$ ($i=1, \dots, 4$)

$$R_{FQ}[f_1] = \frac{4L}{16T_s} = \frac{4C}{16} = 250 \text{ kbit/s}$$

$$R_{FQ}[f_j] = \frac{4L}{16T_s} = \frac{4C}{16} = 250 \text{ kbit/s} \quad j=2,3,4$$

- Se i pacchetti hanno lunghezza fissa lo scheduling RR è MMF



Esercizio 6 (1)

- Numero di flussi

$$S = 4$$

- Capacità di trasferimento

$$C = 1 \text{ Mbit/s}$$

- Lunghezza pacchetti flusso 1

$$L_1 = 2L = 2000 \text{ bit}$$

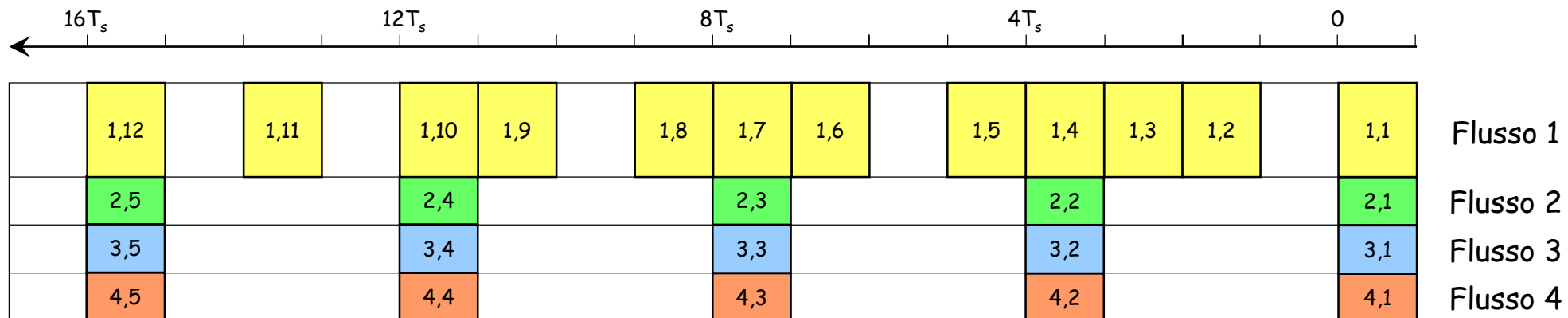
- Lunghezza pacchetti flusso i
($i=2,3,4$)

$$L_2 = L = 1000 \text{ bit}$$

- Asse dei tempi slottato con
durata dello slot

$$T_s = L/C = 1 \text{ ms}$$

tempo





Esercizio 6 (2)

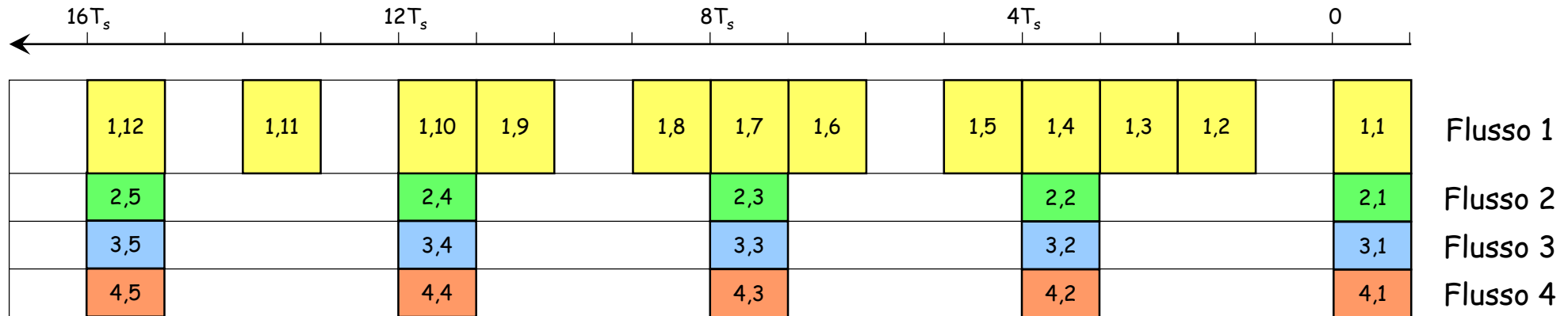
■ Determinare

- L'ordine di trasmissione dei pacchetti se è adottata una disciplina di scheduling Round Robin (RR)
- Il throughput $R[f_i]$ ($i=1,..4$) per ciascun flusso nell'intervallo $[0,16T_s]$ se è adottata una disciplina di scheduling RR



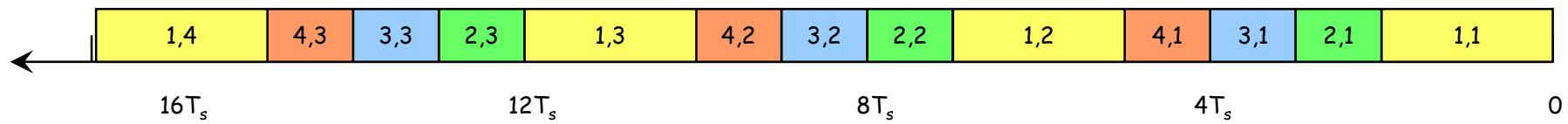
Esercizio 6 (3)

tempo



Scheduling FQ

tempo





Esercizio 6 (4)

- FQ scheduling
- Valutazione throughput $R[f_i]$ ($i=1,\dots,4$)

$$R_{FQ}[f_1] = \frac{7L}{16T_s} = \frac{7C}{16} = 437.5 \text{ kbit/s}$$

$$R_{FQ}[f_j] = \frac{3L}{16T_s} = \frac{3C}{16} = 187,5 \text{ kbit/s} \quad j=2,3,4$$

- Poiché i pacchetti sono di lunghezza variabile lo scheduling RR non è MMF