

UNIVERSITÀ DI ROMA "LA SAPIENZA"  
DIPARTIMENTO DI SCIENZA E TECNICA DELL' INFORMAZIONE  
E DELLA COMUNICAZIONE (INFOCOM)

# **ESERCIZI DI RETI DI TELECOMUNICAZIONI**

FRANCESCA CUOMO  
CON LA COLLABORAZIONE DI GIOVANNI CAPRIOLI

**EDIZIONI INGEGNERIA 2000**

Al lettore

*La realizzazione di un libro comporta costi variabili (carta, stampa, legatoria) e costi fissi, cioè indipendenti dal numero di copie stampate (traduzione, preparazione degli originali, redazione, composizione, impaginazione).*

*Le fotocopie possono contenere il prezzo perchè, oltre a non dover pagare i diritti d'autore, non hanno costi fissi.*

*Ogni fotocopia, d'altra parte, riducendo il numero di copie vendute dall'editore, aumenta l'incidenza dei costi fissi a copia e costringe l'editore ad aumentare il prezzo; questo, naturalmente, fornisce un ulteriore incentivo a fotocopiare.*

*Se questo circolo vizioso non verrà spezzato, arriveremo al punto in cui gli editori non avranno più convenienza economica a realizzare libri di testo per l'università.*

*In quel momento non ci saranno più neppure fotocopie.*

L'Editore

EDIZIONI  INGEGNERIA 2000

© GENNAIO 2005 - EDIZIONI INGEGNERIA 2000

00184 ROMA - VIA DELLA POLVERIERA, 15

www.ingegneria2000.net - e-mail: libreria@ingegneria2000.net

Tutti i diritti riservati. Riproduzione anche parziale vietata.

Nessuna parte di questa pubblicazione può essere riprodotta, archiviata in un sistema di recupero o trasmessa, in qualsiasi forma o con qualsiasi mezzo elettronico, meccanico, fotocopione, memorizzazione o altro, senza permesso scritto dell'Editore

## Sommario

### SOMMARIO

I.	TOPOLOGIE DI RETE	7
II.	SORGENTI INFORMATIVE	19
III.	ARCHITETTURE PROTOCOLLARI	27
IV.	ASSEGNAZIONE DELLE RISORSE	39
IV.1	Pre-assegnazione individuale e schemi di moltiplicazione statica	39
IV.2	Pre-assegnazione collettiva e schemi di moltiplicazione dinamica	47
IV.3	Assegnazione ibrida individuale/collettiva	66
V.	RITARDI DI TRASFERIMENTO	79
V.1	Flusso informativo continuo	79
V.2	Flusso informativo intermittente	81
VI.	ACCESSO MULTIPLO CON ASSEGNAZIONE DINAMICA	101
VII.	RETI IN AREA LOCALE	113
VIII.	PROCEDURE DI RECUPERO D'ERRORE	127
IX.	PROTOCOLLO IP	159
IX.1	Frammentazione	159
IX.2	Indirizzamento ed instradamento	164
X.	PROTOCOLLO TCP	193
	APPENDICE	205

## **Prefazione**

*Questo libro raccoglie gli esercizi d'esame proposti dal 1998 al 2004 nell'ambito dei corsi di Reti di Telecomunicazioni e Retemática del Corso di Laurea in Ingegneria delle Telecomunicazioni, Università degli Studi di Roma "La Sapienza". Il testo è pensato per studenti dei corsi di Laurea di Primo Livello.*

*Gli esercizi sono ordinati per argomenti, in accordo alla struttura del corso di Reti di Telecomunicazioni.*

*Per ogni esercizio viene proposta una soluzione che oltre a riportare i risultati numerici li commenta e cerca di estrarre dall'esercizio stesso principi generali utili a fornire una guida per la soluzione di problemi analoghi.*

*Alcuni esercizi sono volutamente lasciati senza soluzione per permettere allo studente di esercitarsi senza il condizionamento inevitabilmente causato dalla presenza di una soluzione.*

*Per ogni insieme di argomenti si propongono anche alcune domande a risposta multipla, simili a quelle dei test di esame; le relative soluzioni sono alla fine del libro.*

*I testi di riferimento consigliati sono:*

- *Aldo Roveri: Retemática, Vol I, Funzioni e servizi di rete, 2001.*
- *Nicola Blefari-Melazzi, Marco Listanti e Aldo Roveri: Retemática, Vol. III, Infrastrutture per applicazioni telematiche, 2001.*
- *James S. Kurose, Keith W. Ross, Computer Networking: A Top-Down Approach Featuring the Internet, 3rd Edition, Addison Wesley, 2004.*
- *S. Tanenbaum, Computer Networks, 4th Edition, Prentice Hall, 2003.*

*Desidero ringraziare il Prof. Aldo Roveri per avermi avviato allo studio ed alla ricerca di cui questo testo è uno dei frutti, per avermi seguito costantemente, partecipando in prima persona agli sviluppi del lavoro, e per avermi dato la possibilità di lavorare con la massima serenità e fiducia.*

*Un ringraziamento particolare va anche al Dott. Giovanni Caprioli per l'aiuto dato nella raccolta e nella preparazione di esercizi e soluzioni.*

*Roma, Dicembre 2004*

## I. TOPOLOGIE DI RETE

## ESERCIZIO 1

Si consideri una rete avente la configurazione logica riportata in figura 1 costituita da quattro nodi e da sei rami. In corrispondenza del ramo  $i$ -esimo della rete logica viene riportato il numero di canali  $n_i$  necessario a supportare le comunicazioni tra i due nodi attestati a tale ramo.

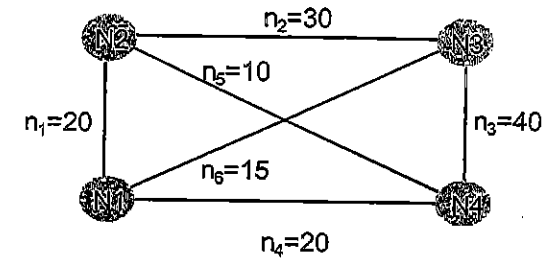


Figura 1

Siano quindi:

- $n_i$  il numero di canali associati al ramo  $i$ -esimo della rete logica;
- $c=64$  kbit/s la capacità di ogni singolo canale.

Si chiede di:

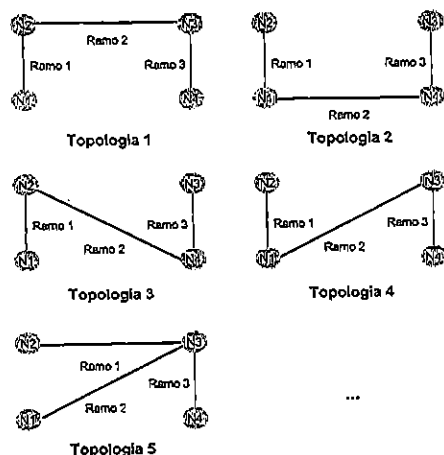
1. disegnare una topologia fisica della rete avente il numero minimo di rami fisici ( $r_f$ ) e calcolare le capacità di tali rami;
2. indicare quanti e quali  $r_f$  vanno aggiunti alla topologia della rete fisica di cui al punto 1 affinché questa sia robusta al guasto contemporaneo di una coppia di rami.

## SOLUZIONE

## 1. Topologia fisica e relative capacità.

Il numero minimo di rami richiesto nella rete fisica è tre. Tali rami devono essere in grado di assicurare la connettività dei quattro nodi e di supportare i canali richiesti per ognuno dei rami della topologia logica. Esistono differenti topologie fisiche con tre rami in grado di supportare la topologia logica di figura 1.

Esempi di topologie fisiche ammissibili sono quelle riportate nella seguente figura.



Va notato che queste topologie differiscono nel numero di canali e nelle capacità di ognuno dei rami fisici  $r_i$ . Consideriamo ad esempio le topologie fisiche 1 e 3 e calcoliamo per ognuna di esse il numero di canali e la capacità dei tre rami fisici.

## Topologia 1

Il ramo fisico 1 deve supportare le comunicazioni dal nodo 1 al nodo 2, dal nodo 1 al nodo 3 e dal nodo 1 al nodo 4; deve quindi avere la capacità trasmissiva in grado di allocare  $n_1+n_3+n_4=55$  canali. La capacità del ramo fisico 1 sarà quindi  $C_1=55 \cdot c=3520$  kbit/s.

Il ramo fisico 2 deve supportare le comunicazioni dal nodo 2 al nodo 3, dal nodo 1 al nodo 3, dal nodo 1 al nodo 4 e dal nodo 2 al nodo 4; deve quindi avere la capacità trasmissiva in grado di allocare  $n_2+n_3+n_4+n_5=75$  canali. La capacità del ramo fisico 2 sarà quindi  $C_2=75 \cdot c=4800$  kbit/s.

Il ramo fisico 3 deve supportare le comunicazioni dal nodo 3 al nodo 4, dal nodo 2 al nodo 4 e dal nodo 1 al nodo 4; deve quindi avere la capacità trasmissiva in grado di allocare  $n_3+n_5+n_4=70$  canali. La capacità del ramo fisico 3 sarà quindi  $C_3=70 \cdot c=4480$  kbit/s.

## Topologia 3

Il ramo fisico 1 deve supportare le comunicazioni dal nodo 1 al nodo 2, dal nodo 1 al nodo 3 e dal nodo 1 al nodo 4; deve quindi avere la capacità trasmissiva in grado di allocare  $n_1+n_3+n_4=55$  canali. La capacità del ramo fisico 1 sarà quindi  $C_1=55 \cdot c=3520$  kbit/s.

Il ramo fisico 2 deve supportare le comunicazioni dal nodo 2 al nodo 4, dal nodo 2 al nodo 3, dal nodo 1 al nodo 4 e dal nodo 1 al nodo 3; deve quindi avere la capacità trasmissiva in grado di allocare  $n_5+n_2+n_4+n_6=75$  canali. La capacità del ramo fisico 2 sarà quindi  $C_2=75 \cdot c=4800$  kbit/s.

Il ramo fisico 3 deve supportare le comunicazioni dal nodo 3 al nodo 4, dal nodo 2 al nodo 3 e dal nodo 1 al nodo 3; deve quindi avere la capacità trasmissiva in grado di allocare  $n_3+n_2+n_6=85$  canali. La capacità del ramo fisico 3 sarà quindi  $C_3=85 \cdot c=5440$  kbit/s.

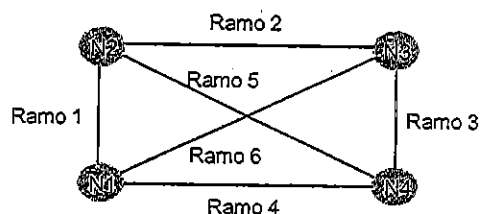
Come si può notare le due topologie presentano un diverso numero di canali, e quindi una capacità differente, in corrispondenza del ramo fisico 3.

## 2. Topologia della rete fisica robusta al guasto di una coppia di rami.

Per ognuna delle topologie fisiche riportate precedentemente il numero di rami fisici da aggiungere alla topologia tale da assicurare la connettività della rete, anche a seguito di due guasti contemporanei, è due. La topologia fisica robusta in questo caso coincide con la topologia logica nel senso che per ogni nodo devono esistere sempre almeno tre rami uscenti in modo che, anche a seguito di due

guasti contemporanei, il nodo mantenga sempre la connettività con il resto della rete.

La topologia fisica robusta è quindi:



Il numero di canali per ramo fisico, e la conseguente capacità, dovranno essere opportunamente dimensionati in modo da garantire che, nel caso del guasto doppio, il ramo fisico sia in grado di supportare tutte o parte delle comunicazioni allocate sui due rami fuori servizio.

## ESERCIZIO 2

Una rete composta da sei nodi ha una topologia fisica a stella (figura 2), mentre la topologia logica può essere sia ad anello (caso a della figura 3) che a stella (caso b della figura 3).

Si consideri il trasferimento di cifre binarie dal nodo 1 al nodo 6 in accordo alle due topologie logiche.

1. Quali nodi della topologia fisica sono coinvolti nel trasferimento dei segnali che sono supporto all'informazione scambiata nel caso a e nel caso b?
2. Supponendo che la distanza tra il centro stella e il nodi della topologia fisica sia di 2000 metri, che il ritardo di propagazione sul mezzo trasmissivo sia di  $5\mu s/km$  e che il ritardo di attraversamento del centro stella sia di 50s, quanto vale il ritardo di propagazione complessivo nel trasferimento considerato nel caso a e nel caso b?

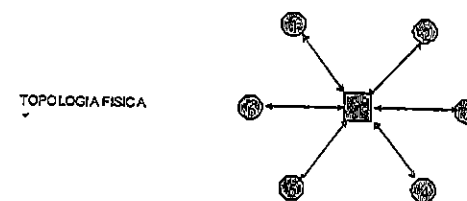


Figura 2

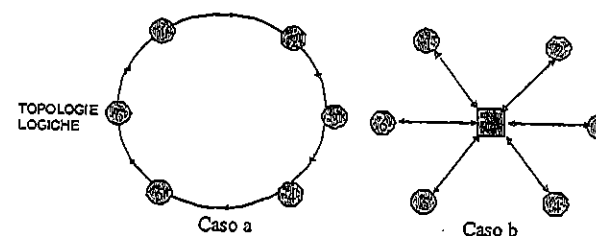


Figura 3

## SOLUZIONE

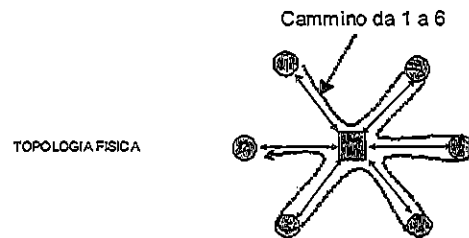
### 1. Nodi della topologia fisica coinvolti nel trasferimento.

**Caso a:** in accordo alla topologia logica in figura 3.a il trasferimento di informazione dal nodo 1 al nodo 6 avviene a partire dal nodo 1 attraversando in cascata i nodi 2, 3, 4 e 5 fino ad arrivare al nodo destinazione 6. La topologia logica indica infatti il percorso logico che l'informazione deve compiere nell'attraversamento della rete. Tale percorso nel caso a) è rappresentato da un anello unidirezionale percorso in senso orario.

**Caso b:** in accordo alla topologia logica in b) il trasferimento di informazione dal nodo 1 al nodo 6 avviene a partire dal nodo 1 attraversando il centro stella ed arrivando poi direttamente al nodo destinazione 6. La topologia logica a stella indica infatti che il percorso logico dell'informazione parte da un generico nodo, attraversa il centro stella e arriva alla opportuna destinazione.

## 2. Ritardo di propagazione complessivo.

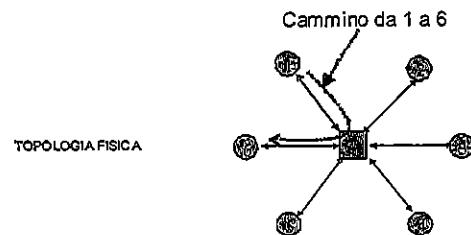
Caso a: in accordo al punto precedente l'informazione trasferita sulla topologia fisica a stella in accordo alla topologia logica ad anello effettua il cammino riportato nella seguente figura:



In base a tale cammino il ritardo complessivo di propagazione è dato dalla somma delle volte in cui vengono percorsi i rami della rete più le volte in cui viene attraversato il centro stella. Tale ritardo è quindi:

$$10 * 2000m * 5\mu s / km + 5 * 50\mu s = 350\mu s$$

Caso b: in accordo al punto precedente l'informazione trasferita sulla topologia fisica a stella in accordo alla topologia logica ad anello effettua il cammino riportato nella seguente figura:



Il questo caso il ritardo di propagazione complessivo è dato dal ritardo di un singolo attraversamento del centro stella più i due ritardi subiti sui due rami attraversati. Il valore numerico è:

$$2 * 2000m * 5\mu s / km + 50\mu s = 70\mu s$$

## ESERCIZIO 3

Si consideri una rete in area locale con la topologia fisica a stella riportata in figura 4 e comprendente cinque nodi e quattro rami bidirezionali. Siano inoltre a) e b) due topologie logiche che supportano le relazioni di traffico indicate nella tabella (per ogni coppia di nodi logici si indica il valore, espresso in bit/s, di capacità richiesta da una data relazione di traffico).

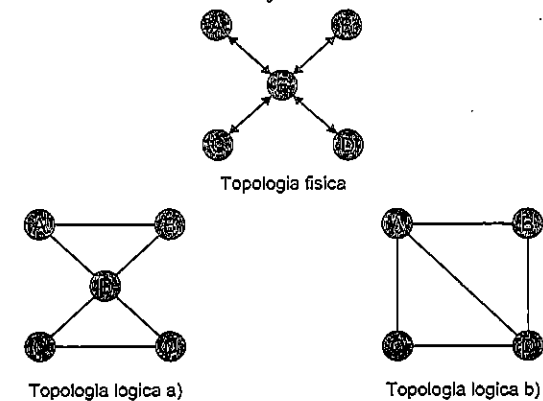


Figura 4

Relazione di traffico	Topologia logica a)	Topologia logica b)
A → B	10 bit/s	10 bit/s
A → E	15 bit/s	-
B → E	5 bit/s	-
E → C	15 bit/s	
E → D	10 bit/s	
A → C	-	5 bit/s
A → D	-	20 bit/s
C → D	12 bit/s	6 bit/s
D → B	-	20 bit/s

1. Si chiede di riportare le capacità complessive (nei due versi di trasferimento) dei rami della rete fisica necessarie a supportare rispettivamente le topologie logiche a) e b), garantendo un grado medio di utilizzazione di ogni ramo uguale all'80%.
2. Inoltre, nel caso in cui si guastasse il ramo fisico E-D, indicare come si modificano le due topologie logiche a) e b).

**SOLUZIONE****1. Capacità dei rami fisici.**

Per supportare la topologia logica a) Ogni ramo fisico in uscita da ognuno dei nodi ai vertici della stella deve essere in grado di supportare le relazioni di traffico in uscita da nodo ed in ingresso al nodo in accordo alla tabella.

Il ramo tra il nodo A ed il nodo E dovrà supportare quindi le relazioni di traffico A->B e A->E richiedenti complessivamente 25 bit/s di capacità. La capacità di trasferimento quindi di tale ramo dovrà essere di  $25/0,8 \text{ bit/s} = 31,25 \text{ bit/s}$ .

In modo analogo si derivano le capacità necessarie sui gli altri tre rami.

B-E: B->E+A->B = 5 bit/s + 10 bit/s = 15 bit/s di capacità richiesta e  $15/0,8 = 18,75 \text{ bit/s}$  di capacità totale necessaria sul ramo.

C-E: E->C+C->D = 15 bit/s + 12 bit/s = 27 bit/s di capacità richiesta e  $27/0,8 = 33,75 \text{ bit/s}$  di capacità totale necessaria sul ramo.

D-E: E->D+C->D = 10 bit/s + 12 bit/s = 22 bit/s di capacità richiesta e  $22/0,8 = 27,5 \text{ bit/s}$  di capacità totale necessaria sul ramo.

Per supportare la topologia logica b) Ogni ramo fisico in uscita da ognuno dei nodi ai vertici della stella deve essere in grado di supportare le relazioni di traffico in uscita da nodo ed in ingresso al nodo in accordo alla tabella.

Analogamente al punto precedente e con riferimento alla topologia logica b) si ha:

A-E: A->B+A->C+ A->D = 10 bit/s + 5 bit/s + 30 bit/s = 35 bit/s di capacità richiesta e  $35/0,8 = 43,75 \text{ bit/s}$  di capacità totale necessaria sul ramo;

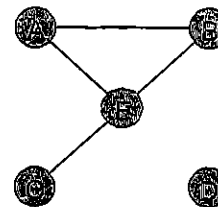
B-E: A->B+D->B = 10 bit/s + 20 bit/s = 30 bit/s di capacità richiesta e  $30/0,8 = 37,5 \text{ bit/s}$  di capacità totale necessaria sul ramo;

C-E: A->C+C->D = 5 bit/s + 6 bit/s = 11 bit/s di capacità richiesta e  $11/0,8 = 13,75 \text{ bit/s}$  di capacità totale necessaria sul ramo;

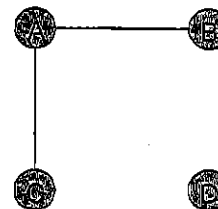
D-E: A->D+ C->D+ D->B = 20 bit/s + 6 bit/s + 20 bit/s = 46 bit/s di capacità richiesta e  $46/0,8 = 57,5 \text{ bit/s}$  di capacità totale necessaria sul ramo.

**2. Come si modificano le due topologie logiche.**

Caso a) nel caso del guasto del ramo fisico E-D, il guasto del ramo fisico E-D compromette tutte le relazioni di traffico da e verso il nodo D quindi nel caso a) la topologia logica diventa:



Caso b) nel caso del guasto del ramo fisico E-D, analogamente al punto precedente il guasto del ramo E-D compromette le relazioni di traffico con il nodo D e di conseguenza la topologia logica risultante è:

**ESERCIZIO 4**

Una rete ha una topologia fisica ad anello. In particolare la rete è costituita da due anelli unidirezionali (aventi versi di trasferimento opposti, si veda la figura 5). Il



funzionamento normale della rete prevede l'utilizzo del solo anello 1. Tale anello deve supportare le relazioni di traffico indicate nella tabella (per ogni relazione è riportato il requisito di capacità di trasferimento in bit/s).

Si chiede di:

1. calcolare il valore minimo della capacità di trasferimento dell'anello 1 in grado di soddisfare contemporaneamente tutte le relazioni di traffico di tabella;
2. indicare la riduzione di capacità dell'anello 1 se si potesse utilizzare, a parità di relazioni di traffico da supportare, anche l'anello 2 e se l'instradamento venisse sempre realizzato in accordo al cammino più breve.

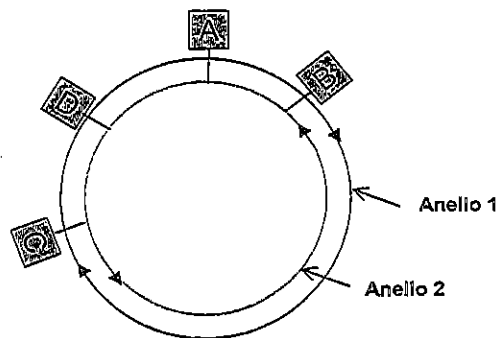


Figura 5

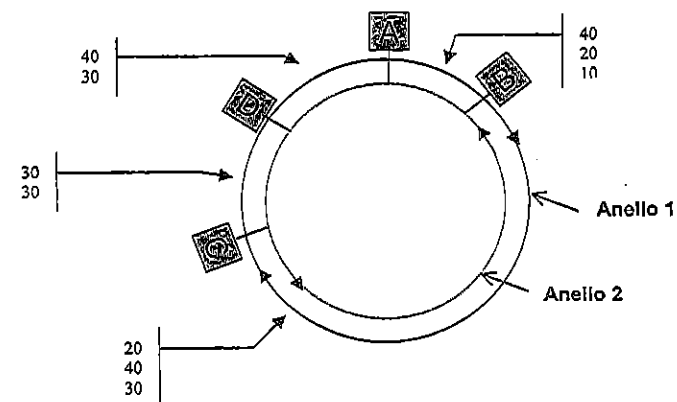
Relazione di traffico	Capacità di trasferimento
A→B	10 bit/s
A→C	20 bit/s
B→C	40 bit/s
B→A	30 bit/s
C→D	30 bit/s
D→B	40 bit/s

## SOLUZIONE

## 1. Valore minimo della capacità di trasferimento.

Il valore minimo della capacità di trasferimento dell'anello 1 deve poter soddisfare contemporaneamente tutti i flussi che utilizzano tale anello (con assegnazione statica) quindi è dato dal massimo delle somme delle capacità necessarie sui singoli rami utilizzati per ogni relazione di traffico.

Relazione di traffico	Rami utilizzati
A→B	AB
A→C	AB+BC
B→C	BC
B→A	BC+CD+DA
C→D	CD
D→B	DA+AB



Si ha quindi che la capacità del ramo AB ( $C_{AB}$ ) è data dalla somma di  $40\text{bit/s} + 20\text{bit/s} + 10\text{bit/s}$ .

Analogamente:

- la capacità  $C_{BC}$  è data dalla somma  $20\text{bit/s} + 40\text{bit/s} + 30\text{bit/s}$ ;

- la capacità  $C_{CD}$  è data dalla somma  $30\text{bit/s}+30\text{bit/s}$ ;
- la capacità  $C_{DA}$  è data dalla somma  $40\text{bit/s}+30\text{bit/s}$ .

Il valore minimo della capacità è quindi dato dal massimo tra i valori sopra calcolati:

$$C_{\min}=\max\{C_{ij}\}=90\text{bit/s} \quad i,j = A..D.$$

## 2. Riduzione di capacità.

In questo caso alcune relazioni di traffico vengono servite dal secondo anello in base alla distanza che si ottiene considerando le direzioni dei due anelli (relazioni di traffico AC, BC, BA). Il calcolo è simile al caso precedente distribuito, però, su due anelli.

Relazione di traffico	Rami utilizzati (anello 1)	Rami utilizzati (anello 2)
A→B	AB	
A→C		AB+BC
B→C		BA+AD+DC
B→A		BA
C→D	CD	
D→B	DA+AB	

$$C_{\min}=\max\{C_{ij}\}=50\text{bit/s} \quad i,j = A..D.$$

La differenza tra i due valori di capacità dell'anello 1 è data da:

$$\Delta=90\text{bit/s}-50\text{bit/s}=40\text{bit/s}.$$

## II. SORGENTI INFORMATIVE

### ESERCIZIO 5

Una sorgente a ritmo binario variabile (VBR) emette periodicamente la stessa sequenza di dati caratterizzata dalla seguente struttura: 1 - tratto informativo di durata costante uguale a 10 s ad un ritmo binario uguale a 10 kbit/s; 2 - tratto informativo di durata costante uguale a 5 s ad un ritmo binario uguale a 5 kbit/s; 3 - pausa di durata costante e uguale a 5 s (si veda la figura 6).

Si chiede di derivare i valori numerici del:

- ritmo binario medio  $R_m$
- grado di intermittenza  $G$ .

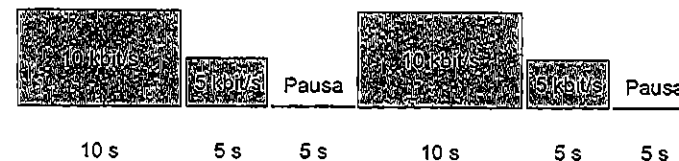


Figura 6

### SOLUZIONE

#### 1. Ritmo binario medio

Il ritmo binario medio della sorgente è derivabile calcolando il numero di bit emessi complessivamente in un periodo.

Il periodo di ripetizione dell'emissione della sorgente è

$$P=10\text{s}+5\text{s}+5\text{s}=20\text{s}$$

In questo periodo vengono emessi

$$B_1=10\text{kbit/s} \cdot 10\text{s} = 100 \text{ kbit}$$

in corrispondenza del tratto informativo 1;

$$B_2 = 5 \text{ kbit/s} \cdot 5 \text{ s} = 25 \text{ kbit}$$

in corrispondenza del tratto informativo 2;

$$B_3 = 0 \text{ kbit}$$

in corrispondenza del tratto informativo 3;

Il ritmo binario medio è quindi dato da:

$$R_m = (B_1 + B_2 + B_3) / P = 125 \text{ kbit} / 20 \text{ s} = 6,25 \text{ kbit/s.}$$

## 2. Grado di intermittenza.

Il grado di intermittenza (o burstiness) è per definizione dato dal rapporto tra il ritmo binario di picco  $R_p$  e quello medio  $R_m$ .

Nel caso in esame il ritmo binario di picco corrisponde al ritmo emesso durante il tratto informativo 1, quindi  $R_p = 10 \text{ kbit/s}$ .

Il grado di intermittenza  $G$  è quindi:

$$G = R_p / R_m = 10 / 6,25 = 1,6$$

Dato che la sorgente è di tipo VBR ci si aspettava un grado di intermittenza maggiore di 1 (e quindi un coefficiente di attività  $A = 1/G$  minore dell'unità). Nel caso in esame il coefficiente di attività è  $A = 0,625$ .

## ESERCIZIO 6

Si consideri l'uscita di un codificatore per immagini video in movimento di tipo MPEG. I dati in uscita dal codificatore vengono registrati nella cosiddetta "traccia di traffico" rappresentata attraverso un vettore  $V$  di  $N$  elementi: ogni elemento riporta il numero di byte registrati in  $T = 40 \text{ ms}$  di filmato codificato.

In figura 7 è riportato il contenuto del vettore relativo ad una finestra temporale  $F = 400 \text{ ms}$  (corrispondente quindi a 10 elementi consecutivi del vettore  $V$ ). Si assuma che i bit emessi nel periodo  $T$  siano uniformemente distribuiti nei 40 ms.

Si chiede di:

1. determinare il ritmo binario di picco  $R_p$  e il ritmo binario medio  $R_m$  (espressi in bit/s) relativi alla finestra temporale  $F$  di figura 7;
2. assumendo di voler trasferire il contenuto di  $F$  attraverso una linea di capacità

$C = 8 \text{ kbit/s}$  determinare la dimensione della memoria di ingresso alla linea, tale per cui si evitano fenomeni di perdita.

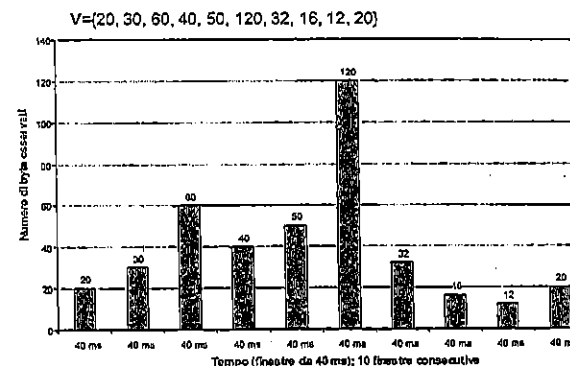


Figura 7

## SOLUZIONE

### 1. Ritmo binario di picco e medio.

Il ritmo binario di picco della sorgente in esame, relativamente alla finestra  $F$  osservata, corrisponde al ritmo binario emesso durante il sesto elemento della traccia di traffico.

In corrispondenza di questo periodo vengono emessi

$$R_p = 120 \text{ byte} / 40 \text{ ms} = 24 \text{ kbit/s.}$$

Il ritmo binario medio della sorgente in esame, relativamente alla finestra  $F$  osservata, è dato dal rapporto tra il numero complessivo di byte emessi nella finestra  $F$  e la durata temporale della finestra stessa.

Si ha quindi:

$$R_m = \frac{\sum_{i=1}^{10} b(i) \cdot 8}{F} = \frac{(20 + 30 + 60 + 40 + 50 + 120 + 32 + 16 + 12 + 20) \cdot 8 \text{ bit}}{400 \text{ ms}} = 8 \text{ kbit/s}$$

con  $b(i)$ : numero di byte emessi durante il periodo  $i$ -esimo.

## 2. Dimensione della memoria.

La linea di capacità  $C=8$  kbit/s è in grado di smaltire, durante un periodo di 40 ms, un numero di byte pari a 40.

Se immaginiamo quindi di tracciare sulla figura 7 una linea orizzontale in corrispondenza dell'ordinata 40 abbiamo un'indicazione, per ogni periodo  $T$ , di quanti byte del tratto informativo in esame possono essere emessi e quanti devono invece essere memorizzati nella memoria in ingresso alla linea. Se indichiamo con  $M(i)$  l'occupazione della memoria al termine del periodo  $i$ -esimo (con  $i=1, \dots, 10$ ), i byte che devono essere emessi durante il periodo  $(i+1)$ -esimo sono dati da  $b(i+1)+M(i)$ . Il contenuto della memoria (espresso in byte al termine del periodo  $(i+1)$ -esimo sarà quindi  $M(i+1) = [b(i+1)+M(i)-40]$ . È evidente che se tale valore numerico risultasse minore di 1 vorrebbe dire che la linea ha sufficiente capacità per smaltire tutti i byte in ingresso durante il periodo  $i$ -esimo.

Il valore numerico esatto del contenuto della memoria al termine del periodo  $(i+1)$ -esimo è quindi:

$$M(i+1) = \max\{0, [b(i+1)+M(i)-40]\} \text{ byte}$$

Calcoliamo quindi passo-passo il contenuto della memoria in corrispondenza dei 10 tratti informativi. Inizialmente si assume  $M(0)=0$ .

$$M(1) = \max\{0, (20+0-40)\} = 0 \text{ byte}$$

$$M(2) = \max\{0, (30+0-40)\} = 0 \text{ byte}$$

$$M(3) = \max\{0, (60+0-40)\} = 20 \text{ byte}$$

$$M(4) = \max\{0, (40+20-40)\} = 20 \text{ byte}$$

$$M(5) = \max\{0, (50+20-40)\} = 30 \text{ byte}$$

$$M(6) = \max\{0, (120+30-40)\} = 110 \text{ byte}$$

$$M(7) = \max\{0, (32+110-40)\} = 102 \text{ byte}$$

$$M(8) = \max\{0, (16+102-40)\} = 78 \text{ byte}$$

$$M(9) = \max\{0, (12+78-40)\} = 50 \text{ byte}$$

$$M(10) = \max\{0, (20+50-40)\} = 30 \text{ byte}$$

La memoria in ingresso alla linea di capacità  $C$  tale da evitare fenomeni di perdita deve quindi essere dimensionata in modo tale da poter accomodare il massimo numero di byte che si possono accumulare durante l'evoluzione temporale analizzata. Il valore massimo si ottiene in corrispondenza del sesto tratto informativo. La dimensione della memoria dovrà quindi essere di

$$M_{\max} = 110 \cdot 8 = 880 \text{ bit}$$

## ESERCIZIO 7

Una traccia di pacchetti IP si presenta come in figura 8. La traccia è caratterizzata da istanti di arrivo di un pacchetto (indicati con  $t_i$  ed espressi in secondi a partire dall'istante  $t_0=0$ ) e lunghezze complessive  $L$  dei pacchetti (esprese in byte). Ogni pacchetto ha una intestazione di  $H=40$  byte.

Si chiede di:

1. calcolare i ritmi binari di picco e medio della traccia unitamente al relativo coefficiente di attività;
2. indicare il numero di frammenti complessivo derivante dalla operazione di frammentazione della traccia in accordo al protocollo IP.

Si supponga che:

- i) lo strato sottostante a IP sia caratterizzato da Unità Informative (UI) costituite da  $h=20$  byte di intestazione costante e da un campo informativo di dimensione variabile con lunghezza massima di  $l=60$  byte.

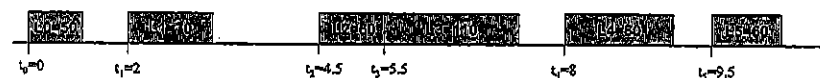


Figura 8

## SOLUZIONE

## 1. Ritmo binario di picco, medio e coefficiente di attività.

Durante ognuno dei tratti attivi in esame la sorgente emette ad un ritmo binario costante che corrisponde al ritmo binario di picco. Per calcolare il ritmo di emissione durante un tratto attivo bisogna dividere il numero di bit emessi durante il tratto attivo per la durata del tratto stesso.

Nel caso in esame possiamo calcolare il ritmo di picco in corrispondenza del tratto attivo #2 per il quale conosciamo sia l'istante di inizio  $t_2$  che l'istante di fine  $t_3$  e di conseguenza la sua durata temporale data da  $t_3 - t_2$ .

In questo periodo vengono emessi  $L_2$  byte, il ritmo binario di picco è quindi:

$$R_p = L_2 / (t_3 - t_2) = 60 \cdot 8 \text{ bit} / 1 \text{ s} = 480 \text{ bit/s}.$$

Il ritmo binario medio è ottenibile calcolando il numero di bit complessivamente emessi e dividendolo per la durata temporale della traccia. La traccia termina in un istante, indicato con  $t_n$ , corrispondente al termine del tratto informativo #5. Conoscendo il ritmo binario di picco possiamo calcolare il tempo necessario ad emettere il tratto #5 (indicato con  $T_5$ ). Questo tempo è dato da:

$$T_5 = L_5 / R_p = (60 \cdot 8 \text{ bit}) / (480 \text{ bit/s}) = 1 \text{ s}$$

Per cui si ha:

$$t_n = t_5 + T_5 = 10,5 \text{ s}$$

La durata complessiva della traccia è quindi di 10,5 secondi.

Il ritmo binario medio è dato da:

$$R_m = (L_0 + L_1 + L_2 + L_3 + L_4 + L_5) \cdot 8 \text{ bit} / (t_n - t_0) \text{ s} = (50 + 70 + 60 + 110 + 80 + 60) \cdot 8 / 10,5 = 327,61 \text{ bit/s}.$$

Il coefficiente di attività  $A$  è dato per definizione dal rapporto tra il ritmo binario medio  $R_m$  e il ritmo binario di picco  $R_p$ .

Nel caso in esame si ha:

$$A = R_m / R_p = 327,61 / 480 = 0,6825$$

Il coefficiente di attività è sempre minore o uguale ad 1.

## 2. Numero di frammenti derivante dalla frammentazione della traccia.

La frammentazione IP prevede che ognuno dei pacchetti della traccia sia suddiviso in unità informative (UI) inserendo nel campo informativo dell'UI sia l'intestazione IP che il campo dati del pacchetto IP. Va fatto notare che nel caso in cui un pacchetto IP non entri in un'unica UI questo deve essere frammentato. Ogni frammento però deve mantenere la propria intestazione in quanto a seguito della frammentazione diventa un nuovo pacchetto IP a se stante e quindi completo di intestazione. Questo significa che:

- nel caso del pacchetto #0 si ha un unico frammento che dà luogo ad una UI di dimensione  $h + L_0 = 20 + 50$  byte;
- nel caso del pacchetto #1 si hanno due frammenti che danno luogo a due UI di dimensione rispettivamente  $UI_1 = h + H + (L - H) = 20 + 60$  byte e  $UI_2 = h + H + (L_1 - H - I + H) = 20 + 40 + 10$  byte;
- nel caso del pacchetto #2 si ha un unico frammento che dà luogo ad una UI di dimensione  $h + L_2 = 20 + 60$  byte;
- nel caso del pacchetto #3 si hanno quattro frammenti che danno luogo a quattro UI di dimensione  $UI_1 = h + H + (L - H) = 20 + 60$  byte,  $UI_2 = h + H + (L - H) = 20 + 60$  byte,  $UI_3 = h + H + (L - H) = 20 + 60$  byte e  $UI_4 = h + H + [L_3 - H - 3 \cdot (L - H)] = 20 + 40 + 10$  byte;
- nel caso del pacchetto #4 si hanno due frammenti che danno luogo a due UI di dimensione rispettivamente  $UI_1 = h + H + (L - H) = 20 + 60$  byte e  $UI_2 = h + H + (L_1 - H - I + H) = 20 + 40 + 20$  byte;
- nel caso del pacchetto #5 si ha un unico frammento che dà luogo ad una UI di dimensione  $h + L_5 = 20 + 60$  byte.

Complessivamente il numero di frammenti è 11.

## ESERCIZI PROPOSTI

## ESERCIZIO 8

Si assuma di registrare il flusso di pacchetti IP trasferito sulla linea di uscita da

una LAN, nel caso in cui tale linea abbia una capacità di trasferimento  $C = 64$  kbit/s.

La registrazione viene memorizzata in un file con la seguente struttura:

- $t_i$  = istante di arrivo del pacchetto  $i$ -esimo (in secondi);
- $l_i$  = lunghezza del pacchetto  $i$ -esimo (in byte).

Si chiede di:

1. calcolare il coefficiente di attività e il ritmo binario medio del flusso la cui registrazione è riportata in tabella.
2. ipotizzando di voler multiplexare cinque flussi indipendenti, aventi caratteristiche uguali a quello registrato (in termini di ritmi binari medi e coefficiente di attività), calcolare la frequenza media con cui il ritmo binario risultante dalla multiplexazione dinamica di tali flussi superi il valore di 192 kbit/s.

Istante di arrivo (in secondi)	Lunghezza del pacchetto (in byte)
0	20
10	40
16	20
19	4
26	60
34	20
37	4
44	6
49	6
55	8

### III. ARCHITETTURE PROTOCOLLARI

#### ESERCIZIO 9

Si considerino i primi tre strati protocollari di un sistema di telecomunicazioni (strato di rete, strato di collegamento e strato fisico).

Lo strato di rete genera N-PDU di dimensione fissa costituite da una intestazione  $h=52$  bit e da un campo informativo  $m=300$  bit.

A livello di strato di collegamento la DL-PDU è costituita da tre campi: 1) intestazione della DL-PDU costituita da  $k=20$  bit; 2) campo per il trasferimento dell'informazione di utente costituito da  $n=11$  byte; 3) campo di correzione d'errore di 4 byte.

A livello di strato fisico si opera con uno schema di multiplexazione basato su un asse dei tempi suddiviso in intervalli temporali organizzati in trame. La trama ha durata uguale a 10 ms e contiene 13 Intervalli Temporali (IT). Gli IT hanno dimensione tale da contenere interamente una DL-PDU; uno dei 13 IT è dedicato al trasferimento di segnalazione di livello fisico.

Si chiede di calcolare:

1. la capacità complessiva di trasferimento di livello fisico;
2. la capacità di trasferimento necessaria per trasmettere una N-PDU che si presenta a cadenza di trama;
3. l'efficienza di utilizzazione statica relativa al trasferimento dei bit informativi della N-PDU di cui in 2.

#### SOLUZIONE

1. *Capacità di trasferimento di strato fisico.*

Un singolo IT di strato fisico è in grado di contenere per intero una DL-PDU. Di conseguenza il numero di bit che costituiscono un IT è dato da:

$$L=20+(11+4)*8 \text{ bit}=140 \text{ bit}$$

La capacità complessiva di strato fisico si ricava da rapporto tra il numero di bit complessivamente emesso in una trama e la durata temporale della trama stessa. Nel caso in esame si ha quindi:

$$C_{\text{fisico}}=13*L \text{ bit}/10 \text{ ms}=13*140 \text{ bit}/10 \text{ ms}=182 \text{ kbit/s.}$$

## 2. Capacità di trasferimento per una N-PDU a cadenza di trama.

La capacità di trasferimento richiesta a livello di strato fisico per il trasferimento di una N-PDU emessa a cadenza di trama è data dalla somma del numero di sub-canali di base richiesti per il trasferimento della N-PDU. Un sub-canale di base è costituito da un IT a cadenza di trama.

Dato che una N-PDU è costituita da 352 bit, il numero di DL-PDU richiesto per il trasferimento di una singola N-PDU è

$$N = \left\lceil \frac{352}{88} \right\rceil = 4$$

Si osserva che l'intera N-PDU può essere trasferita utilizzando esclusivamente il campo informativo della DL-PDU; nel caso in esame questo campo è costituito da 88 bit.

Dato che un IT accomoda esattamente una DL-PDU, il numero di IT richiesti per il trasferimento della N-PDU è quattro e quindi i subcanali di base impegnati sono altrettanti.

La capacità di un singolo sub-canale di base è

$$C_s = 140 \text{ bit}/10 \text{ ms}=14 \text{ kbit/s}$$

La capacità richiesta per il trasferimento della N-PDU emessa a cadenza di trama è quindi:

$$C=4*C_s=4*14 \text{ kbit/s}= 56 \text{ kbit/s.}$$

## 3. Efficienza di utilizzazione statica.

Per definizione l'efficienza di utilizzazione statica è data dal rapporto tra il numero di bit utili da trasferire e il numero complessivo di bit trasferiti.

Nel caso della N-PDU in esame i bit utili sono 300 mentre i bit complessivamente utilizzati sono dati da quattro volte i bit contenuti in un IT.

Di conseguenza l'efficienza è data da:

$$E=300/(4*140)=0,535$$

Come ci aspettava questo valore, rappresentando un'efficienza di utilizzazione, è minore dell'unità.

## ESERCIZIO 10

Si considerino due terminali IP interconnessi attraverso una rete a circuito. L'architettura protocollare di tali terminali è riportata in figura 9.

Siano:

- $L_{\text{UDP}}=400$  bit la dimensione massima del campo informativo dei segmenti UDP e  $H_{\text{UDP}}=20$  bit la dimensione dell'intestazione di tali segmenti;
- $L_{\text{IP}}=420$  bit la dimensione massima del campo informativo dei pacchetti IP e  $H_{\text{IP}}=40$  bit la dimensione dell'intestazione di tali pacchetti;
- $L_2=250$  bit la dimensione costante del campo informativo delle Unità Informative (UI) di strato 2 e  $H_2=10$  bit la dimensione dell'intestazione di tali unità di dati.

Si assuma a livello 1 uno schema di moltiplicazione statica con 5 Intervalli Temporal (IT) organizzati in trame, ognuna di periodo 10 ms. Un IT è in grado di trasferire per intero una UI di strato 2. Uno dei cinque IT della trama è dedicato al trasferimento delle informazioni di segnalazione di strato fisico.

Supponendo di voler trasferire un file applicativo di dimensione 3800 bit si chiede di:

1. rappresentare graficamente la struttura delle UI necessarie per il trasferimento del file nei quattro strati protocollari;
2. calcolare la percentuale di extra-informazione richiesta complessivamente (considerando quindi anche quella di strato fisico) per il trasferimento di tale file;
3. calcolare il minimo tempo necessario a trasferire tale file assumendo trascurabile il ritardo introdotto dai nodi intermedi della rete a circuito.

Nota: nel passaggio dallo strato IP allo strato 2 si operi in accordo allo schema di frammentazione proprio del protocollo IP.



Figura 9

## SOLUZIONE

## 1. Struttura delle Unità Informative nei differenti livelli protocollari.

Per il trasferimento del file applicativo di dimensione 3800 bit servono un numero di UI di strato UDP uguale a:

$$N_{UDP} = \left\lceil \frac{3800}{400} \right\rceil = 10$$

Dato che le UI di strato UDP possono avere una dimensione variabile, con dimensione massima del campo informativo di 400 bit, delle 10 UI richieste per il trasferimento del file nove saranno di dimensione massima (20 bit di intestazione e 400 di campo utile) mentre la decima avrà una dimensione di 220 bit (20 bit di intestazione e 200 di campo utile).

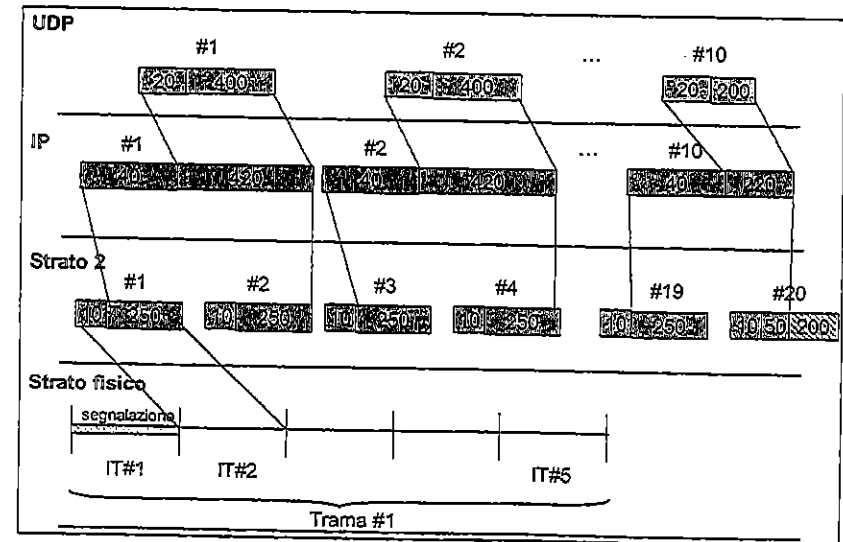
Le UI UDP costituiscono poi l'informazione utile da trasferire a livello IP, andranno quindi inserite nel campo informativo dei pacchetti IP. Dato che la dimensione massima del campo utile dei pacchetti IP è esattamente 420 bit, ogni pacchetto sarà in grado di trasportare una UI di strato UDP. Anche in questo caso il decimo pacchetto avrà una dimensione minore della massima ed uguale a 260 bit (40 bit di intestazione IP e 220 di campo utile).

Nel passaggio dallo strato IP allo strato 2 è richiesta la frammentazione dei

pacchetti IP. Infatti il campo utile delle UI di strato 2 può contenere la massimo 250 bit e non è quindi sufficiente per contenere per intero un pacchetto IP.

Nella frammentazione del pacchetto IP bisogna garantire che ogni frammento che si viene a formare sia un pacchetto autonomo ed indipendente, per questo motivo ogni frammento dovrà portare al suo interno l'intera intestazione IP. A partire quindi da un singolo pacchetto IP verranno formate due UI di strato 2. Ognuna di queste sarà costituita dalla propria intestazione ( $H_2=10$  bit) e dal campo utile di 250 bit riempito ogni volta con 40 bit di intestazione IP e 210 bit informativi del pacchetto IP. Quindi con due di queste UI si potranno trasportare i 420 bit utili del pacchetto IP.

Complessivamente le UI di livello 2 saranno quindi 20. È bene notare che la ventesima UI di strato 2 avrà un campo informativo costituito da 50 bit utili del pacchetto IP frammentato e da 200 bit di riempimento.



Infine, ogni IT di strato fisico è in grado di accomodare per intero una UI di



strato 2. Complessivamente quindi, per il trasferimento del file, saranno necessari 20 IT di strato fisico. Dato che una trama è costituita da 5 IT, di cui uno impiegato per il trasferimento di informazione di segnalazione, gli IT utili ( $IT_{ut}$ ) per trama sono solo quattro e di conseguenza il numero complessivo di trame consecutive (supposto che gli  $IT_{ut}$  siano tutti utilizzabili per il trasferimento del file in oggetto) che verranno impiegate per il file sono cinque.

### 2. Percentuale di extra-informazione richiesta per il trasferimento del file.

Il calcolo dell'extra-informazione necessaria al trasferimento del file si effettua considerando strato per strato il numero di bit che vengono aggiunti di volta in volta all'informazione utile.

A livello di strato UDP vengono aggiunti i bit delle intestazioni UDP, quindi complessivamente, dato che il numero di UI richieste è 10, l'extra-informazione a livello UDP è:

$$EX_{UDP} = 20 \cdot 10 \text{ bit} = 200 \text{ bit}$$

A livello di strato IP vengono aggiunti i bit delle intestazioni IP, quindi complessivamente, dato che il numero di UI richieste è nuovamente 10, l'extra-informazione a livello IP è:

$$EX_{IP} = 40 \cdot 10 \text{ bit} = 400 \text{ bit}$$

A livello di strato 2 vengono aggiunti i bit delle intestazioni di strato 2. In aggiunta, in seguito alla frammentazione IP vengono duplicate delle intestazioni IP, vengono aggiunti 40 bit ogni due UI di strato 2. Inoltre la ventesima UI porta anche l'extra-informazione di riempimento. Complessivamente, l'extra-informazione a livello 2 è:

$$EX_2 = 10 \cdot 20 \text{ bit} + 40 \cdot 10 \text{ bit} + 200 \text{ bit} = 800 \text{ bit}$$

Infine, come precisato precedentemente, il numero di trame coinvolte nel trasferimento del file è cinque. Dato che ogni trama porta come extra-informazione la quota di bit di controllo del canale di segnalazione, l'extra-informazione di livello fisico è data dal numero di trame per la dimensione dell'IT di segnalazione:

$$EX_1 = 260 \cdot 5 \text{ bit} = 1300 \text{ bit}$$

L'extra-informazione totale è data dalla somma:

$$E_{TOT} = EX_{UDP} + EX_{IP} + EX_2 + EX_1 = 2700 \text{ bit}$$

Se si effettua il rapporto tra  $E_{TOT}$  e il numero totale di bit trasferiti ( $3800 + 2700$ ) si ha il peso percentuale dell'extra-informazione:

$$P = 2700 / 6500 = 0,415$$

### 3. Tempo minimo richiesto per il trasferimento del file.

Il tempo minimo per il trasferimento del file attraverso la rete a circuito è dato dal tempo necessario ad emettere cinque trame consecutive. Dato che una trama viene emessa in 10 ms, il tempo necessario è esattamente 50 ms.

Questo è il valore minimo del tempo richiesto e ha validità nell'ipotesi che i nodi della rete a circuito non introducano ritardo e che ci siano cinque trame consecutive libere per il trasferimento del file in oggetto.

### ESERCIZIO 11

In uno schema di moltiplicazione dinamica con etichetta l'informazione di utente è trasferita tramite Protocol Data Unit (PDU) di lunghezza costante costituita da  $H=5$  byte di intestazione e  $L=50$  byte di campo utile. Si assuma che le Service Data Unit (SDU) che debbono essere trasferite abbiano lunghezza variabile  $X$  caratterizzata dalla distribuzione di probabilità riportata nella seguente tabella:

Lunghezza di X		Probabilità	
X1	10 byte	$P_{X1}$	0,2
X2	40 byte	$P_{X2}$	0,1
X3	150 byte	$P_{X3}$	0,3
X4	340 byte	$P_{X4}$	0,4

Si chiede di:

1. calcolare l'efficienza media di trasferimento della SDU;
2. calcolare inoltre l'efficienza nel caso in cui il campo utile delle PDU possa assumersi di lunghezza variabile con dimensione massima  $L_{max} = L = 50$  byte.

## SOLUZIONE

## 1. Efficienza media di utilizzazione (campo utile di dimensione costante).

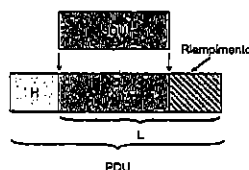
Per calcolare l'efficienza media di trasferimento è necessario derivare, per ogni possibile dimensione di SDU, il numero di PDU necessarie al trasferimento di tale SDU. In particolare si ha:

- per la SDU di dimensione di 10 byte è richiesta una sola PDU (dato che il campo utile è in grado di trasportare 50 byte);
- per la SDU di dimensione di 40 byte è richiesta nuovamente una sola PDU;
- per la SDU di dimensione di 150 byte il numero di PDU necessarie è tre;
- per la SDU di dimensione di 340 byte il numero di PDU necessarie è sette.

In generale il numero di PDU necessario al trasferimento della SDU di lunghezza  $X$  è dato da

$$N_{PDU} = \left\lceil \frac{X}{L} \right\rceil.$$

Si noti che, avendo la PDU un campo utile di dimensione fissa, nel caso in cui la SDU non occupi per intero tale campo andranno tenuti in conto nel calcolo dell'efficienza anche i "bit di riempimento" che solitamente vengono inseriti nel campo  $L$  per arrivare ad avere una PDU di dimensione costante (si veda la figura seguente).



Se indichiamo con  $N_{PDU,i}$  il numero di PDU necessarie al trasferimento della SDU di tipo  $i$  (con  $i=1,2,3,4$ ), l'efficienza è data dal rapporto tra il numero di bit utili da trasferire ( $X_i$  nel nostro caso) e il numero di bit complessivamente utilizzati ( $(H+L) \cdot N_{PDU,i}$ ).

L'efficienza media è ottenibile pesando ogni valore di efficienza che si ottiene

per ognuna delle quattro dimensioni della SDU per la probabilità di avere una SDU di tale dimensione.

Si ha quindi:

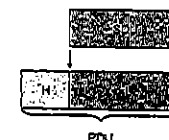
$$E = P_{x1} \frac{X1}{N_{PDU,1}(H+L)} + P_{x2} \frac{X2}{N_{PDU,2}(H+L)} + P_{x3} \frac{X3}{N_{PDU,3}(H+L)} + P_{x4} \frac{X4}{N_{PDU,4}(H+L)}$$

che dà luogo a:

$$E = 0,2 \cdot \frac{10}{55} + 0,1 \cdot \frac{40}{55} + 0,3 \cdot \frac{150}{3 \cdot 55} + 0,4 \cdot \frac{340}{7 \cdot 55} = 0,735$$

## 2. Efficienza media di utilizzazione (campo utile di dimensione variabile).

Nel caso in cui il campo utile della PDU abbia una dimensione variabile, l'espressione (ed il conseguente valore numerico) dell'efficienza media differisce dal caso precedente dato che si potranno evitare i "bit di riempimento" ed avere PDU con un campo utile riempito esclusivamente da bit della SDU (si veda la figura seguente, relativa al caso in cui  $X \leq L_{max}$ ). Se  $X > L_{max}$  si avranno un certo numero di PDU di lunghezza massima ed eventualmente un'ultima PDU di lunghezza minore di  $L_{max}$ .



In generale, per la SDU di tipo  $i$ , si avranno  $N_{PDU,i} - 1 = \left\lfloor \frac{X_i}{L_{max}} \right\rfloor - 1$  PDU di lunghezza pari ad  $L_{max}$  ed una PDU di lunghezza pari a  $X_i - (N_{PDU,i} - 1) \cdot L_{max}$  se quanto valore non è nullo.

L'espressione dell'efficienza media è quindi:

$$E = P_{x1} \frac{X1}{HN_{PDU,1} + X1} + P_{x2} \frac{X2}{HN_{PDU,2} + X2} + P_{x3} \frac{X3}{HN_{PDU,3} + X3} + P_{x4} \frac{X4}{HN_{PDU,4} + X4}$$

che dà luogo a:

$$E = 0,2 * \frac{10}{15} + 0,1 * \frac{40}{45} + 0,3 * \frac{150}{3 * 5 + 150} + 0,4 * \frac{340}{7 * 5 + 340} = 0,857.$$

Come ci si poteva aspettare in questo secondo caso si ha un'efficienza di utilizzazione maggiore del caso precedente dato che in media si impiega minor extra-informazione.

### ESERCIZI PROPOSTI

#### ESERCIZIO 12

In uno schema di moltiplicazione dinamica con etichetta l'informazione di utente è trasferita tramite PDU comprendenti  $H=6$  byte di intestazione. Si assuma che le SDU abbiano lunghezza variabile  $X$  caratterizzata dalla distribuzione di probabilità riportata di seguito.

- $X_1=10$  byte,  $p_1=0,2$
- $X_2=20$  byte,  $p_2=0,3$
- $X_3=120$  byte,  $p_3=0,5$

Si chiede di calcolare il valore medio dell'efficienza di utilizzazione della capacità di trasferimento:

1. nel caso in cui il campo utile sia di dimensione costante uguale a  $L=64$  byte;
2. nel caso in cui il campo utile sia di dimensione variabile con lunghezza massima uguale a  $L=64$  byte.

#### QUESITO 1

In un'architettura di comunicazione, le entità di un dato strato appartenenti allo stesso sistema:

- a) comunicano virtualmente tra loro, attraverso la mediazione delle entità di strato inferiore
- b) non hanno esigenze di comunicazione reciproca nell'ambito della rappresentatività del modello

- c) comunicano fisicamente tra loro

#### QUESITO 2

In un'architettura di comunicazione, le entità alla pari di un dato strato  $N$  appartenenti a sistemi diversi:

- a) comunicano direttamente tra loro
- b) comunicano direttamente solo con le entità degli strati adiacenti  $N+1$  e  $N-1$
- c) non hanno mai esigenze di comunicazione reciproca

#### QUESITO 3

In un'architettura di comunicazione, le entità appartenenti a strati adiacenti:

- a) non hanno esigenze di comunicazione reciproca
- b) comunicano virtualmente tra loro, attraverso la mediazione delle entità di strato inferiore
- c) comunicano direttamente tra loro se appartengono allo stesso sistema

#### QUESITO 4

In un "sistema di origine" di un'architettura di comunicazione di tipo stratificato, il flusso informativo attraversa i sottosistemi componenti:

- a) in senso gerarchico decrescente
- b) in senso gerarchico crescente
- c) senza seguire un particolare ordine gerarchico

#### QUESITO 5

In un "sistema di destinazione" di un'architettura di comunicazione di tipo stratificato, il flusso informativo attraversa i sottosistemi componenti:

- a) in senso gerarchico decrescente
- b) in senso gerarchico crescente
- c) senza seguire un particolare ordine gerarchico

**QUESITO 6**

In un "sistema intermedio" di un'architettura di comunicazione di tipo stratificato e con riferimento alla sua interfaccia d'ingresso, il flusso informativo attraversa i sottosistemi componenti:

- a) in senso gerarchico decrescente
- b) in senso gerarchico crescente
- c) senza seguire un particolare ordine gerarchico

**QUESITO 7**

In un "sistema intermedio" di un'architettura di comunicazione di tipo stratificato e con riferimento alla sua interfaccia di uscita, il flusso informativo attraversa i sottosistemi componenti:

- a) in senso gerarchico crescente
- b) in senso gerarchico decrescente
- c) senza seguire un particolare ordine gerarchico

**QUESITO 8**

Il servizio fornito da un generico strato è definito in modo:

- a) solo parzialmente indipendente dalle procedure con cui è effettivamente realizzato
- b) totalmente dipendente dalle procedure con cui è effettivamente realizzato
- c) del tutto indipendente dalle procedure con cui è effettivamente realizzato

**IV. ASSEGNAZIONE DELLE RISORSE****IV.1 Pre-assegnazione individuale e schemi di moltiplicazione statica****ESERCIZIO 13**

Si consideri uno schema di moltiplicazione statica a divisione di tempo con asse dei tempi suddiviso in Intervalli Temporali (IT) ed organizzazione in trama. Ciascuna trama ha una durata di  $125 \mu s$  ed è costituita da 24 IT, dei quali uno destinato alla sincronizzazione delle trame. Ogni IT è costituito da 8 bit suddivisi in 7 bit per l'informazione utente ed 1 bit per la segnalazione associata al canale d'utente.

Si supponga di dover moltiplicare flussi audio a ritmo binario variabile (VBR) caratterizzati da un ritmo binario di picco  $R_p = 192 \text{ kbit/s}$  e da un ritmo binario medio  $R_m = 150 \text{ kbit/s}$ .

Si chiede di calcolare:

1. la capacità complessiva del canale moltiplicato;
2. la capacità complessiva di ciascun sub-canale di base;
3. la capacità del canale di segnalazione associato a ciascun sub-canale di base;
4. la capacità complessiva dedicata alla sincronizzazione delle trame;
5. il numero massimo di flussi audio VBR moltiplicabili sulla linea e la corrispondente efficienza media di moltiplicazione.

**SOLUZIONE**

1. *Capacità complessiva del canale moltiplicato.*

La capacità complessiva del canale moltiplicato ( $C_m$ ) è data dal rapporto tra il numero di bit totali emessi in una trama e la durata temporale della trama stessa. Si ha quindi:

$C_m = (\text{numero di IT}) \cdot (\text{numero di bit in un IT}) / \text{durata della trama} = 24 \cdot 8 \text{ bit} / 125 \mu\text{s}$   
 $C_m = 1536 \text{ kbit/s}$ .

#### 2. Capacità complessiva di ciascun sub-canale di base.

Un sub-canale di base è costituito da un IT ripetuto a cadenza di trama. La relativa capacità ( $C_s$ ) è data dal rapporto tra il numero di bit in un IT e la durata temporale della trama. Si ha quindi:

$C_s = \text{numero di bit in un IT} / \text{durata della trama} = 8 \text{ bit} / 125 \mu\text{s} = 64 \text{ kbit/s}$ .

#### 3. Capacità del canale di segnalazione associato a ciascun sub-canale di base.

Ciascun sub-canale di base è in grado di trasferire in ogni trama un bit per l'informazione di segnalazione. Questo bit è inserito nell'IT insieme ai sette bit utili d'utente. La capacità del canale di segnalazione associato ad ogni sub-canale di base è data da:

$C_{\text{segn}} = \text{numero di bit di segnalazione in un IT} / \text{durata della trama} = 1 \text{ bit} / 125 \mu\text{s} = 8 \text{ kbit/s}$ .

#### 4. Capacità complessiva dedicata alla sincronizzazione delle trame.

La sincronizzazione delle trame è ottenuta impiegando un IT per trama. Di conseguenza la capacità del canale di sincronizzazione è identica a quella di un sub-canale di base

$C_{\text{sinc}} = \text{numero di bit in un IT} / \text{durata della trama} = 8 \text{ bit} / 125 \mu\text{s} = 64 \text{ kbit/s}$ .

#### 5. Numero massimo di flussi audio VBR moltiplicabili sulla linea e corrispondente efficienza media di moltiplicazione.

Ogni sub-canale di base ha una capacità netta per il trasferimento delle informazioni di utente data dal rapporto dei bit impiegabili per l'informazione di utente e la durata della trama. Questa capacità è quindi di:

$C_{\text{u-net}} = \text{numero di bit utili in un IT} / \text{durata della trama} = 7 \text{ bit} / 125 \mu\text{s} = 56 \text{ kbit/s}$ .

Per trasferire il flusso VBR caratterizzato dal ritmo di picco di 192 kbit/s sono

richiesti un numero di sub-canali di base pari a:

$$N = \left\lceil \frac{192}{56} \right\rceil = 4$$

Dato che si sta operando con uno schema di moltiplicazione statica e pre-assegnazione individuale delle risorse questi quattro sub-canali di base sono dedicati intermente al trasferimento di un singolo flusso VBR.

In totale quindi il numero di flussi VBR che possono essere moltiplicati sulla linea sono cinque.

L'efficienza media di utilizzazione della linea moltiplicata è data dal rapporto tra il numero di IT occupati ( $5 \cdot 4$ ) e il numero complessivo di IT disponibili in una trama per l'informazione d'utente (23) moltiplicato per l'efficienza media di utilizzazione di un insieme di quattro sub-canali di base da parte di un flusso VBR. Nel caso in esame quattro sub-canali sono in grado di trasferire ad un ritmo di  $56 \cdot 4 \text{ kbit/s} = 224 \text{ kbit/s}$ . Il ritmo medio di emissione della sorgente è invece 150 kbit/s. Di conseguenza l'insieme dei quattro sub-canali di base è utilizzato mediamente al  $(150/224) \cdot 100 = 66\%$ .

Complessivamente l'efficienza di utilizzazione media è:

$$E = 0,66 \cdot 20/23 = 0,58.$$

#### ESERCIZIO 14

Si consideri uno schema di moltiplicazione a divisione di tempo con asse dei tempi suddiviso in intervalli temporali (IT) e con organizzazione in trama (si veda la figura 10). Le trame-base sono costituite da 24 IT. Ogni IT è costituito da 14 bit suddivisi in due campi distinti: un campo A di lunghezza  $L_A = 8$  bit e un campo B di lunghezza  $L_B = 6$  bit. All'inizio di ogni trama-base è inserito un campo, indicato con P, per la parola di allineamento di lunghezza  $L_P = 8$  bit. La trama-base ha durata  $T_{\text{trama}} = 0,5$  ms. Lo schema di moltiplicazione prevede che ad un generico utente venga assegnato, in modo individuale, un IT a cadenza di trama.

Il campo A viene utilizzato esclusivamente per il trasferimento di informazioni d'utente di tipo "vocale" (o di fonìa). Il campo B viene utilizzato per il trasferimento

sia di informazioni di segnalazione sia di informazioni d'utente di tipo "dati". Le informazioni di segnalazione relative ai 24 canali per fonia vengono trasferite in modalità associata al canale impiegando, per ogni canale di fonia, il campo B dell'IT a cadenza di multitrama. Una multitrama è costituita a 8 trame-base. Nelle trame della multitrama non impiegate per la segnalazione d'utente, il canale B viene utilizzato per trasferimento di informazione di tipo "dati".

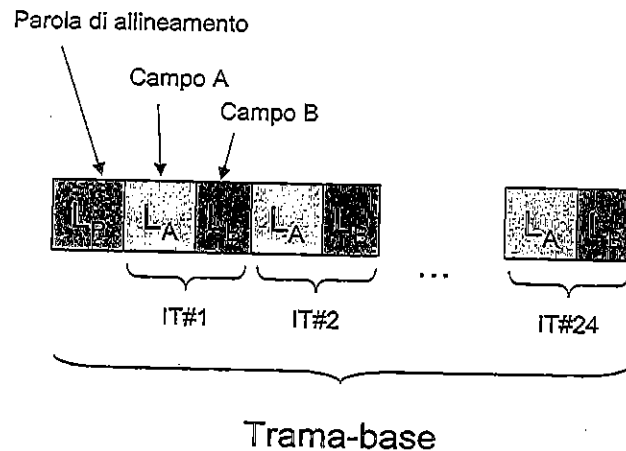


Figura 10

Si chiede di calcolare:

1. la capacità complessiva del sub-canale di base;
2. la capacità del sub-canale di base per il trasferimento delle informazioni vocali;
3. la capacità del canale di segnalazione associato ad un generico canale per fonia;
4. la capacità del sub-canale di base per il trasferimento dei dati d'utente;
5. la capacità complessiva del canale multiplo.

## SOLUZIONE

## 1. Capacità complessiva del sub-canale di base.

La capacità di un sub-canale fisico di base è data dal rapporto tra il numero totale di bit in un IT e la durata della trama-base. Nel caso in esame quindi la capacità è:

$$C_s = (L_A + L_B) / T_{trama} = 14 \text{ bit} / 0,5 \text{ ms} = 28 \text{ kbit/s}$$

In alternativa tale capacità può essere ricavata moltiplicando la capacità complessiva del canale multiplo  $C_m$  per il rapporto tra il numero di bit in un IT ed il numero di bit complessivo di una trama.

## 2. Capacità del sub-canale di base per il trasferimento delle informazioni vocali.

Le informazioni vocali o di fonia di un singolo utente vengono trasferite nel campo A dell'IT. La capacità a disposizione per il trasferimento di tali informazioni è quindi una frazione della capacità del sub-canale fisico di base.

Questa capacità può essere ricavata in due modi distinti:

- moltiplicando la capacità  $C_s$  per il rapporto tra il numero di bit del campo A e il numero di bit complessivo in un IT:

$$C_{tonia} = C_s * 8 / 14 = 16 \text{ kbit/s}$$

- effettuando il rapporto tra il numero di bit del campo A e la durata della trama-base che rappresenta il periodo di ripetizione con cui vengono trasmessi i bit di fonia dell'utente:

$$C_{tonia} = 8 \text{ bit} / 0,5 \text{ ms} = 16 \text{ kbit/s.}$$

## 3. Capacità del canale di segnalazione associato ad un canale per fonia.

La segnalazione viene trasferita nel campo B dell'IT assegnato all'utente (modalità associata al canale) con ripetizione di periodo pari ad una multi-trama. Dato che la multi-trama è costituita da otto trame base ciò vuol dire che un utente occupa il campo B del proprio IT ogni otto trame con le informazioni di segnalazione. Nelle restanti sette trame della multi-trama può invece impiegare il

campo B per le informazioni di tipo "dati".

Di conseguenza il canale fisico di segnalazione avrà una capacità data dal rapporto tra il numero di bit del campo B e la durata della multitrama:

$$C_{\text{segn}} = L_B / (8 * T_{\text{trama}}) = 6 \text{ bit} / (8 * 0,5 \text{ ms}) = 1,5 \text{ kbit/s}$$

#### 4. Capacità del sub-canale di base per il trasferimento dei dati d'utente.

Come illustrato nel punto precedente i dati d'utente possono essere inseriti nel campo B in sette trame su otto.

La capacità fisica che può quindi assegnata ad un singolo utente per il trasferimento delle proprie informazioni "dati" è ricavabile come:

- rapporto tra il numero complessivo di bit in una multitrama dedicato ai "dati" e durata della multitrama:

$$C_{\text{dati}} = (L_B * 7) / (8 * T_{\text{trama}}) = 10,5 \text{ kbit/s}$$

- prodotto della capacità di segnalazione  $C_{\text{segn}}$  per il numero di volte in cui questa è utilizzata per il trasferimento dei "dati" d'utente:

$$C_{\text{dati}} = 7 * C_{\text{segn}} = 10,5 \text{ kbit/s.}$$

#### 5. Capacità complessiva del canale multiplato.

Infine la capacità complessiva del canale multiplato è ottenibile sommando il numero di bit presenti in una trama-base e dividendo questo valore per la durata della trama stessa:

$$C_m = [(L_A + L_B) * 24 + L_P] / T_{\text{trama}} = 344 \text{ bit} / 0,5 \text{ ms} = 688 \text{ kbit/s.}$$

Si noti che nei bit totali di una trama base vanno tenuti in conto sia i bit dei 24 IT che i bit della parola di allineamento.

Come verifica si può ricalcolare la capacità di un sub-canale fisico di base come prodotto tra  $C_m$  ed il rapporto tra il numero di bit in un IT ed il numero di bit complessivo di una trama ( $L_{\text{tot}}$ ):

$$C_s = C_m * (L_A + L_B) / L_{\text{tot}} = (688 \text{ kbit/s}) * 14 / 344 = 28 \text{ kbit/s.}$$

### ESERCIZIO 15

Una multiplazione statica opera su un canale suddiviso in Intervalli Temporal (IT) e organizzato in trame. La trama ha la durata di 0,5  $\mu$ s e contiene 8 IT. Ciascun IT contiene 10 bit.

Si chiede di calcolare:

1. il valore della capacità complessiva del canale multiplato;
2. il numero di IT che debbono essere assegnati per servire con sovrasmultiplazione una sorgente continua che emette al ritmo binario di 35 Mbit/s;
3. il numero di trame-base di cui è composta la multitrama se si vuole servire una sorgente informativa continua che emette al ritmo binario di 5,1 Mbit/s operando una sotto-multiplazione con l'assegnazione di un IT a cadenza di multitrama,
4. il numero di bit che devono essere assegnati in un IT a periodicità di trama-base se si vuole servire la stessa sorgente continua di cui in 3 operando una sotto-multiplazione a frazione di slot.

### SOLUZIONE

#### 1. Capacità complessiva del canale multiplato.

La capacità complessiva di un canale multiplato è definita come:

$$C = \frac{L_{\text{trama}}}{T_{\text{trama}}}$$

essendo  $L_{\text{trama}}$  la lunghezza in bit della trama base e  $T_{\text{trama}}$  la durata della trama stessa.

$$\text{Quindi si ha: } C = \frac{8 * 10 \text{ bit}}{0,5 * 10^{-6} \text{ s}} = 160 * 10^6 \frac{\text{bit}}{\text{s}} = 160 \text{ Mbit/s}$$

#### 2. Numero di IT necessari per la sovrasmultiplazione.

Il numero di IT necessari per la sovrasmultiplazione si ottiene dal rapporto tra il

ritmo binario  $F$  della sorgente (CBR) e la capacità del subcanale di base  $C_s$ .

Essendo:

$$C_s = \frac{L_s}{T_{trama}} = \frac{10 \text{ bit}}{0,5 \cdot 10^{-6} \text{ s}} = 20 \text{ Mbit/s}$$

con  $L_s$  lunghezza dello slot in bit e  $T_{trama}$  la durata della trama in secondi si avrà:

$$n_{IT} = \left\lceil \frac{F}{C_s} \right\rceil = \left\lceil \frac{35 \text{ Mbit/s}}{20 \text{ Mbit/s}} \right\rceil = 2.$$

Si noti che è necessario calcolare la parte intera superiore in quanto serve assegnare il minimo numero intero di canali in grado di soddisfare il requisito della sorgente.

### 3. Numero di trame base necessarie per la sotto-multiplicazione a multitrama.

Volendo operare una sottomultiplicazione a multitrama è necessario stabilire ogni quante trame deve essere assegnato l'IT affinché si possa ottenere la capacità richiesta dalla sorgente considerando il rapporto tra la capacità del subcanale di base  $C_s$  ed il ritmo binario  $F$  della sorgente (CBR). In questo caso si deve calcolare la parte intera inferiore.

Quindi:

$$n_{trama} = \left\lfloor \frac{C_s}{F} \right\rfloor = \left\lfloor \frac{20 \text{ Mbit/s}}{5,1 \text{ Mbit/s}} \right\rfloor = 3 \text{ trame}.$$

### 4. Numero di bit necessari per la sotto-multiplicazione a frazione di slot.

Volendo operare una sottomultiplicazione a frazione di slot è necessario stabilire quanti bit si devono assegnare in ciascuno slot affinché si raggiunga il ritmo binario richiesto  $F=5,1$  Mbit/s. Serve quindi una porzione di slot proporzionale al ritmo binario della sorgente

Si avrà:

$$n_{bit} = \left\lceil \frac{L_s \cdot F}{C_s} \right\rceil = \left\lceil \frac{10 \text{ b} \cdot 5,1 \text{ Mbit/s}}{20 \text{ Mbit/s}} \right\rceil = 3 \text{ bit}.$$

## ESERCIZI PROPOSTI

### ESERCIZIO 16

Un sistema di trasmissione radio impiega uno schema di accesso multiplo del tipo CDMA-TDMA in cui si opera una moltiplicazione statica. Nel dominio del codice sono disponibili 10 codici distinti per la trasmissione contemporanea da parte degli utenti del sistema. Nel dominio del tempo sono disponibili 5 Intervalli Temporal (IT) distinti strutturati in trama.

Sia assuma che: i) la trama abbia una durata di 40 ms; ii) le unità informative di base costituite da una coppia tempo-codice (IT-codice) siano costituite da  $H=20$  byte di intestazione e da  $L=60$  byte di campo informativo; iii) per il trasporto di informazioni di segnalazione di sistema si operi su una multitrama di periodo uguale a 20 trame dedicando per intero il primo codice della trama a cadenza di multi-trama per la trasmissione di tali informazioni.

Si chiede di calcolare:

1. la capacità del canale di base costituito da una coppia IT-codice;
2. la capacità netta del canale di base utilizzabile per il trasferimento di informazioni d'utente;
3. la capacità complessiva del sistema;
4. la capacità del canale di segnalazione di sistema.

## IV.2 Pre-assegnazione collettiva e schemi di moltiplicazione dinamica

### ESERCIZIO 17

Si consideri, nell'ambito di un servizio di trasferimento con connessione, una operazione di moltiplicazione dinamica effettuata su un canale avente capacità di



trasferimento  $C = 2 \text{ Mbit/s}$ .

In tale sistema dovranno essere multiplati due classi di sorgenti:

- Classe 1: sorgenti a ritmo binario costante pari a  $64 \text{ kbit/s}$ ;
- Classe 2: sorgenti del tipo ON-OFF caratterizzate da una frequenza di emissione durante il periodo di ON di  $32 \text{ kbit/s}$ , durata media del periodo di ON  $T_{ON}=10 \text{ s}$  e durata media del periodo di OFF  $T_{OFF}=30 \text{ s}$ .

Si indichi con  $N_x$  il numero di sorgenti appartenenti alla classe  $x$ , con  $x=1,2$ .

Assumendo un criterio di pre-assegnazione collettiva su base banda media, con il vincolo che il coefficiente di utilizzazione del canale multiplato sia minore o uguale a  $0,75$ , si chiede di:

1. rappresentare in un grafico avente come ascisse  $N_1$  e come ordinate  $N_2$ , l'insieme delle coppie  $N_1$  e  $N_2$  che possono essere accettate nel sistema.

### SOLUZIONE

#### 1. Rappresentazione grafica.

In accordo ad criterio di pre-assegnazione collettiva su base banda media è necessario verificare che la somma dei ritmi binari medi delle sorgenti che verranno multiplati dinamicamente sul canale condiviso non superi la capacità di trasferimento  $C$  del canale. Inoltre, come specificato nel testo, per contenere i ritardi di multiplazione (nel caso in cui si volessero risolvere le contese di utilizzazione con modalità ad attesa pura) il canale multiplato dovrà essere utilizzato per una percentuale di tempo minore del 100% (in altri termini il coefficiente di utilizzazione medio del canale dovrà essere minore di 1). La capacità effettivamente a disposizione non sarà quindi  $C$  ma sarà data dal prodotto di  $C$  per il coefficiente di utilizzazione massimo consentito ( $0,75$  nel caso in esame).

Date quindi  $N$  sorgenti e detta  $R_{m,i}$  la frequenza media di trasferimento (in bit/s) della sorgente  $i$ -esima, la regola che andrà verificata nel caso di pre-assegnazione collettiva su base banda media è:

$$\sum_{i=1}^N R_{m,i} \leq C' = \rho C$$

ove  $\rho$  rappresenta il coefficiente di utilizzazione medio (massimo) consentito per la linea multiplata.

Nell'esercizio esistono due classi di sorgenti.

La classe 1 è caratterizzata da sorgenti aventi un ritmo binario medio coincidente con il ritmo binario di picco (dato che si tratta di sorgenti a ritmo binario costante) ed uguale quindi a  $R_{m,1} = 64 \text{ kbit/s}$ .

La classe 2 include invece sorgenti a ritmo binario variabile di tipo ON-OFF. Il ritmo binario medio è dato dal prodotto del ritmo binario di picco  $R_{p,2} = 32 \text{ kbit/s}$  per il coefficiente di attività della sorgente. Quest'ultimo è ricavabile facendo il rapporto tra la durata media del periodo di ON e la somma delle durate dei periodo di ON e di OFF. Si ha quindi:

$$R_{m,2} = R_{p,2} \frac{T_{ON}}{T_{ON} + T_{OFF}} = \frac{32 \text{ kbit/s}}{4} = 8 \text{ kbit/s}.$$

Sul piano andranno quindi trovate tutte le possibili coppie  $(N_1, N_2)$  tali per cui sia verificato:

$$N_1 \cdot R_{m,1} + N_2 \cdot R_{m,2} \leq 0,75 \cdot C \quad (1)$$

Da cui

$$N_1 \cdot 64 + N_2 \cdot 8 \leq 1500$$

Se  $N_2=0$  il numero massimo di sorgenti della classe 1 multiplabili sulla linea è

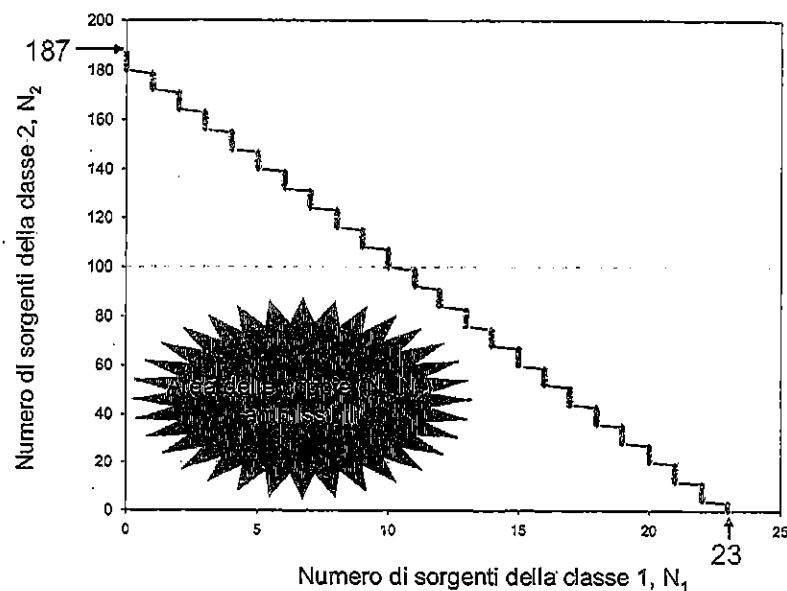
$$N_1 = \left\lfloor \frac{1500}{64} \right\rfloor = 23.$$

Se invece  $N_1=0$  il numero massimo di sorgenti della classe 2 multiplabili sulla linea è

$$N_2 = \left\lfloor \frac{1500}{8} \right\rfloor = 187.$$

Si noti che in entrambi i casi si è effettuata l'operazione di parte intera inferiore dato che le coppie  $(N_1, N_2)$  devono essere sempre coppie di numeri interi (rappresentano infatti il numero di sorgenti).

Rappresentando nel grafico le coppie ammissibili avremo che queste si troveranno nell'area indicata nella seguente figura o lungo la linea a gradini. La linea a gradini rappresenta possibili coppie di interi che soddisfano il vincolo di cui in (1).



### ESERCIZIO 18

Si consideri la rete a pacchetto mostrata in figura 11 in cui viene adottato un modo di trasferimento con connessione.

Le capacità di trasferimento dei rami della rete sono riportate nella tabella.

Il terminale A genera tre flussi di dati ciascuno caratterizzato da un ritmo binario di picco  $R_p = 600$  kbit/s e un coefficiente di attività uguale a 0,4. Due flussi sono diretti da A a C e un terzo flusso da A a B.

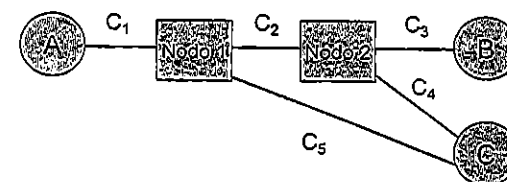


Figura 11

C1	1 Mbit/s
C2	600 kbit/s
C3	500 kbit/s
C4	300 kbit/s
C5	300 kbit/s

Assumendo di dover assegnare le risorse di rete in accordo ad un criterio di pre-assegnazione collettiva su base banda media ed imponendo che l'utilizzazione dei rami della rete rimanga inferiore all'85%, si chiede di:

1. precisare se (e in accordo a quale instradamento) è possibile instaurare contemporaneamente due circuiti virtuali da A verso C ed un circuito virtuale da A verso B tali da supportare i tre flussi di dati generati da A;
2. mostrare un esempio di struttura delle tabelle di attraversamento in corrispondenza dei due nodi di transito, indicando, in ognuna di queste, possibili identificativi di canale logico.

### SOLUZIONE

1. *Instaurazione dei circuiti virtuali.*

Considerando che l'utilizzazione media dei rami della rete non deve superare l'85%, le capacità effettivamente disponibili per allocare le risorse su tali rami sono ottenute moltiplicando i valori della tabella per 0,85. Indichiamo con  $C'_x$  la capacità

utilizzabile sul ramo x (detta nel seguito capacità netta):

- $C'_1 = 850$  kbit/s
- $C'_2 = 510$  kbit/s
- $C'_3 = 425$  kbit/s
- $C'_4 = 255$  kbit/s
- $C'_5 = 425$  kbit/s

In accordo ad un criterio di allocazione delle risorse su base banda media andrà quindi verificato che la somma dei ritmi binari medi dei flussi che transitano su ogni ramo della rete sia minore o uguale alla capacità netta del ramo. In generale detto  $N_x$  il numero di flussi che transita sul ramo x deve essere verificato che:

$$\sum_{i=1}^{N_x} R_{m,i} \leq C'_x = \rho_x C_x \quad (1)$$

dove  $\rho_x$  rappresenta il coefficiente di utilizzazione medio imposto per il ramo x (nel caso in esame 0,85)

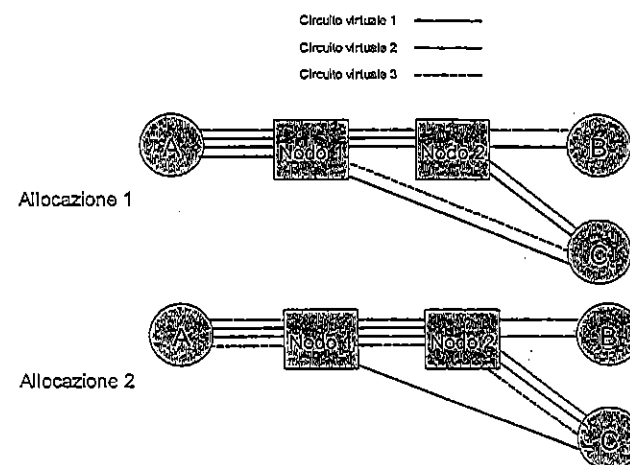
Il ritmo binario medio di ognuno dei tre flussi che devono essere accomodati nella rete è ottenibile moltiplicando il ritmo binario di picco del singolo flusso per il relativo coefficiente di attività. Si ha quindi:

$$R_m = R_p \cdot 0,4 = 240 \text{ kbit/s}$$

Si tratta quindi di verificare se esistono tre possibili instradamenti tali da supportare le tre relazioni di traffico richieste nell'esercizio senza superare le capacità nette disponibili su ogni ramo.

Nella seguente figura vengono riportate due possibili alternative per l'allocazione delle risorse ai tre flussi.

Verifichiamo se la prima alternativa è compatibile con il vincolo (1).



- Sul ramo 1 (da A al nodo 1) transiteranno tutti e tre i flussi. La somma dei tre ritmi binari medi è 720 kbit/s che risulta minore della capacità netta  $C'_1 = 850$  kbit/s.
- Sul ramo 2 (dal nodo 1 al nodo 2) transiteranno due dei tre flussi (quello da A a B e uno dei due da A a C). La somma dei due ritmi binari medi è 480 kbit/s che risulta minore della capacità netta  $C'_2 = 510$  kbit/s.
- Sul ramo 3 (dal nodo 2 a B) transiterà solo il flusso da A a B il cui ritmo binario medio è  $R_m < C'_3 = 425$  kbit/s.
- Sul ramo 4 (dal nodo 2 a C) transiterà solo uno dei due flussi da A a C il cui ritmo binario medio è  $R_m < C'_4 = 255$  kbit/s.
- Infine sul ramo 5 (dal nodo 1 a C) transiterà uno dei due flussi da A a C il cui ritmo binario medio  $R_m$  risulta minore di  $C'_5 = 255$  kbit/s.

In accordo a queste osservazioni si può quindi concludere che l'allocazione 1 risulta possibile.

Verifichiamo poi se anche la seconda alternativa risulta attuabile. La differenza rispetto all'allocazione 1 è che entrambi i flussi da A a C percorrono lo stesso cammino. Ciò comporta che questi due flussi gravano contemporaneamente sia

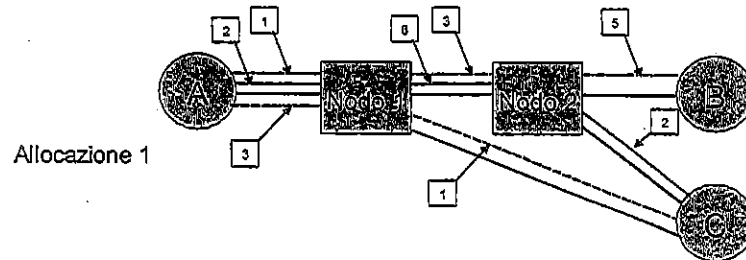
sul ramo 2 che sul ramo 4.

Sul ramo 2 si avrebbe quindi un ritmo binario medio complessivo pari a  $3 \cdot R_m = 720$  kbit/s che risulta maggiore della capacità netta  $C_2 = 510$  kbit/s. Inoltre anche il ritmo binario medio che graverebbe sul ramo 4 risulterebbe maggiore della capacità disponibile ( $480$  kbit/s  $>$   $255$  kbit/s). Risulta quindi impossibile allocare le risorse della rete in accordo a questa seconda alternativa. Si noti infine che anche l'alternativa in cui i due flussi da A a C vengono instradati contemporaneamente sul ramo 5 risulta inattuabile.

## 2. Struttura delle tabelle di instradamento.

In accordo a quanto visto nel punto precedente ipotizziamo che i tre circuiti virtuali vengano instaurati secondo lo schema di allocazione 1. Le tabelle di instradamento dei due nodi dovranno quindi mettere in corrispondenza gli identificativi di canale logico che vengono assegnati ai tre flussi in ingresso ed in uscita da ognuno dei due nodi.

Un ipotesi di identificativi logici è quella riportata in figura:



Si noti che su ogni ramo della rete gli identificativi possono essere assegnati indipendentemente dagli altri rami. L'unico vincolo è che circuiti virtuali diversi che attraversano lo stesso ramo abbiano identificativi distinti in corrispondenza di tale ramo.

Le tabelle di attraversamento sono costituite da tante righe quante sono le linee di ingresso del nodo e tante colonne quante sono le linee di uscita. In corrispondenza di un punto di incrocio tra linea di ingresso e linea di uscita viene

riportata la corrispondenza tra identificativo di canale logico in ingresso ed identificativo di canale logico in uscita. Le due tabelle nei due nodi di rete sono riportate qui di seguito.

Nel nodo 1 la tabella indica che in corrispondenza della linea di ingresso 1 (unica linea nell'esempio in esame) i pacchetti con identificativo di canale logico 1 andranno instradati sulla linea di uscita 2 con identificativo di canale logico 3. Pacchetti che invece in ingresso portano un identificativo di canale logico 3 andranno instradati sulla linea di uscita 2 con identificativo 1.

Un circuito virtuale è poi dato da una sequenza di identificativi di canale logico. Nel caso in esame il circuito virtuale da A a B è costituito dalla sequenza di identificativi 1-3-5.

Linea di Ingresso \ Linea di uscita	#1	#2
#1	1→3 2→6	3→1
#2		

Nodo 1

Linea di Ingresso \ Linea di uscita	#1	#2
#1	3→5	
#2	6→2	

Nodo 2

## ESERCIZIO 19

Si considerino due sotto-reti IP interconnesse attraverso un Router come in figura 12. Ognuna delle due sotto-reti ha una topologia ad anello costituita da un unico mezzo trasmissivo unidirezionale di capacità  $C_A = 50$  bit/s e  $C_B = 80$  bit/s rispettivamente. In ognuna delle due sotto-reti si opera, a livello IP, una moltiplicazione dinamica con pre-assegnazione collettiva su base banda media.

In un'ora vengono registrati i datagrammi IP trasmessi da ogni Host di ciascuna delle due sotto-reti A e B; da tale registrazione si ricavano gli istogrammi sulle dimensioni dei datagrammi (intestazione e campo informativo) riportati nelle figure

12.A e 12.B rispettivamente.

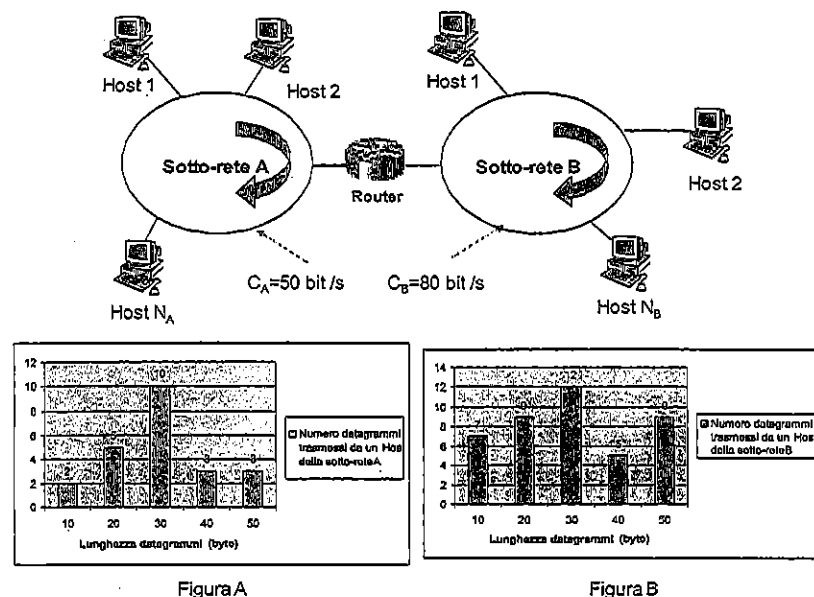


Figura 12

Assumendo che:

- l'istogramma di figura 12.A possa essere rappresentativo del traffico generato in un'ora da un generico Host della sotto-rete A;
- l'istogramma di figura 12.B possa essere rappresentativo del traffico generato in un'ora da un generico Host della sotto-rete B;
- il segmento di interconnessione tra le due sotto-reti ed il Router non siano colli di bottiglia del sistema;

si chiede di:

- calcolare il numero massimo di Host  $N_A$  e  $N_B$  a cui possono essere pre-assegnate contemporaneamente le risorse delle due sotto-reti limitando l'utilizzazione media della capacità  $C_A$  ad un valore di 0,75 e della capacità  $C_B$

ad un valore di 0,5. Si assuma che il 20 % del traffico generato nella sotto-rete A sia diretto alla sotto-rete B e il 60 % del traffico generato nella sotto-rete B sia diretto alla sotto-rete A;

- riportare in figura 12 un esempio di indirizzi IP associati agli Host delle due sotto-reti e al Router.

### SOLUZIONE

- Numero Host  $N_A$  e  $N_B$ .

Per ricavare il numero massimo di Host a cui possono essere pre-assegnate, su base banda media, le risorse della rete, è necessario innanzitutto derivare il ritmo binario medio di emissione del generico Host delle due sotto-reti.

Il ritmo binario medio è ottenibile utilizzando gli istogrammi di figura 12.A e 12.B. Per il generico Host della sotto-rete A il ritmo binario medio  $R_{m,A}$  è dato dal rapporto tra il numero di bit emessi complessivamente nell'ora di misurazione del traffico e la durata stessa della misurazione. Si ha quindi:

$$R_{m,A} = \frac{(2 \cdot 10 + 5 \cdot 20 + 10 \cdot 30 + 3 \cdot 40 + 3 \cdot 50) \cdot 8 \text{ bit}}{3600 \text{ s}} = \frac{5520 \text{ bit}}{3600 \text{ s}} = 1,53 \text{ bit/s}.$$

Analogamente, per il generico Host della sotto-rete B si ha:

$$R_{m,B} = \frac{(7 \cdot 10 + 9 \cdot 20 + 12 \cdot 30 + 5 \cdot 40 + 9 \cdot 50) \cdot 8 \text{ bit}}{3600 \text{ s}} = \frac{10080 \text{ bit}}{3600 \text{ s}} = 2,8 \text{ bit/s}.$$

Affinché possano essere pre-assegnate contemporaneamente le risorse su base banda media in entrambe le sotto-reti dovrà essere verificato che la somma (in termini di ritmi binari medi) del traffico emesso complessivamente dagli Host della sotto-rete A e del traffico emesso dagli Host della sotto-rete B e diretto alla sotto-rete A non superi la porzione di capacità di trasferimento della sotto-rete stessa ( $0,75 \cdot C_A$ ) e che la somma del traffico emesso complessivamente dagli Host della sotto-rete B e del traffico emesso dagli Host della sotto-rete A e diretto alla sotto-rete B non superi la porzione di capacità di trasferimento della sotto-rete B ( $0,6 \cdot C_B$ ). In formule si ha:

$$\begin{cases} N_A * R_{m,A} + 0,6 * N_B * R_{m,B} \leq 0,75 * C_A \\ N_B * R_{m,B} + 0,2 * N_A * R_{m,A} \leq 0,6 * C_B \end{cases}$$

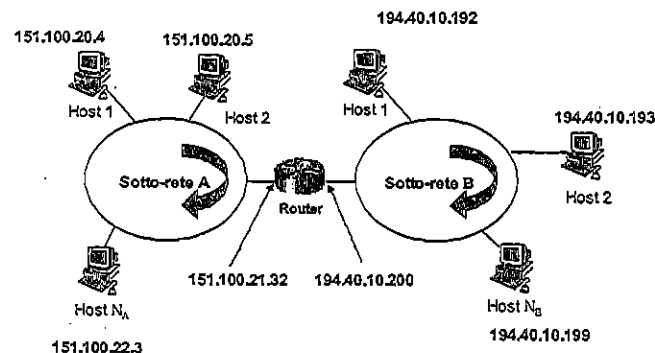
Il numero massimo di Host nelle sue sotto-reti si ricava risolvendo il sistema nel caso in cui si pone il segno di uguaglianza nelle due disequazioni.

Si ha quindi:

- $N_A=9$  Host;
- $N_B=13$  Host.

## 2. Indirizzi IP associati agli Host e al Router.

Gli indirizzi IP associabili agli Host delle due sotto-reti devono avere uguale la parte NET\_ID se appartengono alla stessa sotto-rete; in quest'ultimo caso differiranno solo nella parte HOST\_ID. Per quanto riguarda il Router questo dovrà essere caratterizzato da due indirizzi IP, uno per ognuna delle due sotto-reti a cui è connesso, aventi la parte NET\_ID comune a quella degli Host della sotto-rete con cui si interfaccia. Assumendo ad esempio che la sotto-rete A abbia indirizzi di classe B e la sotto-rete B indirizzi di classe C un possibile schema è:



## ESERCIZIO 20

Lo schema di accesso multiplo adottato in una rete radio-mobile è del tipo TDMA/FDMA. La trama base associata ad una sotto-banda nel dominio delle

frequenze è costituita da 8 Intervalli Temporal (IT) e ha una durata di 4,615 ms. Ogni IT è costituito da 148 bit di cui 114 per il trasferimento di bit informativi e gli altri dedicati al trasferimento di informazioni di controllo (si veda la figura 13).

Tale interfaccia fisica viene utilizzata per supportare un servizio di trasferimento a pacchetto con assegnazione delle risorse a domanda. Un'unità di dati dello strato di collegamento, avente dimensione complessiva di 456 bit, viene suddivisa in quattro unità informative (dette burst radio). Un burst radio occupa per intero il campo utile di un IT della trama. Lo schema base di multiplexing prevede che un utente abbia assegnato un singolo IT per trama. Nella multiplexing base, i quattro burst radio derivanti dalla segmentazione di una unità di strato di collegamento vengono trasmessi quindi in quattro trame consecutive dell'interfaccia fisica di cui sopra.

Per consentire una maggiore dinamicità lo stesso IT può essere assegnato a utenti diversi contemporaneamente attivi mediante una sotto-multiplexing basata sul concetto di multitrama (fino ad un massimo di sei utenti per IT) ed inoltre allo stesso utente possono essere assegnati più IT (fino a otto) in una trama.

Si chiede di:

1. calcolare la capacità di trasferimento che un utente ha a disposizione nel caso di multiplexing base;
2. calcolare le capacità massima e minima di cui un utente può usufruire a livello di strato di collegamento e le corrispondenti capacità di strato fisico;
3. indicare la percentuale di extra-informazione necessaria per trasferire una unità informativa di strato di rete di 1000 byte qualora si adotti lo schema di multiplexing base.

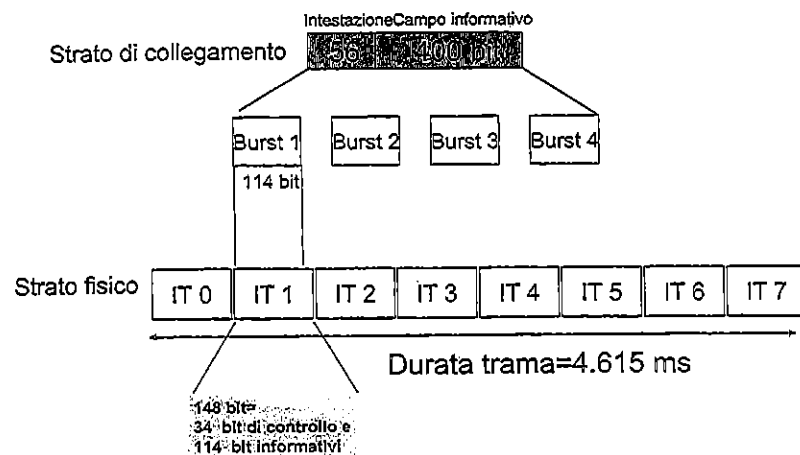


Figura 13

**SOLUZIONE****1. Capacità nel caso di multiploazione base (strato di collegamento e fisico).**

Quando si adotta lo schema di multiploazione base un utente ha a disposizione un IT a cadenza di trama. A livello quindi di strato di collegamento l'utente è in grado di trasferire una DL-PDU ogni quattro trame. La capacità netta (intesa come capacità di trasferimento di bit utili) che ha quindi a disposizione a livello di strato di collegamento è:

$$C_{base, coll} = 400 \text{ bit} / (4 * 4,615 \text{ ms}) = 21,66 \text{ kbit/s}$$

A livello di strato fisico il trasferimento di una DL-PDU richiede il trasferimento di 148 bit ogni trama-base, la capacità di strato fisico è quindi:

$$C_{base, fisico} = 148 \text{ bit} / 4,615 \text{ ms} = 32,06 \text{ kbit/s}$$

**2. Capacità massima e minima (strato di collegamento e fisico).**

La capacità massima di trasferimento di cui può usufruire un utente a livello di

strato di collegamento è quella derivante dal caso in cui all'utente vengano assegnati tutti gli otto IT di una trama. In questo caso l'utente sarà in grado di trasferire due DL-PDU in una stessa trama. La capacità netta che ha quindi a disposizione a livello di strato di collegamento è:

$$C_{max, coll} = 2 * 400 \text{ bit} / (4,615 \text{ ms}) = 173,34 \text{ kbit/s}$$

A livello di strato fisico la capacità massima che potrà essere assegnata all'utente è l'intera capacità del canale moltiplicato:

$$C_{max, fisico} = 8 * 148 \text{ bit} / 4,615 \text{ ms} = 256,55 \text{ kbit/s}$$

La capacità minima è ottenibile quando lo stesso IT della trama base è condiviso (sotto-multiploato) da sei utenti distinti. Lo stesso utente avrà quindi a disposizione il dato IT ogni 6 trame base. Per il trasferimento della DL-PDU (dei quattro burst radio) saranno quindi necessarie 24 trame base. La corrispondente capacità netta, misurata a livello di strato di collegamento, è:

$$C_{min, coll} = 400 \text{ bit} / (24 * 4,615 \text{ ms}) = 3,61 \text{ kbit/s}$$

A livello di strato fisico la capacità che viene assegnata all'utente è:

$$C_{min, fisico} = 148 \text{ bit} / 6 * 4,615 \text{ ms} = 5,34 \text{ kbit/s}$$

**3. Percentuale di extra-informazione.**

Volendo trasferire una unità informativa di strato di rete di dimensione di 1000 byte saranno necessarie 20 DL-PDU. A livello di strato fisico il numero totale di Intervalli Temporalmente coinvolti per il trasferimento della N-PDU sarà  $4 * 20 = 80$  IT.

Il numero complessivo di bit di controllo impiegati sarà:

$$20 * \text{numero bit controllo DL-PDU} + 80 * \text{bit controllo IT} = 20 * 56 + 80 * 34 = 3840 \text{ bit}$$

La percentuale di extra-informazione è quindi data dal rapporto tra il numero complessivo di bit di controllo impiegati e il numero di bit trasferiti:

$$P * 100 = \frac{3840}{1000 * 8 + 3840} * 100 = 32\%$$

**ESERCIZIO 21**

Si consideri la rete in area locale costituita da due reti a stella tra loro

interconnesse come in figura 14. I rami della rete sono tutti bidirezionali e le capacità di tali rami sono (in ognuna delle due direzioni)  $C_1=20$  kbit/s,  $C_2=60$  kbit/s e  $C_3=100$  kbit/s. La stazione  $i$ -esima  $S_i$  (con  $i=1,2,\dots,6$ ) invia un flusso di dati del tipo ON-OFF uniformemente ripartito verso tutte le altre stazioni  $S_j$  della rete (con  $j=1,2,\dots,6$  e  $j \neq i$ ).

Assumendo che in un dato intervallo di tempo  $T$  siano contemporaneamente attive le stazioni 5 e 6 e volendo pre-assegnare a queste ultime le risorse della rete in accordo ad un criterio di pre-assegnazione collettiva su base banda media, si chiede di:

1. calcolare i coefficienti medi di utilizzazione dei rami fisici  $r_k$  ( $k=1,\dots,7$ ) per ognuno dei versi di trasmissione sul ramo;
2. calcolare la capacità di elaborazione mediamente richiesta ai nodi  $N_1$  ed  $N_2$  per svolgere la funzione di instradamento, considerando che, in ogni periodo di attività della stazione (periodo di ON) i bit di controllo utilizzati al fine dell'instradamento sono in media il 20% dei bit emessi in tale periodo.

Si ipotizzi che il traffico generato nel periodo  $T$  dalle stazioni 5 e 6 sia caratterizzato dai seguenti parametri:

Stazione 5	Ritmo binario di picco=100 kbit/s	Tempo medio di ON=2 ms	Tempo medio di OFF=6 ms
Stazione 6	Ritmo binario di picco=60 kbit/s	Tempo medio di ON=5 ms	Tempo medio di OFF=10 ms

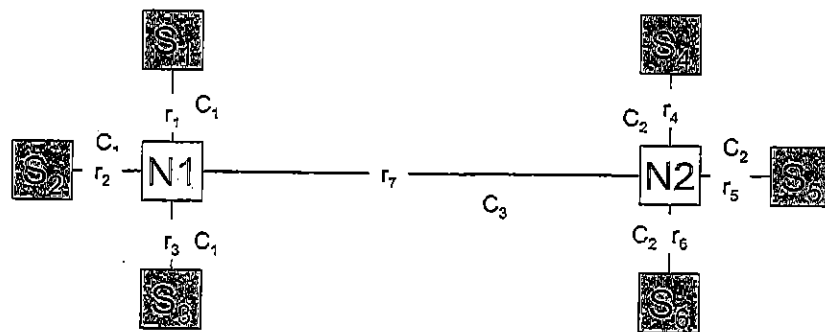


Figura 14

## SOLUZIONE

1. Coefficienti medi di utilizzazione dei rami fisici  $r_k$  ( $k=1,\dots,7$ ) per ognuno dei versi di trasmissione sul ramo.

I coefficienti medi di utilizzazione dei rami fisici si ottengono prendendo in considerazione il numero di comunicazioni che vengono multipliate su ciascun ramo. Trattandosi di una pre-assegnazione su base banda media, ciascuna stazione contribuisce in base al suo ritmo binario medio  $R_{m,sk}$  ( $k=1,\dots,7$ ) ripartito uniformemente per tutte le altre stazioni a valle di ciascun ramo considerato. Per cui i coefficienti medi di utilizzazione saranno calcolati come rapporto tra ritmo binario medio complessivo che attraversa il ramo e capacità del ramo.

Quindi si avrà:

$$R_{m,S5} = \frac{T_{ON,S5}}{T_{ON,S5} + T_{OFF,S5}} * R_{P,S5} = \frac{2ms}{2ms + 6ms} * 100kbit/s = 25kbit/s$$

$$R_{m,S6} = \frac{T_{ON,S6}}{T_{ON,S6} + T_{OFF,S6}} * R_{P,S6} = \frac{5ms}{5ms + 10ms} * 60kbit/s = 20kbit/s$$

Ramo	Verso	Coefficiente di utilizzazione media
$r_k$ $k=1, 2, 3$	$N_1 \rightarrow S_k$	$\rho_k = \frac{\frac{R_{m,S5}}{5} + \frac{R_{m,S6}}{5}}{C_1} = \frac{5kbit/s + 4kbit/s}{20kbit/s} = 0,45$
$r_k$ $k=1, 2, 3$	$S_k \rightarrow N_1$	$\rho_k = 0$
$r_4$	$N_2 \rightarrow S_4$	$\rho_4 = \frac{\frac{R_{m,S5}}{5} + \frac{R_{m,S6}}{5}}{C_2} = \frac{5kbit/s + 4kbit/s}{60kbit/s} = 0,15$
$r_4$	$S_4 \rightarrow N_2$	$\rho_4 = 0$
$r_5$	$N_2 \rightarrow S_5$	$\rho_5 = \frac{\frac{R_{m,S6}}{5}}{C_2} = \frac{4kbit/s}{60kbit/s} = 0,066$



Ramo	Verso	Coefficiente di utilizzazione media
$r_5$	$S_5 \rightarrow N_2$	$\rho_5 = \frac{R_{m,ss}}{C_2} = \frac{25 \text{ kbit/s}}{60 \text{ kbit/s}} = 0,41$
$r_6$	$N_2 \rightarrow S_6$	$\rho_6 = \frac{R_{m,ss}}{C_2} = \frac{5 \text{ kbit/s}}{60 \text{ kbit/s}} = 0,083$
$r_8$	$S_6 \rightarrow N_2$	$\rho_8 = \frac{R_{m,s6}}{C_2} = \frac{20 \text{ kbit/s}}{60 \text{ kbit/s}} = 0,33$
$r_7$	$N_1 \rightarrow N_2$	$\rho_7 = 0$
$r_7$	$N_2 \rightarrow N_1$	$\rho_7 = \frac{\frac{R_{m,ss}}{5} * 3 + \frac{R_{m,s6}}{5} * 3}{C_3} = \frac{15 \text{ kbit/s} + 12 \text{ kbit/s}}{100 \text{ kbit/s}} = 0,27$

## 2. Calcolare la capacità di elaborazione mediamente richiesta.

Il nodo  $N_1$  svolge la funzione di instradamento sul flusso proveniente da  $r_7$  e diretto su  $r_1$ ,  $r_2$ ,  $r_3$ ; di questo flusso, il 20% dei bit è da elaborare. Quindi, essendo  $R_{r7}$  il ritmo binario del flusso moltiplicato servito dal ramo  $r_7$  nella direzione  $N_2 \rightarrow N_1$ , si avrà:

$$R_{r7} = \frac{R_{m,ss}}{5} * 3 + \frac{R_{m,s6}}{5} * 3 = 27 \text{ kbit/s}$$

$$C_{N1} = R_{r7} * 0,2 = 27 \text{ kbit/s} * 0,2 = 5,4 \text{ kbit/s}$$

Il nodo  $N_2$  svolge la funzione di instradamento sui flussi provenienti su  $r_5$  (diretto su  $r_4$ ,  $r_6$ ,  $r_7$ ) e  $r_6$  (diretto su  $r_4$ ,  $r_5$ ,  $r_7$ ); di questi flussi, il 20% dei bit è da elaborare. Quindi, essendo  $R_{r5} = R_{m,ss}$  ed  $R_{r6} = R_{m,s6}$  i ritmi binari dei flussi serviti dai rami  $r_5$  ed  $r_6$  nella direzione  $R_{S5} \rightarrow N_2$  ed  $R_{S6} \rightarrow N_2$ , si ha:

$$C_{N2} = (R_{r5} + R_{r6}) * 0,2 = 45 \text{ kbit/s} * 0,2 = 9 \text{ kbit/s}$$

## ESERCIZI PROPOSTI

### ESERCIZIO 22

Un moltiplicatore dinamico moltiplica su una linea d'uscita di capacità  $C=5$  Mbit/s sorgenti vocali codificate con rivelazione delle pause. Il flusso binario relativo ad una sorgente presenta quindi l'alternarsi di tratti attivi (in cui l'emissione è a ritmo binario costante) e tratti inattivi (pause). I parametri relativi ai due tratti sono riportati in tabella.

Si vuole adottare un meccanismo di accettazione delle chiamate su base banda media con l'obiettivo di utilizzare la linea moltiplicata non oltre al 60 %.

Si chiede di individuare il numero massimo di sorgenti vocali che possono essere moltiplicate sulla linea di uscita.

Tratti attivi	Pause
Ritmo binario = 60 kbit/s	Ritmo binario = 0 kbit/s
Durata media=10 ms	Durata media=20 ms

### ESERCIZIO 23

Un sistema di accesso radio a pacchetto è costituito da una stazione radio base (Base Station - BS) interconnessa via radio a 16 terminali mobili. La tratta UP-LINK (dai terminali mobili alla BS) è caratterizzata da una capacità di trasferimento  $C_{UP}$  (bit/s), mentre la tratta DOWN-LINK (da BS ai terminali mobili) è caratterizzata da una capacità di trasferimento  $C_{DOWN}$  (bit/s). Entrambe le capacità sono condivise dal traffico dati relativo ai 16 terminali mobili.

Si assuma che:

- un terminale mobile in media presenti 10 richieste di accesso sulla tratta UP-LINK ogni 10 minuti;
- ognuna delle richieste implichi il trasferimento verso la BS di un pacchetto dati avente lunghezza  $L_{RD}=300$  kbyte;
- a seguito di ogni richiesta devono essere trasferiti sulla tratta DOWN-LINK due file di lunghezza  $L_{FILE}=500$  kbyte.

Si chiede di:

1. calcolare i ritmi binari medi di trasferimento complessivi sulle tratte in UP-LINK e DOWN-LINK derivanti dalle richieste di accesso dei 16 terminali mobili (trascurando i possibili eventi di collisione dovuti alle condizioni di accesso multiplo e ri-trasmissioni dovute a meccanismi di controllo d'errore);
2. dimensionare i valori delle capacità  $C_{UP}$  e  $C_{DOWN}$  affinché l'utilizzazione media di entrambe le tratte sia al massimo del 70 %.

### IV.3 Assegnazione ibrida individuale/collettiva

#### ESERCIZIO 24

Una rete in area locale è costituita da due sotto-reti distinte. Una sotto-rete ( $S_1$ ) è cablata ed è realizzata mediante l'interconnessione di tutti i terminali mediante un bus bidirezionale di capacità  $C_{S1}=2$  Mbit/s. La seconda sotto-rete ( $S_2$ ) è realizzata mediante collegamenti radio tra i terminali radio  $T_{S2}$  e un elemento di rete chiamato Punto di Accesso (PA). Il punto di accesso è collegato alla  $S_1$  (cfr. figura 15). L'interfaccia radio tra PA e i terminali  $T_{S2}$  è caratterizzata da una capacità di trasferimento  $C_{S2}$ .

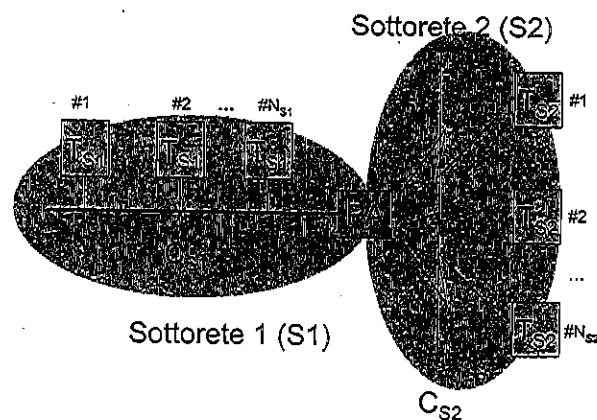


Figura 15

Nell'ambito della sotto-rete  $S_1$  si adotta uno schema di moltiplicazione dinamica nel dominio del tempo con pre-assegnazione delle risorse su base banda media, mentre nella sotto-rete  $S_2$  si adotta una schema di moltiplicazione statica nel dominio del tempo con pre-assegnazione individuale. In  $S_2$  l'asse dei tempi suddiviso in intervalli temporali strutturati in trama. La trama ha una durata di 180 ms.

Si supponga che i terminali della rete emettano flussi a ritmo binario variabile (VBR) ognuno dei quali è caratterizzato da un ritmo binario di picco  $R_p=190$  kbit/s e da un ritmo binario medio  $R_m=110$  kbit/s.

Si assuma che:

- i) il traffico venga generato solo dai terminali relativi alla sotto-rete  $S_1$  (quelli della sotto-rete  $S_2$  sono quindi solo terminali di destinazione del traffico);
- ii) il 20% del traffico generato dai terminali  $T_{S1}$  sia diretto verso altri terminali della stessa sotto-rete, mentre il restante 80% sia diretto ai terminali della rete  $S_2$ ;
- iii) si possano trascurare fenomeni di perdita dovuti a collisioni nell'accesso multiplo e ad accodamento nel PA.

Si chiede di calcolare:

1. il numero massimo di flussi moltiplicabili nella sotto-rete  $S_1$  considerando che l'utilizzazione media della rete deve essere mantenuta al di sotto dell'85%;
2. la capacità di trasferimento minima della sotto-rete  $S_2$  tale da evitare fenomeni di perdita di informazione nel trasferimento dei flussi di cui in 1 e nelle ipotesi i), ii), iii) di cui sopra;
3. la dimensione minima (in bit) della trama base della sotto-rete  $S_2$  nel caso di cui in 2.

#### SOLUZIONE

1. Numero massimo di flussi moltiplicabili nella sotto-rete  $S_1$ .

Il numero massimo di flussi moltiplicabili nella sotto-rete  $S_1$  è ricavabile imponendo che la somma dei ritmi binari medi dei flussi che vengono trasferiti attraverso tale sotto-rete si mantenga inferiore alla capacità netta a disposizione.

La capacità netta è la capacità del mezzo trasmissivo  $C_{S1}$  moltiplicata per il coefficiente di utilizzazione medio massimo imposto per tale capacità (0,85 nel caso in esame).

Dal testo si evince che i flussi che graveranno sulla sotto-rete  $S_1$  sono tutti quelli generati dai terminali  $T_{S1}$  (sia che siano diretti verso altri terminali di  $S_1$  che verso terminali della rete  $S_2$ ). Il numero massimo di flussi  $N_{max}$  sarà quindi ricavabile dalla seguente disuguaglianza:

$$N \cdot R_m \leq 0,85 \cdot C_{S1}$$

da cui

$$N \leq (0,85 \cdot 2 \text{ Mbit/s}) / (110 \text{ kbit/s}) \text{ e quindi } N_{max} = 15 \text{ flussi}$$

### 2. Capacità di trasferimento minima della sotto-rete $S_2$ .

La sotto-rete  $S_2$  dovrà essere in grado di trasferire, nel verso  $PA \rightarrow T_{S2}$ , l'80% del traffico generato dai terminali della sotto-rete  $S_1$ . Se quindi, in accordo al punto precedente, il numero massimo di flussi a cui vengono allocate le risorse nella sotto-rete  $S_1$  è  $N_{max}$ , il numero di flussi diretto verso i terminali della  $S_2$  è  $0,8 \cdot N_{max} = 12$  flussi.

In accordo allo schema di pre-assegnazione individuale a questi 12 flussi dovranno essere assegnate risorse in grado di supportare il loro ritmo binario di picco. Se ipotizziamo quindi che la sotto-rete  $S_2$  debba avere una capacità di trasferimento tale da accomodare, senza fenomeni di perdita, i 12 flussi (ognuno con ritmo binario di picco  $R_p$ ), la capacità di trasferimento minima della sotto-rete  $S_2$  sarà:

$$C_{S2} = 12 \cdot R_p = 2280 \text{ kbit/s.}$$

### 3. Dimensione minima della trama base di $S_2$

In accordo al punto precedente il canale multiplato della sotto-rete  $S_2$  avrà una capacità minima di 2280 kbit/s. La dimensione della trama-base, la cui durata temporale è di 180ms, sarà di conseguenza data da:

$$D_{Trama} = 2280 \text{ kbit/s} \cdot 180 \text{ ms} = 410400 \text{ bit.}$$

### ESERCIZIO 25

Un utente A comunica con l'utente B attraverso la struttura di rete di figura 16 costituita da due sotto-reti distinte. La prima sotto-rete ( $S_1$ ) opera in accordo ad uno schema di multiplazione statica su un asse dei tempi organizzato in trame. Ogni trama è suddivisa in 20 Intervalli Temporal (IT) ed ogni IT è costituito da un campo per il trasferimento dell'informazione utile di 500 bit e da un campo per la correzione d'errore di 30 bit. La capacità della linea multiplata della  $S_1$  è  $C_{S1} = 2$  Mbit/s. L'utente A impiega 3 IT in una trama per il trasferimento del proprio flusso di dati.

La seconda sotto-rete ( $S_2$ ) opera in accordo ad uno schema di multiplazione dinamica. Nel passaggio dalla prima alla seconda sotto-rete l'elemento di interconnessione N effettua controllo d'errore e rimuove, per ogni IT, i 30 bit necessari per questa operazione. Ai bit utili complessivamente ricevuti dall'utente A in una trama aggiunge quindi un'intestazione di 90 bit per l'indirizzamento dell'utente B e moltiplica poi le Unità Informative così formate sulla linea di capacità  $C_{S2} = 600$  kbit/s.

Si chiede di:

1. schematizzare la struttura del nodo N evidenziando i blocchi che lo compongono relativamente alle operazioni svolte dal nodo stesso;
2. calcolare il valore dell'efficienza di utilizzazione della sotto-rete 2 con riferimento al trasferimento del flusso di dati da A a B.

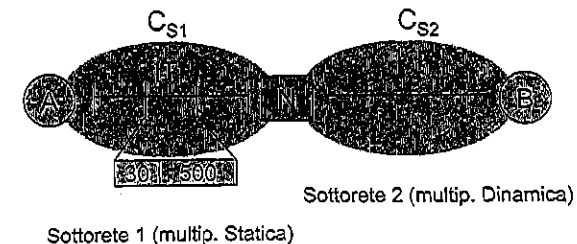


Figura 16

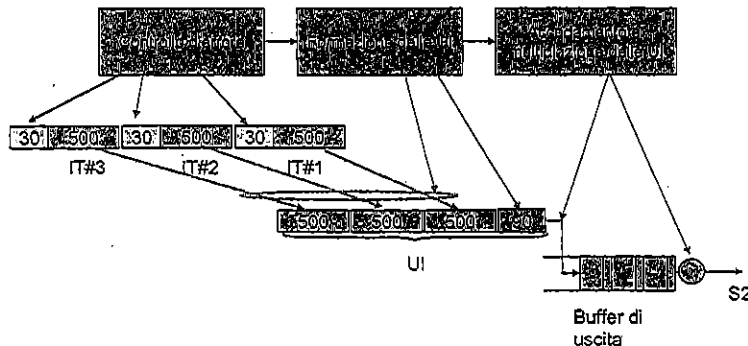
## SOLUZIONE

## 1. Struttura del nodo.

Il nodo N effettua, sulle trame in ingresso provenienti dalla sotto-rete  $S_1$  le seguenti operazioni:

- controllo d'errore (sulla base dei 30 bit presenti in ogni IT); il controllo d'errore è effettuato in modo indipendente per ogni IT;
- raggruppamento dei bit utili provenienti dall'utente A (a seguito del controllo d'errore) e formazione di una Unità Informativa (UI) costituita dal campo per l'indirizzamento e dal campo utile; il campo utile contiene un numero di bit pari a quelli emessi dall'utente A in una trama (500\*3=1500 bit)
- multiplexazione delle UI formate sulla linea di uscita verso la sotto-rete  $S_2$ .

Volendo rappresentare queste operazioni in uno schema di nodo si ha la seguente figura:



## 2. Efficienza di utilizzazione della sotto-rete 2.

Riferendosi al trasferimento del flusso di dati da A a B l'efficienza di utilizzazione della sotto-rete 2 è data dal rapporto tra il numero di bit emessi in un secondo nell'ambito di questo flusso e la capacità di trasferimento della sotto-rete 2.

Dato che, per ogni trama in ingresso al nodo N, viene generata una UI di dimensione pari a 90+1500 bit (intestazione + campo utile), il numero di bit complessivamente trasferiti in un secondo da A verso B è dato da:

$$R_p = (90 + 1500) / T_{\text{trama}}$$

dove  $T_{\text{trama}}$  è la durata temporale della trama.

Poiché la capacità complessiva della linea multiplexata nella sotto-rete  $S_1$  è  $C_{S1} = 2$  Mbit/s e la trama è costituita da 20 IT, si ha che la capacità di un sub-canale di base è data da  $C_{\text{sub}} = C_{S1} / 20 = 100$  kbit/s.

Visto che in un IT vengono emessi 30+500 bit e dato che la capacità del sub-canale di base può essere anche calcolata come:

$$C_{\text{sub}} = 530 \text{ bit} / T_{\text{trama}} = 100 \text{ kbit/s}$$

si ricava

$$T_{\text{trama}} = 5,3 \text{ ms}$$

Il ritmo  $R_p$  è quindi dato da:

$$R_p = 1590 \text{ bit} / 5,3 \text{ ms} = 300 \text{ kbit/s}$$

L'efficienza di utilizzazione della sotto-rete  $S_2$  è data quindi da:

$$E = R_p / C_{S2} = (300 \text{ kbit/s}) / (600 \text{ kbit/s}) = 0,5.$$

## ESERCIZIO 26

Sulla linea di uscita da una LAN, avente capacità di trasferimento  $C_{LAN} = 128$  kbit/s, viene misurata la traccia di traffico (flusso) costituita da sei Unità Informative (UI) riportata in figura 17.

Per ogni UI viene riportato:

- l'istante  $t$  di arrivo della UI (in millisecondi) a partire dall'istante iniziale di misura  $t_0 = 0$  ms;
- la lunghezza  $L$  della UI (in byte).

In figura sono indicati inoltre l'istante di inizio ( $T_{\text{iniz}}$ ) e l'istante finale ( $T_{\text{fin}}$ ) della misura.

Si chiede di calcolare:

1. il ritmo binario medio e il coefficiente di attività relativi al flusso di UI misurato nella finestra temporale  $T_{fin}-T_{iniz}$ ;
2. il numero massimo di flussi di questo tipo che potrebbero essere multiplati su di una linea di capacità  $C_M = 1$  Mbit/s nel caso in cui si volesse adottare un criterio di accettazione su base banda di picco e su base banda media (in questo ultimo caso l'utilizzazione della linea di capacità  $C_M$  non deve superare il 75%).

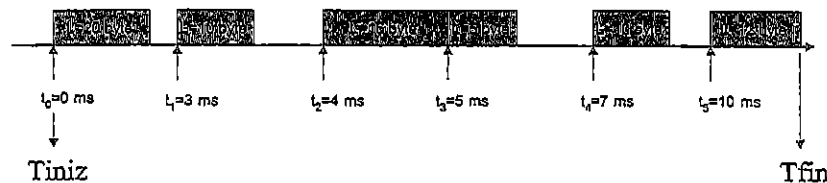


Figura 17

## SOLUZIONE

## 1. Ritmo binario medio e coefficiente di attività.

Durante i tratti attivi la sorgente emette ad un ritmo binario costante che corrisponde al ritmo di picco  $R_p$ . Tale ritmo, che non può essere maggiore della capacità di della linea trasmissiva in quanto non sono previsti fenomeni di perdita o dispositivi di memorizzazione, può essere calcolato conoscendo la durata di almeno uno dei tratti attivi; la figura suggerisce il terzo tratto per il quale conosciamo gli istanti iniziale e finale.

Con il ritmo binario di picco è possibile calcolare  $T_{fin}$ , necessario per ricavare il ritmo binario medio di emissione della sorgente  $R_m$ . Quest'ultimo, infatti, va calcolato come rapporto tra il numero di bit emessi complessivamente e la durata totale della trasmissione. Quindi, dette  $L_i$ , con  $i=0..5$ , le lunghezze dei tratti informativi, si ha:

$$R_p = \frac{L_2}{t_3 - t_2} = \frac{16 * 8 \text{ bit}}{(5 - 4) * 10^{-3} \text{ s}} = 128 \text{ kbit/s}$$

che corrisponde alla capacità del canale trasmissivo. Da cui:

$$T_{fin} = \frac{L_5}{R_p} + t_5 = \frac{12 * 8 \text{ bit}}{128 \text{ kbit/s}} + 10 * 10^{-3} \text{ s} = 10,75 \text{ ms}$$

$$R_m = \frac{8 \text{ bit} * \sum_{i=0}^5 L_i}{T_{fin} - t_0} = \frac{8 * 73 \text{ bit}}{10,75 * 10^{-3} \text{ s}} = 54,32 \text{ kbit/s}$$

Il coefficiente di attività è dato dal rapporto tra il ritmo binario medio ed il ritmo binario di picco. Quindi:

$$A = \frac{R_m}{R_p} = \frac{54,32 \text{ kbit/s}}{128 \text{ kbit/s}} = 0,42$$

## 2. Numero massimo di flussi multiplabili.

Dovendo adottare un criterio di accettazione su base banda di picco, il numero di flussi multiplabili si ottiene dividendo la capacità del canale trasmissivo  $C_M$  per il ritmo binario di picco del flusso  $R_p$ . Ovviamente andrà preso il più grande intero inferiore:

$$n_1 = \left\lfloor \frac{C_M}{R_p} \right\rfloor = \left\lfloor \frac{10^6 \text{ bit/s}}{128 * 10^3 \text{ bit/s}} \right\rfloor = 7.$$

Dovendo invece adottare un criterio di accettazione su base banda media si dovrà utilizzare  $R_m$  al posto di  $R_p$  ricordando però che viene imposto un limite all'utilizzazione della linea (75%), limite che normalmente viene utilizzato per fronteggiare situazioni di picco. Quindi:

$$n_2 = \left\lfloor \frac{C_M * 0,75}{R_m} \right\rfloor = \left\lfloor \frac{10^6 \text{ bit/s} * 0,75}{54,32 * 10^3 \text{ bit/s}} \right\rfloor = 13.$$

## ESERCIZI PROPOSTI

## ESERCIZIO 27

Si consideri la rete a pacchetto mostrata in figura 18 e si assuma che i rami

della rete siano caratterizzati tutti dalla stessa capacità  $C=60$  Mbit/s.

Si consideri la trasmissione da A verso B di flussi di dati del tipo VBR con ritmo binario di picco uguale a 10 Mbit/s e coefficiente di attività uguale a 0,4.

1. Si chiede di indicare quanti flussi contemporanei possono essere instaurati da A a B nei seguenti due possibili scenari:
  - a) nella rete si adotta un criterio di pre-assegnazione delle risorse su base banda media con il vincolo che i rami della rete di accesso non siano utilizzati più del 40% mentre quelli della sezione interna non oltre il 20%;
  - b) nella rete si adotta un criterio di pre-assegnazione delle risorse su base banda di picco potendo raggiungere utilizzazione uguale al 90% in entrambe le sezioni di rete.

In entrambi gli scenari a) e b) su ogni ramo si può utilizzare un 10% in più della banda per l'instradamento alternativo di flussi in caso in cui un qualsiasi altro ramo della rete si guasti.

2. Di quanto quindi si riduce il numero di flussi dei casi a) e b) se si guasta il ramo 8?

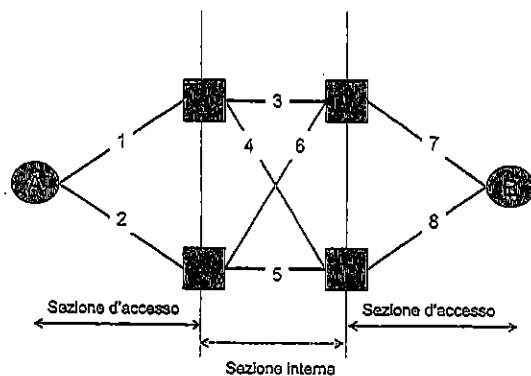


Figura 18

### QUESITO 9

Si desidera utilizzare in modo condiviso una risorsa di trasferimento con modalità di moltiplicazione dinamica. Se i servizi applicativi hanno requisiti di tempo-reale, quale dimensione di buffer di moltiplicazione è conveniente per il trattamento delle contese di utilizzazione?

- a) dimensione nulla
- b) dimensione molto elevata
- c) la dimensione non ha influenza sul rispetto dei requisiti di tempo-reale

### QUESITO 10

Con riferimento ad un'operazione di moltiplicazione dinamica la trasparenza temporale peggiora se:

- a) le contese di utilizzazione sono risolte a perdita
- b) le contese di utilizzazione sono risolte a ritardo
- c) non si dimensionano opportunamente i buffer di moltiplicazione

### QUESITO 11

Con riferimento all'operazione di moltiplicazione dinamica:

- a) si possono verificare contese di utilizzazione quando il canale moltiplicato è impegnato e quindi non disponibile per il trasferimento immediato di una unità informativa
- b) non si verificano contese di utilizzazione se i buffer di moltiplicazione sono adeguatamente dimensionati
- c) non si verificano mai contese di utilizzazione

### QUESITO 12

Con riferimento ad un'operazione di moltiplicazione dinamica l'integrità informativa:

- a) peggiora se le contese di utilizzazione sono risolte a ritardo

- b) peggiora se le contese di utilizzazione sono risolte a perdita
- c) non dipende dalle contese di utilizzazione

**QUESITO 13**

Si desidera utilizzare in modo condiviso una risorsa di trasferimento con modalità di moltiplicazione dinamica. Se i servizi applicativi hanno requisiti di integrità informativa, quale dimensione di buffer di moltiplicazione è conveniente per il trattamento delle contese di utilizzazione?

- a) dimensione nulla
- b) dimensione molto elevata
- c) la dimensione non ha influenza sul rispetto dei requisiti di integrità informativa

**QUESITO 14**

Il grado di trasparenza temporale di una rete di telecomunicazioni dipende in primo luogo:

- a) dall'entità dei ritardi di propagazione tra i nodi della rete
- b) dalla durata delle comunicazioni degli utenti
- c) dalle componenti di ritardo variabili introdotte dal modo di trasferimento scelto

**QUESITO 15**

Da un punto di vista prestazionale, un modo di trasferimento a pacchetto è indicato:

- a) quando le sorgenti di traffico sono prevalentemente intermittenti
- b) quando le sorgenti di traffico sono prevalentemente continue
- c) in qualsiasi circostanza, indipendentemente dal tipo di traffico offerto dalle sorgenti

**QUESITO 16**

Uno schema di moltiplicazione può evitare di identificare in modo esplicito le unità informative (cioè di attribuire ad ognuna una specifica etichetta che ne consenta, ad esempio, l'instradamento)

- a) se adotta una moltiplicazione con asse dei tempi indiviso e se è previsto un meccanismo che individui senza ambiguità l'inizio e la fine di ogni unità informativa
- b) se adotta una moltiplicazione con asse dei tempi suddiviso anche se senza organizzazione in trama
- c) se adotta una moltiplicazione con asse dei tempi suddiviso e con organizzazione in trama, anche se ogni unità informativa non è delineata da opportuni campi posti rispettivamente all'inizio e alla fine dell'unità informativa stessa

**QUESITO 17**

Una moltiplicazione statica opera su un canale suddiviso in Intervalli Temporali (IT) e organizzato in trame. La trama ha la durata di 0,5  $\mu$ s. Ciascun IT contiene 10 bit. Qual'è il numero di IT che debbono essere assegnati per servire con sovrasmoltiplicazione una sorgente continua che emette al ritmo binario di 35 Mbit/s?

- a) 4 IT
- b) 3 IT
- c) 2 IT

**QUESITO 18**

Una moltiplicazione statica opera su un canale suddiviso in Intervalli Temporali (IT) e organizzato in trame. La trama ha la durata di 0,5  $\mu$ s. Ciascun IT contiene 10 bit.

Se si opera una sotto-moltiplicazione con l'assegnazione di un IT a cadenza di multitrama, qual è il numero di trame-base di cui è composta la multitrama

necessaria per servire una sorgente continua che emette al ritmo binario di 5,1 Mbit/s?

- a) 4 trame
- b) 3 trame
- c) 1 trama

**QUESITO 19**

Uno schema di moltiplicazione statica presenta una trama che ha durata di 2,5 ms. Se nell'ambito di questo schema si desidera effettuare una sottomoltiplicazione a frazione di  $1/T$ , qual'è il numero di bit che devono essere assegnati in un  $1/T$  a periodicità di trama-base per realizzare un canale di capacità inferiore a quella del canale-base e maggiore a 5 kbit/s?

- a) 11 bit
- b) 20 bit
- c) 13 bit

**QUESITO 20**

Il canale di uscita di un moltiplicatore dinamico è organizzato a trame e opera con una capacità che è uguale a 8 Mbit/s.

Se ogni trama contiene 300 bit, quante trame devono essere impegnate per trasferire un pacchetto sapendo che il tempo di trasmissione di questo pacchetto è di 0,1 ms?

- a) 12 trame
- b) 3 trame
- c) 30 trame

**V. RITARDI DI TRASFERIMENTO****V.1 Flusso informativo continuo****ESERCIZIO 28**

Si consideri una sorgente di informazione che emette a ritmo binario costante  $R=8$  kbit/s. L'informazione emessa attraversa tre rami in cascata in una rete a pacchetto. Questi rami sono caratterizzati dalle capacità riportate in tabella. Il campo informativo dei pacchetti ha lunghezza costante  $L=150$  byte; l'intestazione ha una dimensione uguale a  $H=75$  byte. Si assuma che: i) il ritardo di propagazione sui rami sia trascurabile; ii) la rete sia debolmente carica, in modo tale da poter trascurare il ritardo di immagazzinamento nei nodi.

Si chiede di:

1. calcolare il ritardo di trasferimento, inteso come l'intervallo di tempo che intercorre tra l'istante in cui un dato bit entra nella rete e l'istante in cui detto bit ne esce;
2. calcolare il valore di  $L$  per cui si minimizza il valore del ritardo di trasferimento ed determinare il valore di tale ritardo.

Ramo 1	$C1= 32$ kbit/s
Ramo 2	$C2= 96$ kbit/s
Ramo 3	$C2= 32$ kbit/s

**SOLUZIONE****1. Ritardo di trasferimento.**

La sorgente emette un flusso di dati continuo a ritmo binario costante. Essendo trascurabili il ritardo di propagazione sui rami ed i ritardi di elaborazione ed accodamento nei nodi, il ritardo di trasferimento sarà dato da:



- tempo impiegato dalla sorgente a trasmettere il pacchetto, in quanto il ritardo viene calcolato dall'istante di emissione del primo bit da parte della sorgente (ritardo di riempimento del pacchetto); questo è dato dal rapporto tra lunghezza del campo informativo del pacchetto ( $L$ ) e ritmo binario della sorgente;
- tempo impiegato dal pacchetto a percorrere ciascuno dei tre rami; in questo caso tale tempo dipende solo dalla dimensione del pacchetto e dalla capacità del canale trasmissivo interessato in quanto si è ipotizzato trascurabile il ritardo di propagazione.

Quindi si avrà:

$$D = \frac{L}{R} + \sum_{i=1}^3 \frac{L+H}{C_i} = \frac{150 * 8 \text{ bit}}{8 * 10^3 \text{ bit/s}} + \frac{225 * 8 \text{ bit}}{32 * 10^3 \text{ bit/s}} + \frac{225 * 8 \text{ bit}}{96 * 10^3 \text{ bit/s}} + \frac{225 * 8 \text{ bit}}{32 * 10^3 \text{ bit/s}}$$

$$D = 0,28125 \text{ s} = 281,25 \text{ ms}$$

## 2. Valore minimo di $L$ .

Il valore di  $L$  cercato si ottiene imponendo che il ritardo complessivo assuma il valore minimo possibile. Questo avviene quando  $\frac{L}{R} = \frac{L+H}{C_1}$ . Quindi:

$$\frac{L}{R} + \frac{L+H}{C_1} = 0 \Rightarrow L_1 = \left[ \frac{RH}{C_1 - R} \right] = \left[ \frac{8000 \text{ bit/s} * 75 * 8 \text{ bit}}{32000 \text{ bit/s} - 8000 \text{ bit/s}} \right] = 200 \text{ bit} = 25 \text{ byte}$$

$$\frac{L}{R} + \frac{L+H}{C_2} = 0 \Rightarrow L_2 = \left[ \frac{RH}{C_2 - R} \right] = \left[ \frac{8000 \text{ bit/s} * 75 * 8 \text{ bit}}{96000 \text{ bit/s} - 8000 \text{ bit/s}} \right] = 54 \text{ bit}.$$

Tra i due valori  $L_2$  va scartato in quanto si avrebbe:  $\frac{L_2}{R} < \frac{L_2+H}{C_1} \Rightarrow L_{\min} = 25 \text{ byte}.$

Il ritardo corrispondente a tale valore minimo sarà allora:

$$D_{\min} = \frac{L_{\min}}{R} + \sum_{i=1}^3 \frac{L_{\min} + H}{C_i}$$

$$D_{\min} = \frac{25 * 8 \text{ bit}}{8 * 10^3 \text{ bit/s}} + \frac{100 * 8 \text{ bit}}{32 * 10^3 \text{ bit/s}} + \frac{100 * 8 \text{ bit}}{96 * 10^3 \text{ bit/s}} + \frac{100 * 8 \text{ bit}}{32 * 10^3 \text{ bit/s}} = 83,33 \text{ ms}$$

## V.2 Flusso informativo intermittente

### ESERCIZIO 29

Si consideri il trasferimento da parte di un terminale A ad un terminale B di un messaggio composto da  $M=560$  bit. I due terminali comunicano attraverso due nodi intermedi (rete di figura 19). Sia  $C = 64 \text{ kbit/s}$  la capacità di trasferimento dei rami della rete e  $d = 10 \text{ ms}$  il ritardo di propagazione su ogni ramo.

Per la trasmissione del messaggio  $M$  si possono impiegare due modi di trasferimento alternativi:

- Il modo di trasferimento a circuito;
- Il modo di trasferimento a pacchetto senza connessione.

Per quanto riguarda il trasferimento a circuito si assume che: a) il tempo di instaurazione di una connessione sia  $S$  (incognita); b) il tempo di attraversamento di ogni nodo sia  $t=0,5 \text{ ms}$ .

Per quanto riguarda il modo di trasferimento a pacchetto si assume che: a) i bit di intestazione di ogni pacchetto siano  $x = 10 \text{ bit}$  e la lunghezza massima del campo utile del pacchetto sia  $p = 50 \text{ bit}$ ; b) la rete a pacchetto sia scarica in modo da poter trascurare il ritardo di attraversamento dei nodi.

Si chiede di:

1. riportare le espressioni dei ritardi di trasferimento del messaggio  $M$  nel caso a circuito e nel caso a pacchetto.
2. individuare l'insieme di valori di  $S$  tali per cui conviene utilizzare il modo di trasferimento a circuito rispetto a quello a pacchetto.



Figura 19

## SOLUZIONE

## 1. Espressione del ritardo di trasferimento.

## Modo di trasferimento a circuito

La sorgente emette un messaggio di dimensione  $M$ ; si vuole calcolare l'intervallo temporale che intercorre tra l'emissione del primo bit e la ricezione dell'ultimo bit del messaggio nei due casi specificati.

In questo caso le componenti del ritardo sono:

- instaurazione della connessione ( $S$ , incognita);
- ritardo di trasmissione  $\left(\frac{M}{C}\right)$ ;
- tempo di attraversamento dei due nodi ( $2 \cdot t$ );
- ritardo di propagazione sui tre rami ( $3 \cdot d$ );

Quindi si avrà:

$$D_c = S + \frac{M}{C} + 3d + 2t = S + \frac{560 \text{ bit}}{64 \cdot 10^3 \text{ bit/s}} + 3 \cdot 10 \cdot 10^{-3} \text{ s} + 2 \cdot 0,5 \cdot 10^{-3} \text{ s}$$

$$D_c = S + 0,03975 \text{ s}$$

## Modo di trasferimento a pacchetto

In questo caso, essendo  $M > p$ , il messaggio verrà frammentato in

$$\left\lceil \frac{M}{p} \right\rceil = \left\lceil \frac{560 \text{ bit}}{50 \text{ bit}} \right\rceil = 12 \text{ pacchetti di cui 11 composti da } (x+p) \text{ bit e l'ultimo composto}$$

$$\text{da } M - 50 \text{ bit} \cdot \left\lceil \frac{M}{p} \right\rceil = 10 \text{ bit di campo utile.}$$

Complessivamente, quindi, verranno trasmessi  $M + x \left\lceil \frac{M}{p} \right\rceil$  bit.

Ciascun pacchetto verrà immagazzinato e rilanciato. Considerando che il ritardo di attraversamento dei nodi in questo caso è trascurabile, avremo le seguenti componenti di ritardo:

- ritardo di propagazione dei bit sui tre rami ( $3d$ );

- ritardo di trasferimento del primo pacchetto attraverso le tre interfacce  $\left(3 \frac{x+p}{C}\right)$ ;
- ritardo di trasferimento su una interfaccia di tutti i rimanenti pacchetti (escluso il primo già consegnato):  $\frac{1}{C} \left( M + x \left\lceil \frac{M}{p} \right\rceil \right) - \frac{x+p}{C}$ .

Quindi si avrà:

$$D_p = 3d + \left(3 \frac{x+p}{C}\right) + \frac{1}{C} \left( M + x \left\lceil \frac{M}{p} \right\rceil \right) - \frac{x+p}{C}$$

$$D_p = 3 \cdot 10 \cdot 10^{-3} \text{ s} + 3 \cdot \frac{(10+50) \text{ bit}}{64 \cdot 10^3 \text{ bit/s}} + \frac{560 \text{ bit} + 10 \text{ bit} \cdot \left\lceil \frac{560 \text{ bit}}{50 \text{ bit}} \right\rceil}{64 \cdot 10^3 \text{ bit/s}} - \frac{(10+50) \text{ bit}}{64 \cdot 10^3 \text{ bit/s}}$$

$$\Rightarrow D_p = 0,0425 \text{ s} = 42,5 \text{ ms}$$

2. Insieme di valori di  $S$  tali per cui conviene utilizzare il modo di trasferimento a circuito rispetto a quello a pacchetto.

Sarà sufficiente confrontare le due espressioni e risolvere rispetto all'incognita  $S$ . Il modo di trasferimento a circuito converrà rispetto al modo di trasferimento a pacchetto quando:

$$S + \frac{M}{C} + 3d + 2t \leq 3d + \left(3 \frac{x+p}{C}\right) + \frac{1}{C} \left( M + x \left\lceil \frac{M}{p} \right\rceil \right) - \frac{x+p}{C} \Rightarrow S \leq 2 \frac{x+p}{C} + \frac{x}{C} \left\lceil \frac{M}{p} \right\rceil - 2t$$

$$S \leq 2 \frac{(10+50) \text{ bit}}{64 \cdot 10^3 \text{ bit/s}} + \frac{10 \text{ bit}}{64 \cdot 10^3 \text{ bit/s}} \left\lceil \frac{560 \text{ bit}}{50 \text{ bit}} \right\rceil - 2 \cdot 0,5 \cdot 10^{-3} \text{ s} = 0,00275 \text{ s} = 2,75 \text{ ms}$$

## ESERCIZIO 30

Si supponga di volere trasferire un messaggio di 1000 bit da un terminale A ad uno B attraverso una sezione di rete a pacchetto costituita da  $K=3$  nodi.

Si suppone che:

- il ritardo di propagazione su ogni interfaccia sia di  $D=0,1$  s;

- il ritmo di trasmissione su ogni interfaccia sia di  $B=400$  bit/s;
- il carico su ogni nodo e il tempo di elaborazione dei nodi siano trascurabili;
- l'intestazione dei pacchetti sia di lunghezza costante  $H=20$  bit.

Si vogliono confrontare due soluzioni:

- i pacchetti della rete hanno un campo informativo di dimensione costante  $L=80$  bit;
- i pacchetti della rete hanno un campo informativo di dimensione variabile di dimensione massima  $L=80$  bit;

Si chiede di:

- calcolare il ritardo di trasferimento del messaggio nelle soluzioni a) e b);
- indicare, in generale, come la differenza di ritardi di trasferimento delle due soluzioni a) e b) varia al crescere  $L$ .

### SOLUZIONE

#### 1. Ritardo di trasferimento del messaggio.

##### Caso a

Le interfacce attraversate nel percorso da A a B sono quattro. Nel caso in cui il campo utile dei pacchetti ha dimensione costante, per il trasferimento del messaggio servirà un numero di pacchetti dato da  $\left\lceil \frac{X}{L} \right\rceil$  dove  $X$  è la lunghezza del messaggio da trasferire. Nel caso in esame questo termine equivale a 13 pacchetti.

Il ritardo nel primo caso è quindi dato dalla seguente espressione:

$$D_a = 4D + 4 \frac{H+L}{B} + \frac{1}{B} \left\{ \left\lceil \frac{X}{L} \right\rceil (H+L) \right\} - \frac{H+L}{B}$$

dove il primo termine tiene in conto il ritardo di propagazione complessivo sulle 4 interfacce, il secondo termine misura il ritardo di trasferimento del primo pacchetto attraverso le 4 interfacce e il terzo termine misura il tempo necessario a

trasferire i 13 pacchetti su una delle interfacce. Infine si sottrae il quarto termine per non contare due volte il tempo di trasferimento del primo pacchetto,

Sostituendo i valori numerici dati nel testo si ha:

$$D_a = 0,4 + \frac{100}{400} * 3 + \frac{1}{400} * 13 * 100 = 4,4s$$

##### Caso b

In questo secondo caso la differenza rispetto al caso precedente sta nel fatto che non tutti i pacchetti utilizzati per il trasferimento del messaggio avranno ugual dimensione. In particolare serviranno sempre 13 pacchetti di cui i primi 12 saranno di lunghezza massima (avranno cioè riempito tutto il campo utile con gli 80 bit). Il tredicesimo pacchetto sarà invece di lunghezza inferiore: il campo utile di questo pacchetto dovrà contenere solo 40 bit ( $X-12*80$ ).

Il ritardo in questo secondo caso differisce quindi per il termine che misura il tempo necessario a trasferire i 13 pacchetti su una delle interfacce (terzo termine):

$$D_b = 4D + 4 \frac{H+L}{B} + \frac{1}{B} \left\{ X + \left\lceil \frac{X}{L} \right\rceil H \right\} - \frac{H+L}{B}$$

Sostituendo i valori numerici dati nel testo si ha:

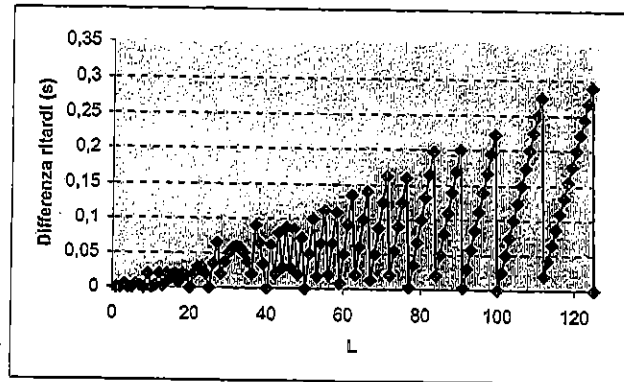
$$D_b = 0,4 + \frac{100}{400} * 3 + \frac{1}{400} * (1000 + 13 * 20) = 4,3s$$

Come ci si poteva aspettare, dato che l'ultimo pacchetto ha una dimensione inferiore rispetto al caso a, il ritardo di trasferimento in questo secondo caso è minore di  $D_a$ .

#### 2. Differenza tra i due ritardi al variare di $L$ .

Il grafico riporta la differenza tra il ritardo  $D_a$  e il ritardo  $D_b$ . Questa differenza è data dal termine  $\left\lceil \frac{X}{L} \right\rceil * L - X$  e cresce al crescere di  $L$ . Il motivo è dovuto al fatto che, al crescere del campo utile del pacchetto, nei casi in cui questo ha lunghezza costante si impiega più tempo a trasferire l'ultimo pacchetto rispetto al caso in cui questo può essere solo della lunghezza necessaria a trasferire gli ultimi bit del

messaggio. Si noti che i due valori di ritardo sono uguali ogniqualvolta il termine  $\left\lceil \frac{X}{L} \right\rceil$  è un numero intero. L'andamento complessivamente della differenza tra i due ritardi sarà quindi a "dente di sega".



### ESERCIZIO 31

Si supponga che una terminale A debba trasferire ad un terminale B un messaggio costituito da 800 bit. Il trasferimento avviene attraverso una rete a pacchetto costituita da due nodi intermedi interconnessi mediante rami di capacità  $C=40 \text{ kbit/s}$ .

I pacchetti della rete hanno il seguente formato:

- testo dei pacchetti variabile con un valore massimo  $L=900 \text{ bit}$ ;
- intestazione dei pacchetti costituita da  $H=48 \text{ bit}$ .

Si chiede di:

1. calcolare il ritardo di trasferimento del messaggio attraverso la rete ipotizzando:
  - i) ritardo di propagazione su ogni ramo  $D=0,5 \text{ ms}$ ;
  - ii) tempo di elaborazione dell'intestazione e tempo di accodamento nei nodi trascurabili.
2. calcolare il ritardo di trasferimento del messaggio attraverso la rete nel caso in

cui, nelle stesse ipotesi di cui in 1., la lunghezza massima del testo del pacchetto venga ridotto a  $(1/3)*L$ .

Nota: si chiede di disegnare in un diagramma spazio-tempo il trasferimento del messaggio nei due casi sopra citati.

### SOLUZIONE

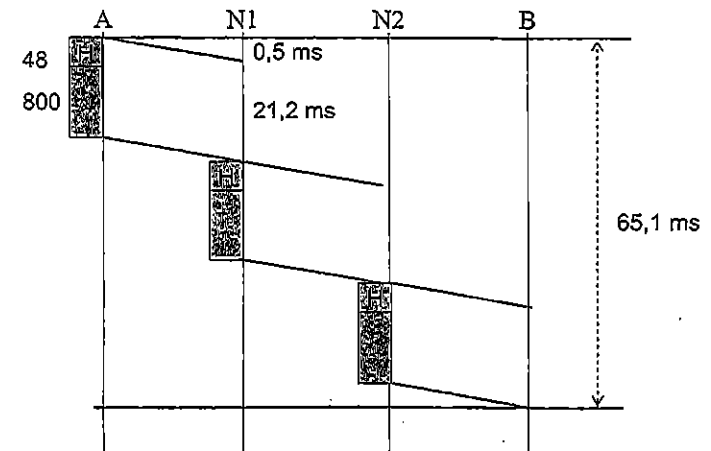
#### 1. Ritardo di trasferimento del messaggio, caso 1.

Le interfacce attraversate nel percorso da A a B sono tre. Il campo utile massimo dei pacchetti necessari a trasferire il messaggio è tale da poter trasferire l'intero messaggio con un unico pacchetto. Il tempo necessario per il trasferimento sarà quindi dato da:

$$D_1 = 3 * D + \frac{H+M}{C} = 3 * 0,5 \text{ ms} + \frac{(48+800) \text{ bit}}{40 \text{ kbit/s}} = 65,1 \text{ ms}$$

dove M rappresenta la lunghezza del messaggio da trasferire.

Si può rappresentare l'evoluzione del trasferimento nel seguente diagramma spazio-tempo



## 2. Ritardo di trasferimento del messaggio, caso 2

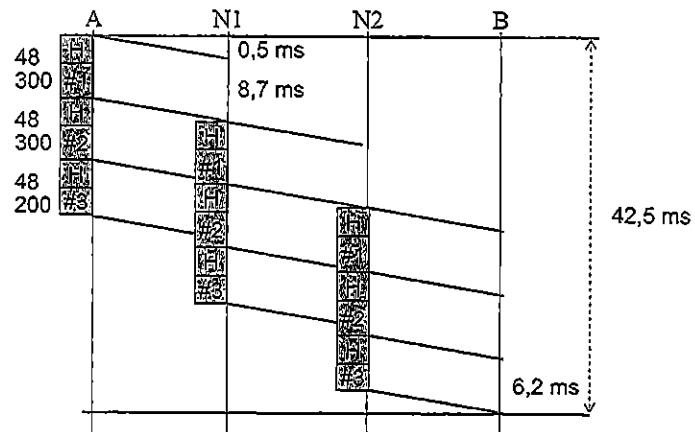
In questo secondo caso il campo utile massimo dei pacchetti è pari a 300 bit. Saranno quindi necessari 3 pacchetti per trasferire l'intero messaggio. I primi due pacchetti avranno lunghezza massima (campo utile=300 bit), l'ultimo dovrà trasferire  $800-600=200$  bit.

Il tempo necessario per il trasferimento sarà quindi dato da:

$$D_2 = 3 * D + 2 * \frac{H+L}{C} + 3 * \frac{H}{C} + \frac{M}{C} = 3 * 0,5 \text{ ms} + 2 * 8,7 \text{ ms} + 23,6 \text{ ms} = 42,5 \text{ ms}$$

dove  $L'$  rappresenta la lunghezza del campo utile in questo secondo caso.

Si può rappresentare l'evoluzione del trasferimento nel seguente diagramma spazio-tempo.



Si noti che, pur aumentando il numero di pacchetti richiesti per il trasferimento del messaggio (e quindi la quantità di extra-informazione legata alle intestazioni dei pacchetti stessi), il ritardo complessivamente risulta inferiore rispetto al caso precedente. Questo è dovuto alla possibilità di trasferire i pacchetti in parallelo sulle varie interfacce di rete (effetto "pipeline"). Ad esempio quando il pacchetto #1 attraversa l'ultima interfaccia, il pacchetto #2 è in viaggio sulla seconda interfaccia mentre il pacchetto #3 viene spedito sulla prima interfaccia.

## ESERCIZIO 32

Un Client HTTP è interconnesso ad un Server HTTP attraverso la porzione di rete Internet mostrata in figura 20. Il Client apre una connessione TCP verso il Server HTTP per richiedere il trasferimento di una pagina WEB memorizzata su tale Server.

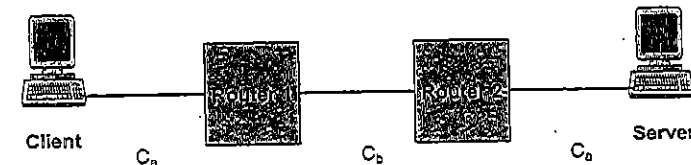


Figura 20

Una volta instaurata la connessione TCP, l'interazione tra Client e Server avviene mediante l'invio di un messaggio di richiesta HTTP da parte del Client e l'invio di messaggio di risposta HTTP, contenente la pagina WEB, da parte del Server. Il messaggio di richiesta è costituito da 40 byte, mentre il messaggio di risposta è costituito da 140 byte.

Si supponga che:

- i) i segmenti TCP attraverso cui vengono trasportati i messaggi di richiesta/risposta siano costituiti da 20 byte di intestazione e da un campo informativo di dimensione variabile, con lunghezza massima di 40 byte. Un pacchetto IP sia in grado di trasferire per intero un segmento TCP e abbia a sua volta una intestazione IP di dimensione uguale a 20 byte;
- ii) il ritmo di trasmissione sulle interfacce Client-Router e Router-Server sia  $C_a=160$  kbit/s;
- iii) il ritmo di trasmissione sull'interfaccia Router-Router sia  $C_b=320$  kbit/s;
- iv) il ritardo di propagazione su ogni interfaccia sia  $t_p=1$  ms;
- v) il carico sui Router sia trascurabile;
- vi) il tempo di elaborazione dei pacchetti da parte dei Router sia trascurabile,

mentre il tempo di elaborazione della richiesta da parte del Server sia  $t_0=2$  ms;  
 vii) non avvengano ritrasmissioni di segmenti da parte del protocollo TCP;  
 viii) la finestra iniziale TCP sia tale da poter trasferire tutti i segmenti necessari per il file di risposta.

Si chiede di:

1. rappresentare graficamente in un diagramma spazio-tempo l'evoluzione temporale, a livello IP, del trasferimento richiesta/risposta tra Client e Server nell'ambito della connessione TCP precedentemente instaurata;
2. calcolare il ritardo di trasferimento complessivo dall'istante  $t_0$  in cui il client invia la richiesta HTTP all'istante  $t_i$  in cui il client riceve l'ultimo byte del messaggio di risposta.

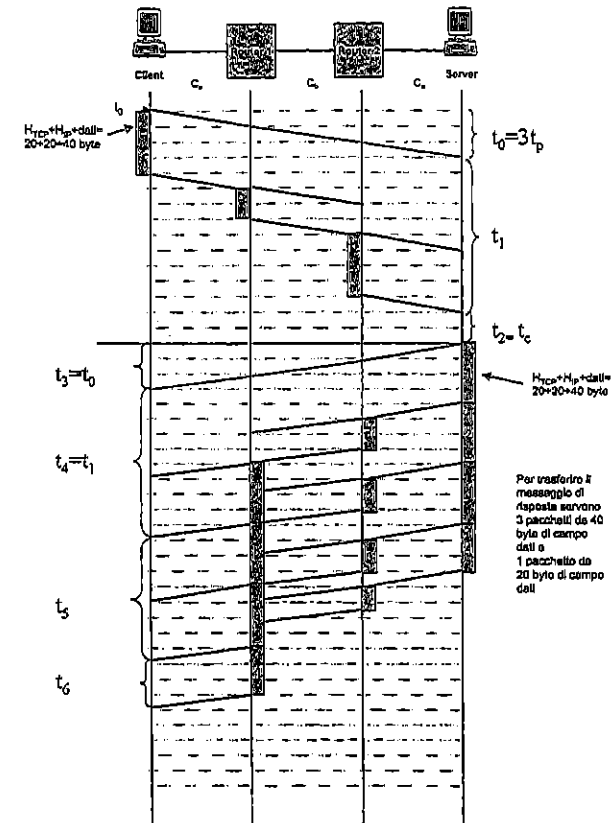
### SOLUZIONE

1. *Rappresentazione grafica dell'evoluzione temporale del trasferimento richiesta/risposta.*

Si veda grafico nella pagina successiva.

2. *Ritardo di trasferimento complessivo.*

$$\begin{aligned} \text{Ritardo totale} &= t_0 + t_1 + t_2 + t_3 + t_4 + t_5 + t_6 = 2 t_0 + 2 t_1 + t_2 + t_5 + t_6 = \\ &= 2 \cdot 3 \cdot t_p + 2 \cdot [2 \cdot (H_{TCP} + H_{IP} + 40) / C_a + (H_{TCP} + H_{IP} + 40) / C_b] + t_0 + \\ &+ 6 \cdot [(H_{TCP} + H_{IP} + 40) / C_a] + (H_{TCP} + H_{IP} + 20) / C_a = 6 + 2 \cdot [2 \cdot 4 + 2] + 2 + 2 \cdot [4] + 3 = 39 \text{ ms} \end{aligned}$$



### ESERCIZIO 33

Si consideri un percorso in una rete a pacchetto attraverso tre rami di capacità  $C$  uguale a 100 kbit/s. Si consideri il trasferimento di un flusso di dati attraverso pacchetti caratterizzati da una intestazione di lunghezza costante  $H=16$  bit e da un campo informativo di lunghezza costante  $L=40$  bit. Si consideri il trasferimento di un blocco di dati di dimensione  $M$  variabile in accordo alla seguente distribuzione di probabilità:

$$\Pr(M=16 \text{ bit})=0,2$$

$$\Pr(M=64 \text{ bit})=0,5$$

$$\Pr(M=128 \text{ bit})=0,3.$$

Si chiede di:

1. calcolare l'efficienza di utilizzazione statica definita come rapporto tra il numero medio di bit utili e il numero di medio di bit necessari allo scopo di trasferire il blocco di dati M.
2. calcolare il valore del ritardo di trasferimento del blocco di dati M quando assume dimensione massima (128 bit) attraverso i tre rami; si assuma che si possano trascurare il ritardo di immagazzinamento nei nodi e il ritardo di propagazione sui rami.

### SOLUZIONE

#### 1. Espressione e valore numerico dell'efficienza.

Per ognuna delle tre possibili dimensioni di messaggio M, il numero di pacchetti N necessario trasferire il messaggio è dato dall'espressione:  $N = \left\lceil \frac{M}{L} \right\rceil$ . Si ha quindi che l'efficienza, data come rapporto tra il numero medio di bit utili e il numero medio di bit complessivamente trasferiti è data da:

$$E = \frac{0,2 * M_1 + 0,5 * M_2 + 0,3 * M_3}{(L + H) * \left( 0,2 * \left\lceil \frac{M_1}{L} \right\rceil + 0,5 * \left\lceil \frac{M_2}{L} \right\rceil + 0,3 * \left\lceil \frac{M_3}{L} \right\rceil \right)}$$

$$E = \frac{0,2 * 16 + 0,5 * 64 + 0,3 * 128}{56 * (0,2 * 1 + 0,5 * 2 + 0,3 * 4)} = 0,5$$

#### 2. Espressione e valore numerico dell'efficienza.

Quando il messaggio M assume dimensione massima (M=128 bit) il numero di pacchetti necessari al trasferimento è quattro. Il ritardo di trasferimento attraverso le tre interfacce è quindi dato da:

$$D = 3 \frac{H+L}{C} + 4 \frac{H+L}{C} - \frac{H+L}{C} = 6 * \frac{(16+40) \text{ bit}}{100 \text{ kbit/s}} = 3,36 \text{ ms}$$

### ESERCIZIO 34

Si consideri il trasferimento di un file di  $F=M*L$  bit attraverso una rete costituita da Q rami (si veda la figura 21). Ogni ramo ha una capacità di R bit/s. Il ritardo di propagazione sui rami è trascurabile. La rete è debolmente caricata ed è quindi possibile trascurare il ritardo di attraversamento dei nodi.

Si chiede di calcolare il ritardo complessivo richiesto per il trasferimento del file F da origine a destinazione nei quattro casi seguenti.

1. Si assuma che la rete operi in accordo ad un modo di trasferimento a pacchetto orientato alla connessione. Si indichi con  $t_s$  il tempo richiesto per l'instaurazione della connessione. Il trasferimento avviene mediante pacchetti di dimensione costante costituiti da L bit informativi e H bit di intestazione.
2. Si assuma che la rete operi in accordo ad un modo di trasferimento a pacchetto senza connessione (a datagramma). Il trasferimento avviene mediante pacchetti di dimensione costante costituiti da L bit informativi e 2H bit di intestazione.
3. Si assuma che la rete operi in accordo ad un modo di trasferimento a commutazione di messaggio. Il trasferimento avviene mediante un unico messaggio costituito dall'intero file F a cui vengono aggiunti 2H bit di intestazione.
4. Si assuma infine che la rete operi in accordo ad un modo di trasferimento a commutazione di circuito. Si indichi con  $t_s$  il tempo richiesto per l'instaurazione del circuito. Il trasferimento avviene utilizzando un circuito fisico di capacità R bit/s.

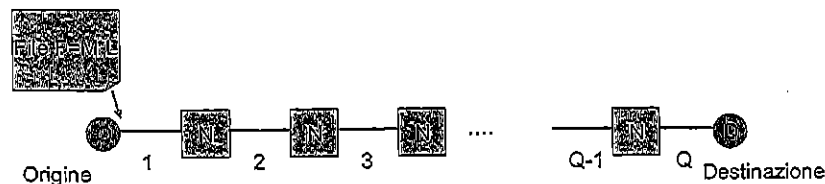


Figura 21

Per queste determinazioni i dati assegnati sono i seguenti:

- $M=50$
- $L=20$  bit
- $Q=9$
- $R=200$  bit/s
- $H=10$  bit
- $t_s=1$  s

### SOLUZIONE

#### 1. Ritardo nel caso di modo di trasferimento a pacchetto con connessione.

Il ritardo di trasferimento comprende il tempo di instaurazione della connessione e tempo di trasferimento degli  $M$  pacchetti su tutte le interfacce di rete. Si noti, grazie all'effetto "pipeline" i pacchetti viaggiano in parallelo sulle differenti interfacce di rete.

$$D = t_s + \frac{H+L}{R} * (Q-1) + \frac{H+L}{R} * M = 9,7s$$

#### 2. Ritardo nel caso di modo di trasferimento a pacchetto senza connessione.

Il ritardo di trasferimento in questo caso comprende solo il tempo di trasferimento degli  $M$  pacchetti su tutte le interfacce di rete. Nuovamente, grazie all'effetto "pipeline" i pacchetti viaggiano in parallelo sulle differenti interfacce di rete.

$$D = \frac{2H+L}{R} * (Q-1) + \frac{2H+L}{R} * M = 11,6 s$$

#### 3. Ritardo nel caso di modo di trasferimento a messaggio.

Il ritardo di trasferimento è dato dal tempo necessario a trasferire il file  $F$ , a cui vengono sommati i  $2H$  bit di intestazione, attraverso tutte le interfacce di rete.

$$D = \frac{2H+F}{R} * Q = 45,9 s$$

#### 4. Ritardo nel caso di modo di trasferimento a circuito.

Oltre al tempo necessario per l'instaurazione del circuito fisico ( $t_s$ ) il ritardo è esclusivamente dato dal tempo richiesto per trasferire  $F$  bit su un circuito a velocità  $R$  (si assume trascurabile il ritardo di attraversamento dei nodi a circuito).

$$D = t_s + \frac{F}{R} = 6 s$$

### ESERCIZIO 35

Si consideri il trasferimento di un messaggio di  $M$  bit da un terminale A ad un terminale B attraverso una rete a pacchetto costituita da due nodi e tre rami.

Si assuma che la rete adotti pacchetti di lunghezza costante costituiti da una intestazione di  $H$  bit e da un campo utile di  $L$  bit.

Si assume inoltre che:

- la capacità di trasferimento di ogni ramo della rete sia di  $C=50$  kbit/s;
- si possa trascurare il ritardo di accodamento in ognuno dei due nodi della rete e il ritardo di propagazione sui rami;
- il ritardo di elaborazione del pacchetto in ognuno dei due nodi sia dato dal rapporto tra la lunghezza dell'intestazione del pacchetto e la velocità di elaborazione del nodo  $V$  (espressa in bit/ms).

Considerando che, per il trasferimento dell'intero messaggio, si misura un rendimento di utilizzazione della capacità di ognuno dei tre rami uguale a  $U$  (riferito ai bit utili  $M$ ), si chiede di calcolare:

1. il valore di  $H$  che dà luogo al rendimento di utilizzazione  $U$  di cui sopra;
2. il ritardo di trasferimento del messaggio da A a B;
3. il ritardo di trasferimento del messaggio da A a B nel caso in cui, mantenendo lo stesso valore di  $H$ , si assume una lunghezza del campo utile del pacchetto  $L'=10*L$ .



Siano:

- $M=6000$  bit
- $L=300$  bit
- $U=60\%$
- $V=40$  bit/ms

### SOLUZIONE

#### 1. Calcolo del valore di $H$ .

Su ognuno dei tre rami di rete il rendimento di utilizzazione per trasferire il messaggio  $M$  è  $U$ .

Tale rendimento si ottiene come rapporto tra i bit utili trasferiti ( $M$ ) e i bit totali impiegati per il trasferimento.

Detto  $N$  il numero di pacchetti necessari a trasferire il messaggio  $M$  si ha:

$$U = \frac{M}{(H+L) \cdot N}$$

dato che  $N = \frac{M}{L}$  ( $M$  è multiplo intero di  $L$ )

si ha:

$$U = \frac{L}{H+L}$$

da cui si ricava  $H$  come:

$$H = \frac{L(1-U)}{U} = 200 \text{ bit}.$$

#### 2. Ritardo di trasferimento da A a B (caso 1).

Il ritardo di trasferimento da A a B è nel primo caso dato da:

$$D_{A-B} = 3 \frac{H+L}{C} + (N-1) \frac{H+L}{C} + 2 \frac{H}{V} = 230 \text{ ms}$$

#### 3. Ritardo di trasferimento da A a B (caso 2).

Nel secondo caso si utilizza un campo  $L'=10 \cdot L$ .

Si ha quindi un numero di pacchetti per trasferire il messaggio dato da

$$N' = \frac{M}{L'} = 2$$

Il ritardo di trasferimento da A a B in questo secondo caso è dato da:

$$D_{A-B} = 3 \frac{H+L'}{C} + (N'-1) \frac{H+L'}{C} + 2 \frac{H}{V} = 266 \text{ ms}.$$

### ESERCIZI PROPOSTI

#### ESERCIZIO 36

Si consideri il trasferimento di un pacchetto comprendente  $H=20$  bit di intestazione e  $L=100$  bit di campo utile attraverso una rete costituita da  $Q=4$  rami e  $Q-1$  nodi. Ogni ramo ha una capacità di  $R=300$  kbit/s. Il ritardo di propagazione sui rami è trascurabile. Assumendo che tutti i nodi della rete introducano un ritardo (dovuto all'attraversamento del nodo) di ugual valore  $T$  ms, si chiede di calcolare:

1. il valore massimo  $T_{\max}$  di  $T$  tale che il ritardo complessivo di trasferimento del pacchetto attraverso la rete sia inferiore a  $D=6$  ms;
2. il ritardo di trasferimento complessivo attraverso la rete nel caso in cui i nodi introducano un ritardo di attraversamento uguale a  $T_{\max}/2$ .

#### ESERCIZIO 37

Si considerino due reti in area geografica a pacchetto con topologia fisica ad anello interconnesse come in figura 22. I rami delle due reti sono di uguale lunghezza e unidirezionali nel verso indicato in figura. Gli autocommutatori a pacchetto  $N$  raccolgono/smistano il traffico relativo ai terminali  $T$  ad essi attestati. Il nodo  $N_1$  realizza l'interconnessione tra le due reti.

I pacchetti hanno dimensione costante costituita da  $H=4$  byte di intestazione e

$L=500$  byte di campo per il trasferimento dell'informazione utile.

Si consideri il trasferimento di un messaggio  $M$  dal terminale  $A$  al terminale  $B$ .

Assumendo che:

- la dimensione del messaggio  $M$  sia uguale a 10 kbyte;
- il ritardo di propagazione di ogni ramo sia  $\tau=1$  ms;
- i rami delle due reti abbiano tutti ugual capacità di trasferimento  $C=5$  Mbit/s;
- sia trascurabile il ritardo di attraversamento dei nodi  $N$  e  $N_i$ ;
- siano trascurabili gli eventi di errore sui rami;
- sia trascurabile il ritardo di trasferimento sui rami che connettono i terminali  $T$  ai nodi  $N$ ;

si chiede di:

1. determinare il ritardo complessivo necessario per il trasferimento del messaggio  $M$  da  $A$  a  $B$ ;
2. indicare il tempo che si guadagnerebbe nel trasferimento del messaggio nel caso in cui i rami delle due reti fossero bidirezionali.

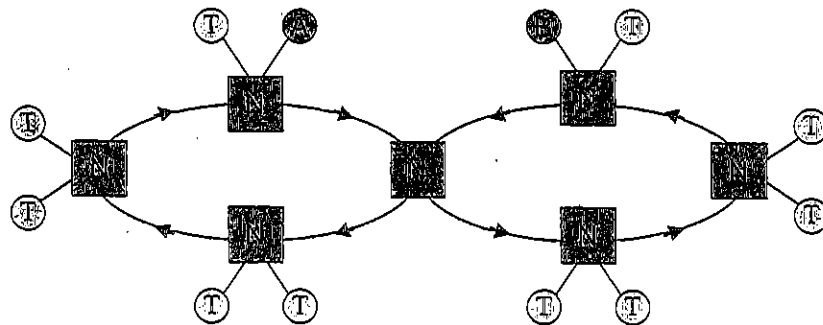


Figura 22

### ESERCIZIO 38

Si consideri la trasmissione di un file di dimensione  $F=450$  kbit attraverso una rete a pacchetto.

La porzione di rete tra sorgente e destinazione è costituita da due nodi di

commutazione e tre rami, due di accesso e uno di interconnessione fra i nodi. Ogni ramo ha una capacità  $C=2$  Mbit/s.

Si assuma che: i) il ritardo di propagazione sui rami sia trascurabile; ii) non ci sia congestione nella rete e che si possano quindi trascurare i ritardi di accodamento nei nodi.

Si vogliono confrontare, in termini di ritardo di trasferimento da estremo ad estremo, due modi di trasferimento: uno a "messaggio" (caso a), l'altro a "pacchetto" (caso b).

Nel caso a) l'intero file costituisce il testo dell'unità informativa a cui vengono aggiunti  $h=500$  bit di intestazione. Nel caso b) il file viene suddiviso in  $N=300$  pacchetti di dimensione costante; ad ogni pacchetto vengono aggiunti gli  $h=500$  bit di intestazione. In entrambi i casi i nodi operano ad immagazzinamento e rilancio.

Si chiede di

1. calcolare il tempo necessario a trasferire il file nei casi a) e b);
2. indicare qualitativamente per il caso b) qual è l'effetto sul ritardo di trasferimento del file di scelte differenti di valori di  $N$ .

**VI. ACCESSO MULTIPLO CON ASSEGNAZIONE DINAMICA****ESERCIZIO 39**

Si consideri una rete in area locale in cui si adotta uno schema di accesso multiplo dinamico nel dominio del tempo. Si assuma un asse dei tempi non suddiviso in intervalli temporali e uno schema di accesso perfetto (il meccanismo di accesso consente un solo trasferimento alla volta; il traffico comporta trasferimenti senza soluzione di continuità; i trasferimenti non richiedono extra-informazione; il ritardo di propagazione non varia modificando le stazioni tra cui avviene il trasferimento).

Siano: i)  $R = 10$  Mbit/s la capacità di trasferimento del mezzo di comunicazione; ii)  $L$  la lunghezza del mezzo; iii)  $c = 200000$  km/s la velocità di propagazione del segnale sul mezzo; iv)  $M = 400$  bit la lunghezza costante delle Unità Informative (UI) che transitano sul mezzo.

Si chiede di:

1. calcolare il valore di  $L$  tale per cui il rendimento di utilizzazione del mezzo multi-accesso sia uguale a 0,6;
2. calcolare quale deve essere la dimensione della UI tale per cui, a parità di utilizzazione, si possa estendere la rete in un raggio di 10 km.

**SOLUZIONE****1. Calcolo del valore di  $L$ .**

Trattandosi di un generico schema di accesso multiplo dinamico nel dominio del tempo il rendimento di utilizzazione, calcolato come il massimo della portata media normalizzata, è dato da:

$$\max \rho = \frac{1}{1+a} = \frac{1}{1+\frac{RD}{M}} \quad (1)$$

dove  $D$  rappresenta il ritardo di propagazione sul mezzo trasmissivo, che per ipotesi è da considerare costante. Si ricorda che  $a$  rappresenta la lunghezza del mezzo trasmissivo normalizzata rispetto alla lunghezza dell'unità informativa.

Ricordando che  $D = \frac{L}{c}$  si può ricavare  $L$  in funzione degli altri parametri:

$$\max \rho = \frac{1}{1+\frac{RL}{Mc}} \Rightarrow L = \frac{1-\max \rho}{\max \rho} \cdot \frac{cM}{R} = \frac{0,4}{0,6} \cdot \frac{2 \cdot 10^8 \text{ m/s} \cdot 400 \text{ bit}}{10 \cdot 10^6 \text{ bit/s}} = 5,333 \text{ km}$$

## 2. Dimensione della Unità informativa.

Volendo estendere la dimensione della rete sarà necessario ampliare la dimensione dell'unità informativa in maniera che la lunghezza del mezzo trasmissivo normalizzata rispetto alla lunghezza dell'unità informativa rimanga la stessa.

Il calcolo può essere fatto ricavando  $M$  dalla formula (1):

$$M_1 = \frac{\max \rho}{1-\max \rho} \cdot \frac{RL_1}{c} = \frac{0,6}{0,4} \cdot \frac{10 \cdot 10^6 \text{ bit/s} \cdot 10 \cdot 10^3 \text{ m}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} = 750 \text{ bit}$$

oppure uguagliando i due valori della lunghezza normalizzata del mezzo trasmissivo:  $a = a_1$ .

## ESERCIZIO 40

Una rete ad accesso multiplo operante secondo il protocollo CSMA/CD è caratterizzata dai seguenti parametri:

- lunghezza minima dell'unità informativa  $L = 64$  byte;
- tempo di rivelazione della collisione  $T_R = 2 \mu\text{s}$ ;
- velocità di propagazione del segnale sul mezzo trasmissivo  $c = 2 \times 10^8 \text{ m/s}$ ;
- capacità di trasferimento del mezzo  $R = 100 \text{ Mbit/s}$ .

Si assuma che la rete sia costituita da un unico dominio di collisione.

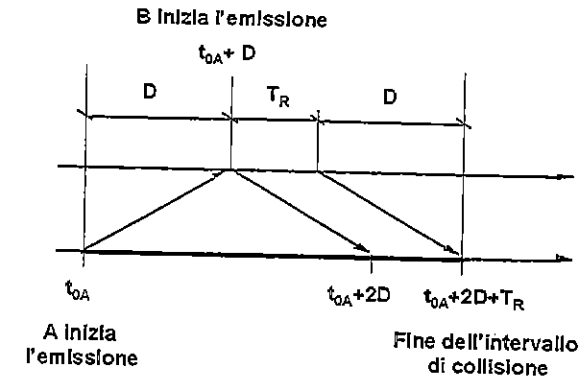
Si chiede di:

1. valutare l'estensione massima del dominio di collisione (ovvero la massima distanza in metri che permette a due stazioni di rivelare una collisione), evidenziando l'uso dei parametri sopra indicati;
2. indicare come varia la dimensione di tale dominio nel caso in cui la lunghezza minima dell'unità informativa venga dimezzata.

## SOLUZIONE

### 1. Estensione massima del dominio di collisione.

Come si può evincere dalla seguente figura



il tempo totale necessario affinché, nel caso di collisione, i terminali interrompano l'emissione è  $T = 2D + T_R$  essendo trascurabile il tempo di permanenza nello stato di collisione ed essendo  $D$  il ritardo di propagazione massimo tra le stazioni. In questo modo si può ricavare il valore di  $L$  corrispondente a tale tempo:  $L = R \cdot T$ . Indicando con  $d$  la lunghezza del mezzo trasmissivo corrispondente all'estensione massima del dominio di collisione e

ricordando che si ha  $D = \frac{d}{c}$ , si può ricavare:

$$L_{\min} = \left(2 \frac{d}{c} + T_R\right) * R \Rightarrow d = 2 * \left(\frac{L_{\min}}{R} - T_R\right) * c$$

$$d = 2 * \left(\frac{64 * 8 \text{ bit}}{100 * 10^6 \text{ bit/s}} - 2 * 10^{-6} \text{ s}\right) * 2 * 10^8 \text{ m/s} = 1248 \text{ m}$$

## 2. Variazione dell'estensione del dominio nel caso in cui la UI venga dimezzata.

Riapplicando la formula precedente con  $L_{\min} = \frac{L}{2}$  si ottiene  $d = 224 \text{ m}$ .

Si osservi che l'estensione del dominio di collisione non è diminuita proporzionalmente. Questo a causa del tempo di rivelazione della collisione che non diminuisce e quindi contribuisce in maniera inversa al risultato. Infatti, indicando con  $d(L, R, T_R)$  la dipendenza dell'estensione del dominio di collisione da  $L$ ,  $R$  e  $T_R$ , si ha:

$$d' = 2 \left( \frac{L/k}{R} - T_R \right) = 2 \left( \frac{L}{kR} - T_R \right) = \frac{2}{k} \left( \frac{L}{R} - kT_R \right) = \frac{1}{k} d(L, R, kT_R).$$

Nel nostro caso nel dimezzare l'unità informativa, a parità degli altri parametri, il tempo di rivelazione della collisione deve raddoppiare affinché l'estensione del dominio di collisione possa risultare dimezzata.

### ESERCIZIO 41

Una rete in area locale, che adotta il CSMA/CD come protocollo di accesso, ha un'estensione tale per cui il ritardo di propagazione massimo da estremo ad estremo è  $D$  s. Il ritmo binario di trasferimento della rete è di  $R$  bit/s. Si assuma trascurabile il tempo necessario ad una generica stazione per rivelare una collisione.

Determinare:

1. la lunghezza minima della MAC-PDU che può essere emessa da una stazione in modo tale che tutte le stazioni della rete siano in grado di rilevare una

collisione;

2. l'efficienza di utilizzazione massima della rete nel caso in cui si adottino MAC-PDU della lunghezza minima di cui in 1.

Siano:

- $D = 20 \text{ s}$
- $R = 600 \text{ bit/s}$

### SOLUZIONE

#### 1. Lunghezza minima della MAC PDU

La lunghezza minima della MAC PDU dipende dal tempo totale necessario affinché tutti i terminali rilevino l'eventuale collisione  $T = 2D + T_R$ , essendo  $T_R$  il tempo necessario per la rivelazione della collisione, e dalla capacità del canale moltiplicato  $R$ , quindi:

$$L_{\min} = (2D + T_R) * R.$$

Nel caso in esame, essendo  $T_R$  trascurabile per ipotesi, si avrà:

$$L_{\min} = 2DR = 2 * 20 \text{ s} * 600 \text{ bit/s} = 24000 \text{ bit} = 24 \text{ kbit}.$$

#### 2. Efficienza di utilizzazione massima

L'efficienza del protocollo CSMA/CD può essere espressa dal valore massimo della portata media che vale

$$E = \frac{T}{T + 2D/A}$$

dove  $T$  esprime il tempo necessario a trasmettere una MAC-PDU, che nel caso

in esame vale  $\frac{L_{\min}}{R} = \frac{24 * 10^3 \text{ bit}}{600 \text{ bit/s}} = 40 \text{ s}$ , ed  $A$  esprime la probabilità di trasmettere

una MAC-PDU con successo.

Il valore di  $A$  dipende principalmente dalla probabilità con cui le stazioni tentano

una trasmissione all'inizio di ogni intervallo di contesa e tende al valore limite  $\frac{1}{e}$  al crescere del numero di stazioni.

Quindi si avrà:

$$E = \frac{40s}{40s + 2 * 20s * 2,7183} = 0,27.$$

### ESERCIZI PROPOSTI

#### ESERCIZIO 42

Una rete in area locale adotta uno schema di accesso multiplo CSMA/CD ed è caratterizzata dai seguenti parametri:

- tempo di rivelazione della collisione  $T_R = 2 \mu s$ ;
- velocità di propagazione del segnale sul mezzo trasmissivo  $v = 2 \times 10^8$  m/s;
- capacità di trasferimento del mezzo trasmissivo  $R = 100$  Mbit/s.

Si assuma che le uniche limitazioni sull'estensione della rete siano quelle legate al funzionamento della Collision Detection e che esista un solo dominio di collisione.

Si ipotizzi inoltre che la lunghezza minima dell'Unità Informativa (UI) possa assumere tre valori differenti uguali a  $L_1 = 64$  byte,  $L_2 = 128$  byte e  $L_3 = 256$  byte.

Si chiedè di riportare nel grafico di figura 23 i tre valori di estensione massima del dominio di collisione (ovvero la massima distanza in metri che permette a due stazioni di rivelare una collisione), in corrispondenza delle tre possibili lunghezze delle UI. Si evidenzi l'uso dei parametri e delle ipotesi sopra esposte.

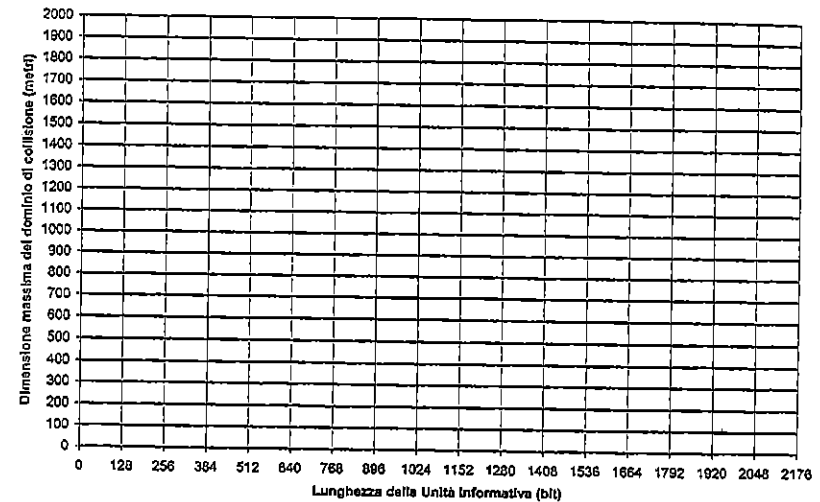


Figura 23

#### QUESITO 21

Una tecnica di accesso multiplo statica:

- può dare luogo a collisioni
- non dà mai luogo a collisioni
- può dare luogo a collisioni se il controllo è distribuito

#### QUESITO 22

Nel caso si usi una tecnica di accesso multiplo dinamica, il protocollo MAC:

- è necessario per svolgere la funzione di coordinamento nella condivisione dinamica della capacità del mezzo multiaccesso
- è un elemento opzionale dell'architettura dei protocolli, utile per migliorare le prestazioni in termini di efficienza di utilizzazione del mezzo multiaccesso
- è necessario per proteggere dagli errori le unità di dati trasmesse sul mezzo

multiaccesso

**QUESITO 23**

La portata media realizzabile in un mezzo multiaccesso mediante un dato protocollo MAC dipende:

- a) dal carico (numero di pacchetti offerti al secondo) generato dalle stazioni e dalle procedure del protocollo stesso
- b) dalle sole procedure del protocollo MAC
- c) soltanto dal carico (numero di pacchetti offerti al secondo) generato dalle stazioni

**QUESITO 24**

La massima portata media di un protocollo MAC può essere resa prossima alla capacità di trasferimento del mezzo:

- a) se il ritardo di propagazione è sufficientemente grande rispetto al tempo di trasmissione di una MAC PDU
- b) se il ritardo di propagazione è di valore paragonabile al tempo di trasmissione di una MAC PDU
- c) se il ritardo di propagazione è sufficientemente piccolo rispetto al tempo di trasmissione di una MAC PDU

**QUESITO 25**

In una LAN, che opera con il protocollo MAC CSMA/CD, la capacità di trasferimento e la lunghezza del mezzo sono uguali a 10 Mbit/s e 0,5 km rispettivamente. Tenendo conto che la velocità di propagazione del mezzo è di 200000 km/s, qual è la lunghezza minima di una trama MAC?

- a) 50 bit
- b) 500 bit
- c) 20 bit

**QUESITO 26**

In un mezzo multiaccesso con accesso multiplo perfetto il ritardo di propagazione massimo è 0,1 ms, la lunghezza delle MAC PDU è 1024 byte e il ritmo binario di trasmissione è 100 Mbit/s. Il valore massimo del coefficiente di utilizzazione del mezzo multiaccesso è:

- a) 0,45
- b) 1
- c) dipendente dal carico (numero di MAC PDU per unità di tempo) offerto al mezzo multiaccesso

**QUESITO 27**

L'elemento chiave per evitare il reiterarsi di collisioni in un accesso multiplo casuale è:

- a) l'aggiunta di un campo di rivelazione di errore nelle MAC PDU
- b) la casualizzazione della durata dell'intervallo di tempo di attesa prima di tentare la nuova emissione (back-off)
- c) la possibilità di ascoltare il mezzo multiaccesso per verificare la presenza di trasmissioni in corso prima di iniziare una nuova trasmissione

**QUESITO 28**

In un protocollo ALOHA non slottato, la trasmissione di una MAC PDU dura 10 ms a partire dall'istante  $t_0$ . L'intervallo di vulnerabilità associato a questa MAC PDU è:

- a)  $[t_0, t_0+20\text{ms}]$
- b)  $[t_0-10\text{ms}, t_0+10\text{ms}]$
- c)  $[t_0-20\text{ms}, t_0]$

**QUESITO 29**

In un protocollo slotted ALOHA la durata dello slot è 1 ms. La portata media

massima normalizzata è 0,15. Questo significa che il valore medio del numero di MAC PDU che sono trasferite con successo è al massimo:

- a) 1000 PDU/s
- b) 150 PDU/s
- c) dipendente dalla probabilità di collisione

**QUESITO 30**

In un protocollo CSMA la durata della trasmissione di una PDU è 10 ms e il valore massimo del tempo di propagazione sul mezzo multiaccesso è 0,1 ms. L'intervallo di vulnerabilità associato alla PDU è:

- a) 20 ms
- b) 1,1 ms
- c) 0,2 ms

**QUESITO 31**

Allo scopo di abilitare la Collision Detection in un protocollo CSMA/CD occorre:

- a) che le MAC PDU abbiano una lunghezza minima tale che la loro trasmissione duri almeno quanto l'intervallo di vulnerabilità più il tempo di rivelazione della collisione
- b) che le MAC PDU abbiano una lunghezza massima non superiore al doppio del massimo ritardo di propagazione del mezzo multiaccesso
- c) che il mezzo multiaccesso presenti una topologia a bus

**QUESITO 32**

Si consideri un accesso multiplo perfetto con massimo ritardo di propagazione uguale a 0,1 ms e ritmo binario di trasmissione sul mezzo multiaccesso uguale a 100 Mbit/s. Per ottenere una utilizzazione massima di almeno l'80 per cento occorre che la lunghezza delle PDU (supposta costante) sia:

- a) non superiore a 5000 byte

- b) uguale a 1250 byte
- c) non inferiore a 5000 byte

**QUESITO 33**

In un accesso multiplo slotted ALOHA la portata media normalizzata in condizioni stazionarie (probabilità di successo della trasmissione) è 0,2 e il ritmo binario sul mezzo multiaccesso è 1,25 Mbit/s. Qual è il numero massimo di stazioni che possono competere affinché ogni stazione possa raggiungere una portata uguale a 7 kbyte/s?

- a) 22
- b) 4
- c) una sola



**VII. RETI IN AREA LOCALE****ESERCIZIO 43**

Si consideri una rete in area locale di tipo Ethernet (protocollo di accesso CSMA/CD). La rete è costituita da tre segmenti di differente estensione interconnessi attraverso due elementi di interconnessione A (cfr. figura 24). Solo i due segmenti estremi sono popolati da stazioni (S). Le stazioni hanno sempre trame informative da trasferire e viene adottato un comportamento 1-persistente. Si assuma di poter impiegare, come probabilità  $p$  di successo in un intervallo di contesa, il valore limite  $1/e$  ottenibile quando il numero di stazioni tende all'infinito.

Si assuma inoltre che:

- la dimensione delle trame sia  $F = 128$  byte;
- la capacità di trasferimento del mezzo trasmissivo sia  $R = 10$  Mbit/s;
- le dimensioni dei tre segmenti siano  $L_1 = 100$  m,  $L_2 = 300$  m e  $L_3 = 100$  m;
- la velocità di propagazione del segnale sul mezzo trasmissivo sia  $c = 10 \cdot 10^5$  m/s;
- gli elementi di interconnessione A possono essere di due tipi: 1) ripetitori (repeater); 2) bridge.

Si chiede di:

1. evidenziare brevemente la differenza tra i due tipi di elementi di interconnessione.
2. calcolare il valore dell'efficienza del protocollo CSMA/CD nel caso in cui gli elementi A di interconnessione siano dei ripetitori ovvero dei bridge.

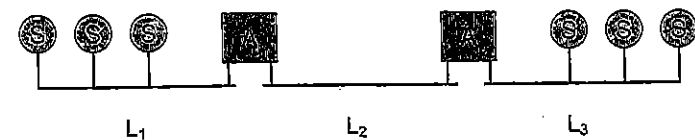


Figura 24

**SOLUZIONE****1. Differenza tra i due tipi di elementi di interconnessione.**

Le differenze fondamentali tra i due tipi di elementi di interconnessione si riferiscono al dominio di collisione e allo strato di appartenenza delle funzioni svolte; dato che l'efficienza dipende dall'ampiezza del dominio di collisione, c'è da aspettarsi una maggiore efficienza nel caso Bridge.

**Ripetitori**

- la rete costituisce un unico dominio di collisione di estensione  $L=500m$ ;
- le funzioni di interconnessione si collocano nello strato 1; saranno svolte quindi essenzialmente le funzioni di rigenerazione, amplificazione e ritrasmissione verso tutte le stazioni.

**Bridge**

- la rete è costituita da tre domini di collisione di estensione  $L_1=100m$ ,  $L_2=300m$ ,  $L_3=100m$ ;
- le funzioni di interconnessione si collocano nello strato 2; saranno svolte quindi le funzioni di filtraggio in base alla stazione destinataria.

**2. Valori dell'efficienza.****Caso di elementi di interconnessione di tipo Repeater**

L'espressione dell'efficienza per le reti Ethernet è data da:  $E = \frac{1}{1 + \frac{2eLR}{cF}}$ , dove

$L$  è la lunghezza complessiva del dominio di collisione. Quindi:

$$E = \frac{1}{1 + \frac{2 \cdot 2,7183 \cdot 500m \cdot 10 \cdot 10^6 \text{ bit/s}}{10 \cdot 10^6 \text{ m/s} \cdot 128 \cdot 8 \text{ bit}}} = 0,2742.$$

**Caso di elementi di interconnessione di tipo Bridge**

In questo caso, utilizzando ancora la formula precedente, avremo tre valori differenti in corrispondenza dei tre domini di collisione; di questi valori sarà

opportuno considerare il più piccolo in quanto limitante per tutti gli altri.

Dato che il valore dell'efficienza è inversamente proporzionale all'estensione del dominio di collisione sarà sufficiente calcolare l'efficienza del dominio più grande,  $L_2=300m$ . Si avrà:

$$E = \frac{1}{1 + \frac{2eL_2R}{cF}} = \frac{1}{1 + \frac{2 \cdot 2,7183 \cdot 300m \cdot 10 \cdot 10^6 \text{ bit/s}}{10 \cdot 10^6 \text{ m/s} \cdot 128 \cdot 8 \text{ bit}}} = 0,3864.$$

Come ci si aspettava in questo caso l'efficienza è maggiore del caso di elementi di interconnessione di tipo Repeater.

**ESERCIZIO 44**

Si consideri una rete in area locale di tipo Ethernet 10BaseT strutturata in accordo alla figura 25. Si assuma che la tabella del Bridge sia già completamente configurata.

Ipotizzando che la stazione  $S_1$  debba trasmettere una trama verso la stazione  $S_6$  si chiede indicare quali operazioni vengono svolte su tale trama in corrispondenza del Bridge e degli Hub 1, 2 e 3.

Assumendo poi che:

- la dimensione delle trame sia  $F=128$  byte;
- la capacità di trasferimento dei mezzi trasmissivi sia  $R=10$  Mbit/s;
- le dimensioni dei segmenti (sia tra stazioni e Hub che tra Hub e Bridge) siano di 50 m;
- la velocità di propagazione del segnale sul mezzo trasmissivo sia  $c=10 \cdot 10^6$  m/s;
- esistano le ipotesi per poter impiegare, come probabilità  $p$  di successo in un intervallo di contesa, il valore limite  $1/e$  ottenibile quando il numero di stazioni tende all'infinito;

si chiede di calcolare l'efficienza di trasferimento associata ad una trasmissione dalla stazione  $S_1$  alla stazione  $S_2$ .

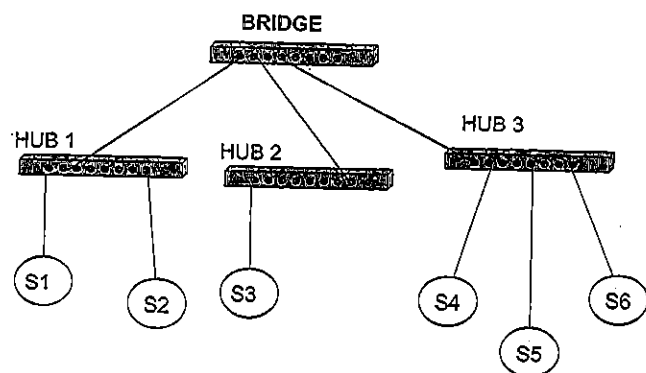


Figura 25

## SOLUZIONE

## 1. Operazioni svolte dai differenti apparati.

**Bridge:** il bridge legge l'indirizzo di destinazione della trama entrante, rileva dalla sua tabella che il destinatario si trova sull'interfaccia HUB3, inoltra la trama sulla sola porta HUB3.

**Hub 1:** l'Hub 1 ritrasmette la trama ricevuta da S1 su tutte le sue porte di uscita attive dell'Hub stesso;

**Hub 2:** l'Hub 2 non compie operazioni in quanto non riceve alcuna trama;

**Hub 3:** l'Hub 3 ritrasmette la trama ricevuta dal bridge su tutte le porte di uscita attive. La trama arriverà quindi ad S6.

## 2. Efficienza di trasferimento dalla stazione S1 alla stazione S2.

Con le ipotesi date, l'espressione dell'efficienza per la rete Ethernet è data da:

$$E = \frac{1}{1 + \frac{2eLR}{cF}}$$

dove L è la lunghezza complessiva del dominio di collisione. Avendo un

elemento di interconnessione di tipo Bbridge tra i tre Hub, avremo tre valori di efficienza in corrispondenza dei tre domini di collisione; di questi si dovrebbe considerare il più piccolo in quanto limitante per tutti gli altri; nel caso in esame abbiamo tre domini di uguale estensione  $L=100m$  e quindi di uguale efficienza.

Si avrà:

$$E = \frac{1}{1 + \frac{2eLR}{cF}} = \frac{1}{1 + \frac{2 \cdot 2,7183 \cdot 100m \cdot 10 \cdot 10^6 \text{ bit/s}}{10 \cdot 10^6 m/s \cdot 128 \cdot 8 \text{ bit}}} = 0,65.$$

## ESERCIZIO 45

Si deve realizzare una LAN di tipo Ethernet 100BaseT dalla topologia indicata in figura 26. La LAN dovrà essere costituita da due elementi di interconnessione che dovranno essere entrambi degli Hub oppure entrambi dei Bridge, da tre Hub e da sette stazioni (S).

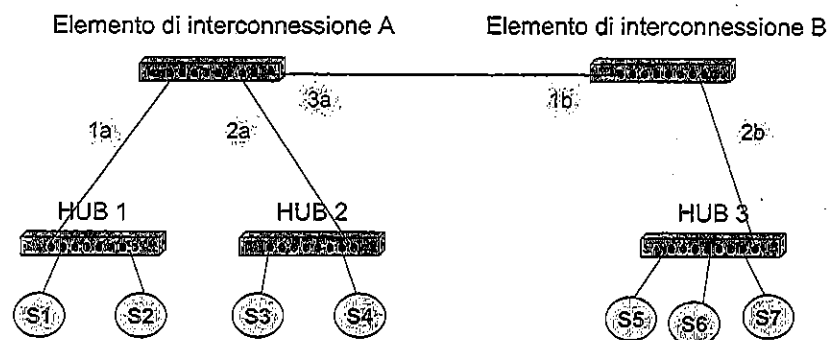


Figura 26

Si assuma che:

- la capacità di trasferimento dei rami della rete sia  $R = 100 \text{ Mbit/s}$ ;
- la lunghezza di tutti i segmenti di interconnessione sia di  $50m$ ;
- la lunghezza delle trame Ethernet sia  $F=128 \text{ byte}$ ;
- la velocità di propagazione del segnale sul mezzo trasmissivo sia  $c=2 \cdot 10^8 m/s$ ;

- sussistano le ipotesi per poter impiegare, come probabilità  $p$  di successo in un intervallo di contesa, il valore limite  $1/e$  ottenibile quando il numero di stazioni tende all'infinito ( $e=2,7182$ ).

Si chiede di:

- illustrare le principali differenze derivanti dalla scelta dei due tipi di dispositivo di interconnessione (Hub-Hub, Bridge-Bridge);
- calcolare l'efficienza di trasferimento nei due casi citati;
- completare le tabelle di instradamento nel caso in cui gli elementi di interconnessione siano Bridge e la LAN sia operativa già da un certo lasso di tempo. Si indichi nella prima colonna l'indirizzo della stazione (si indichi per semplicità solo il nome, ad es. Stazione 1) e la corrispondenza con l'interfaccia verso cui inoltrare un'eventuale trama Ethernet diretta verso la stazione stessa.

Indirizzo Stazione	Interfaccia
Stazione 1	

Tabella Bridge A

Indirizzo Stazione	Interfaccia
Stazione 1	

Tabella Bridge B

### SOLUZIONE

- Differenza derivante dalla scelta Hub-Hub e Bridge-Bridge per gli elementi A-B.

Le differenze tra i due tipi di dispositivi di interconnessione riguardano il dominio di collisione e lo strato di appartenenza delle funzioni svolte; dato che l'efficienza dipende dall'ampiezza del dominio di collisione, c'è da aspettarsi una maggiore efficienza nel caso Bridge-Bridge.

#### Hub

- la rete costituisce un unico dominio di collisione di ampiezza  $L=250m$ ;
- le funzioni di interconnessione si collocano nello strato 1; saranno svolte quindi le funzioni di rigenerazione, amplificazione e ritrasmissione verso tutte le

stazioni.

#### Bridge

- la rete è costituita da quattro domini di collisione di ampiezza  $L_1=L_2=L_3=L_4=100m$ ,  $L_3=50m$ ;
- le funzioni di interconnessione si collocano nello strato 2; saranno svolte quindi le funzioni di filtraggio in base alla stazione destinataria.

#### 2. Efficienza.

##### Caso Hub-Hub

Con le ipotesi date, l'espressione dell'efficienza per la rete Ethernet è data da:

$$E = \frac{1}{1 + \frac{2eLR}{cF}}$$

dove  $L$  è la lunghezza complessiva del dominio di collisione.

Avendo come elementi di interconnessione due Hub, avremo un dominio di collisione di estensione  $L=250m$ ; quindi si avrà:

$$E = \frac{1}{1 + \frac{2eLR}{cF}} = \frac{1}{1 + \frac{2 * 2,7182 * 250m * 100 * 10^6 \text{ bit/s}}{2 * 10^8 \text{ m/s} * 128 * 8 \text{ bit}}} = 0,601.$$

##### Caso Bridge-Bridge

In questo caso, avendo come elementi di interconnessione due bridge, avremo quattro valori di efficienza in corrispondenza dei quattro domini di collisione; di questi si dovrebbe considerare il più piccolo in quanto limitante per tutti gli altri; dato che il valore dell'efficienza è inversamente proporzionale all'estensione del dominio di collisione, a parità di capacità e dimensione della trama, sarà sufficiente calcolare l'efficienza nel caso dei tre domini più grandi,  $L_1=L_2=L_3=100m$ , corrispondenti ai tre hub tralasciando il collegamento bridge-bridge. Si avrà:

$$E = \frac{1}{1 + \frac{2eL_1R}{cF}} = \frac{1}{1 + \frac{2 * 2,7182 * 100m * 100 * 10^6 \text{ bit/s}}{10 * 10^8 \text{ m/s} * 128 * 8 \text{ bit}}} = 0,79.$$

Come ci si aspettava in questo caso l'efficienza è maggiore del caso Hub-Hub.

## 3. Tabelle di instradamento.

Le tabelle d'instradamento indicano l'interfaccia su cui il Bridge ritrasmette la trama ricevuta. Si avrà:

Indirizzo Stazione	Interfaccia
Stazione 1	1a
Stazione 2	1a
Stazione 3	2a
Stazione 4	2a
Stazione 5	3a
Stazione 6	3a
Stazione 7	3a

Tabella Bridge A

Indirizzo Stazione	Interfaccia
Stazione 1	1b
Stazione 2	1b
Stazione 3	1b
Stazione 4	1b
Stazione 5	2b
Stazione 6	2b
Stazione 7	2b

Tabella Bridge B

## ESERCIZI PROPOSTI

## ESERCIZIO 46

Si deve realizzare una LAN Ethernet in due edifici come indicato in figura 27. Ciascun segmento della rete deve interconnettere tre Host (H) posti nei due edifici alle distanze indicate. Tutti i collegamenti devono essere realizzati con connessioni 10BaseT e in relazione ai dispositivi D c'è la possibilità di scegliere indifferentemente tra Hub o Bridge.

Oltre a quanto indicato in figura siano:

- $F = 128$  byte la dimensione delle trame Ethernet;
- $c = 2 \cdot 10^8$  m/s la velocità di propagazione del segnale sul mezzo trasmissivo.

Si assuma inoltre che sussistano le ipotesi per poter impiegare come probabilità  $p$  di successo in un intervallo di contesa il valore limite  $1/e$  ottenibile quando il numero di stazioni tende all'infinito.

Si chiede di:

1. indicare brevemente quali sono le principali differenze derivanti dalla scelta delle diverse combinazioni che si possono adottare riguardo i dispositivi di interconnessione D;
2. calcolare in ognuna delle combinazioni di cui in 1. l'efficienza di rete dei vari

domini di collisione che si vengono a creare.

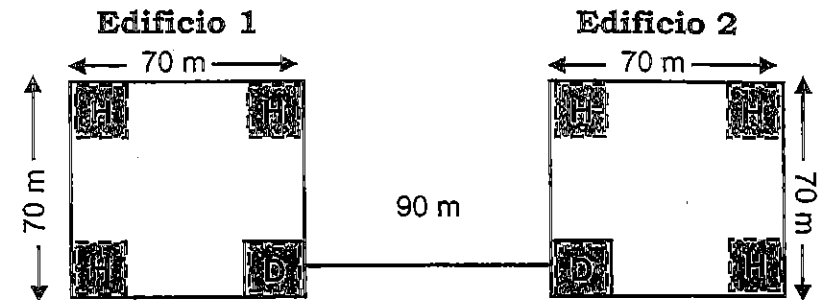


Figura 27

## ESERCIZIO 47

Si considerino due LAN interconnesse attraverso un Router (figura 28). Gli elementi (Host) di queste LAN adottano il protocollo IP; le LAN possono quindi essere considerate a tutti gli effetti sotto-reti facenti parte della rete Internet.

Si assuma che:

- le due LAN abbiano gli indirizzi e le maschere di sotto-rete indicate in figura 28;
- l'infrastruttura di livello 2 (MAC) sia una Ethernet 10BaseT;
- le trame MAC siano di dimensione uguale a  $L$  bit;
- le lunghezze dei segmenti nella sotto-rete 1 siano tutte di  $F$  metri mentre quelle della sotto-rete 2 di  $G$  metri;
- la velocità di propagazione del segnale sul mezzo trasmissivo sia di 200000 km/s.

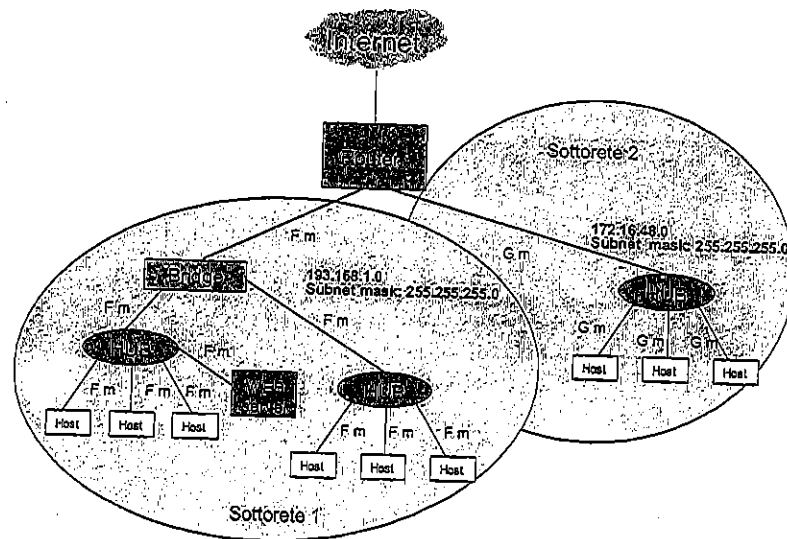


Figura 28

Si chiede di:

1. Indicare il numero complessivo di domini di collisione della rete di figura 28 (escludendo il segmento che connette il Bridge al Router);
2. Calcolare, nell'ipotesi in cui il numero di stazioni tende all'infinito, l'efficienza massima di trasferimento a livello MAC e quella minima;
3. Completare la figura associando possibili indirizzi IP ai dispositivi di rete;

Per queste determinazioni i dati assegnati sono i seguenti:

- $L = 64$  bit
- $F = 100$  metri
- $G = 50$  metri

**QUESITO 34**

Un Bridge è connesso a tre segmenti di LAN, S1, S2 e S3. Il Bridge riceve una trama MAC dal segmento S3, indirizzata ad una stazione il cui indirizzo non figura nella tabella del bridge. Allora il bridge:

- a) rilancia la trama sui segmenti S1 e S2
- b) scarta la trama
- c) interroga le stazioni dei segmenti S1 e S2 per scoprire su quale segmento si trova il destinatario della trama

**QUESTO 35**

Il campo FCS nelle trame Ethernet serve:

- a) a verificare la presenza di errori nella trama ricevuta e, nel caso si riveli errata, chiederne la ritrasmissione
- b) a verificare la presenza di errori nella trama ricevuta e, nel caso si riveli errata, scartarla
- c) a verificare la presenza di errori nella trama ricevuta e, nel caso si riveli corretta, inviare un riscontro esplicito al mittente

**QUESTO 36**

Il motivo per cui nel protocollo MAC Ethernet il tempo di back-off si raddoppia ad ogni collisione successiva è:

- a) realizzare una procedura di tipo 1 persistente
- b) tentare di risolvere le collisioni, distribuendo i tentativi di ritrasmissione delle stazioni che hanno colliso su un intervallo di tempo più grande (in particolare, doppio rispetto a quello precedente)
- c) garantire equità nell'accesso al mezzo trasmissivo condiviso a tutte le stazioni collidenti

**QUESITO 37**

Due segmenti di LAN sono connessi mediante un ripetitore multiporta (spesso denominato "hub"). I due segmenti:

- a) sono due domini di collisione separati
- b) formano un unico dominio di collisione solo se il massimo ritardo di propagazione su ognuno di essi è inferiore al tempo di trasmissione della MAC PDU di lunghezza minima
- c) formano un unico dominio di collisione

**QUESITO 38**

In una LAN, che opera con il protocollo MAC CSMA/CD, la capacità di trasferimento e la lunghezza del mezzo sono uguali a 1000 Mbit/s e 1 km rispettivamente. Sapendo che la lunghezza minima di una trama MAC è uguale a 10000 bit, qual è la velocità di propagazione sul mezzo trasmissivo?

- a) 200000 km/s
- b) 200000 m/s
- c) 200 km/s

**QUESITO 39**

In una accesso multiplo CSMA/CD il ritmo binario di trasmissione sul mezzo multiaccesso è 1 Gbit/s, il valore massimo del ritardo di propagazione del mezzo multiaccesso è 50  $\mu$ s e il tempo necessario per rivelare le collisioni è 5  $\mu$ s. Ne segue che il valore della lunghezza minima delle MAC PDU deve essere:

- a) non superiore a 13125 byte
- b) non inferiore a 13125 byte
- c) uguale a 6250 byte

**QUESITO 40**

In una LAN tutte le 8 stazioni connesse ad un segmento S1 hanno sempre PDU da inviare e condividono *equamente* la portata media massima della LAN, che, in condizioni stazionarie, è 2,4 Mbit/s. Al posto di una delle stazioni si mette un bridge che collega S1 ad un altro segmento di LAN, S2, comprendente altre 8 stazioni (escluso il bridge). Se tutto il traffico generato in S2 è diretto a stazioni di S1, la massima portata realizzata da ognuna delle otto stazioni di S2 è:

- a) 300 kbit/s
- b) 37,5 kbit/s
- c) 2,4 Mbit/s

Si consideri un protocollo di livello 2 tra le entità A e B con funzioni di recupero d'errore del tipo a ri-emissione non-selettiva. La dimensione della finestra di trasmissione in A sia pari a 4. Si assuma che: i) le trame emesse da A abbiano lunghezza costante; ii) i tempi di propagazione siano di durata pari a 1/4 della tempo di trasmissione di una trama; iii) siano trascurabili i tempi di elaborazione delle trame in B e i tempi di trasmissione dei riscontri da B verso A; iv) l'entità B riscontri immediatamente trame di A rivelate senza errori; v) si usino esclusivamente riscontri positivi.

Considerando il trasferimento unidirezionale delle trame di A numerate da 1 a 4 ed assumendo che la trama numero 3 arrivi errata in B, si chiede di riportare nelle seguenti tabelle l'evoluzione delle finestre di trasmissione e di ricezione in A e B rispettivamente.

Si indichino, per l'entità A, i limiti inferiore e superiore della finestra di trasmissione in corrispondenza degli istanti di emissione delle trame. Si indichi invece, per l'entità B, il valore della finestra di ricezione in vigore immediatamente prima degli istanti di ricezione delle trame.

[illegible]



## Finestra di ricezione in B

Istante di ricezione	$t_{r1}$	$t_{r2}$	$t_{r3}$	$t_{r4}$	$t_{r5}$	$t_{r6}$
Limiti della finestra	$L_{inf}=L_{sup}=1$	$L_{inf}=L_{sup}=2$	$L_{inf}=L_{sup}=3$	$L_{inf}=L_{sup}=3$	$L_{inf}=L_{sup}=3$	$L_{inf}=L_{sup}=4$

## SOLUZIONE

Il seguente diagramma temporale esprime la sequenza di emissione delle trame e dei riscontri essendo:

- $t_{ek}$  l'istante di emissione della trama k da parte di A;
- $t_{rk}$  l'istante di emissione del riscontro k da parte di B.

Nel diagramma sono riportati oltre agli istanti di trasmissione delle trame e dei riscontri (i cui tempi di elaborazione e trasmissione sono trascurabili per ipotesi) anche gli esiti della ricezione delle trame (accettata, errata, scartata) ed i valori della finestra di B subito prima dell'invio del riscontro; si ricordi, tuttavia, che il numero di riscontro inviato è il successivo (ad esempio 2 per il riscontro  $r_1$  della trama n.1, 3 per il riscontro  $r_2$  della trama n.2, 3 per il riscontro  $r_3$  della trama n.4 in quanto fuori sequenza e così via).

Si noti che per le ipotesi iv) e v) la trama 3 errata non viene riscontrata mentre per le trame 4, 5, 6, non errate ma fuori sequenza, B continua ad inviare il riscontro della trama n. 2.

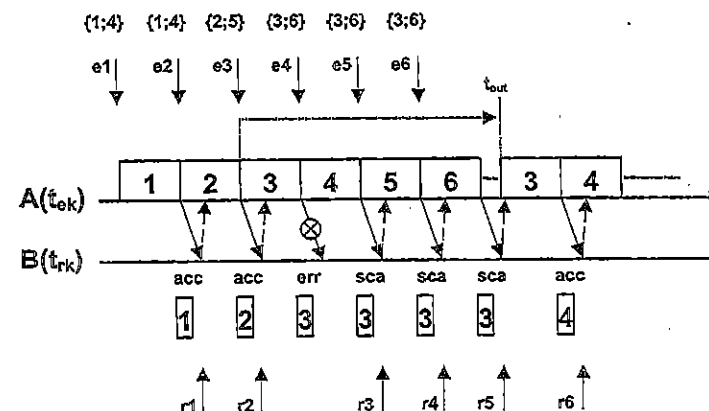
Dal momento che B riceve errata la trama n.3 continuerà a riscontrare la numero 2 (con numero di riscontro uguale a 3).

La finestra di trasmissione di A, di ampiezza 4, viene aggiornata ad ogni ricezione di un riscontro valido ( $r_1$ ,  $r_2$ ,  $r_5$  ed  $r_6$ ) mentre non viene aggiornata in caso di ricezione di riscontri non validi ( $r_3$  ed  $r_4$ ). Il valore inferiore della finestra rappresenta il numero della trama di cui si attende il riscontro mentre il valore superiore il numero dell'ultima trama inviabile o inviata.

Analogamente la finestra di ricezione in B, di ampiezza 1, viene aggiornata ad ogni ricezione di una trama valida (nn.1, 2 e le seconde trasmissioni delle n.3 e 4)

mentre non viene aggiornata in caso di trama errata (n.3) oppure fuori sequenza (nn.4, 5 e 6, in quanto la n.3 non è stata accettata).

L'entità A emette le trame e man mano aggiorna la sua finestra ed avvia un timer per ciascuna trama inviata. Allo scadere del time out, che non verrà bloccato dal relativo riscontro, si accorgerà dell'errore sulla trama n.3. Provvederà allora alla ritrasmissione delle trame comprese nella sua finestra (da 3 a 6).



Dal diagramma si possono facilmente ricavare gli estremi delle finestre di trasmissione in A (ampiezza 4) e di ricezione in B (ampiezza 1)

## Finestra di trasmissione in A

Istante di emissione	$t_{e1}$	$t_{e2}$	$t_{e3}$	$t_{e4}$	$t_{e5}$	$t_{e6}$
Limiti della finestra	$L_{inf}=1$ $L_{sup}=4$	$L_{inf}=1$ $L_{sup}=4$	$L_{inf}=2$ $L_{sup}=5$	$L_{inf}=3$ $L_{sup}=6$	$L_{inf}=3$ $L_{sup}=6$	$L_{inf}=3$ $L_{sup}=6$

## Finestra di ricezione in B

Istante di ricezione	$t_{r1}$	$t_{r2}$	$t_{r3}$	$t_{r4}$	$t_{r5}$	$t_{r6}$
Limiti della finestra	$L_{inf}=L_{sup}=1$	$L_{inf}=L_{sup}=2$	$L_{inf}=L_{sup}=3$	$L_{inf}=L_{sup}=3$	$L_{inf}=L_{sup}=3$	$L_{inf}=L_{sup}=4$

## ESERCIZIO 49

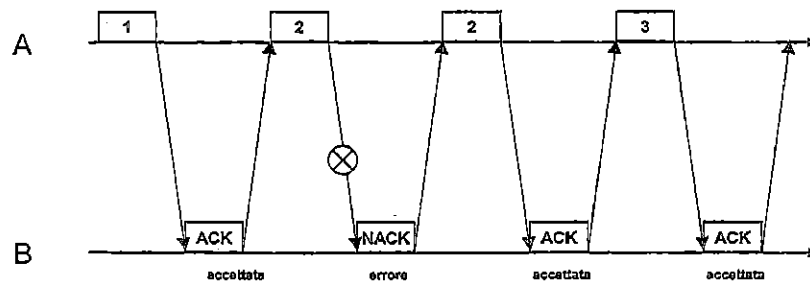
Si consideri una interfaccia tra un'entità A e un'entità B in cui si implementa un protocollo di recupero di errore del tipo STOP&WAIT. Si assuma che: i) siano possibili solo errori nel verso A→B; ii) la probabilità di rivelare una unità informativa errata sia  $p=0,25$ ; iii) la capacità di trasferimento dell'interfaccia sia asimmetrica, in particolare sia  $C_1=100$  kbit/s nel verso A→B e  $C_2$  (incognita) nel verso B→A; iv) il ritardo di propagazione sia di 2 ms; v) le unità informative siano di dimensione pari a 400 byte mentre i riscontri siano di dimensione pari a 30 byte; vi) B emetta sempre riscontri sia positivi che negativi.

Considerando esclusivamente la trasmissione nel verso da A a B, si chiede di:

1. tracciare il diagramma spazio tempo relativo all' emissione di tre unità informative assumendo che la seconda UI giunga errata (la prima volta in cui viene emessa) a B;
2. calcolare il valore minimo della capacità  $C_2$  del canale di ritorno (B→A) tale per cui la portata media normalizzata dell'interfaccia sia maggiore uguale a 0,5.

## SOLUZIONE

1. Diagramma spazio tempo.



2. Valore minimo della capacità  $C_2$ .

Il valore minimo della capacità  $C_2$  si ottiene attraverso la valutazione della portata media normalizzata dell'interfaccia.

Tale portata è data dal rapporto tra il tempo "netto" necessario al trasferimento di una PDU in base al solo ritmo binario caratteristico del canale trasmissivo ed il tempo "lordo" necessario al trasferimento della PDU considerando anche i tempi dovuti alle eventuali ritrasmissioni, ai ritardi di propagazione, alle trasmissioni dei riscontri ed ai meccanismi caratteristici della procedura di recupero (ad esempio time out ecc.).

Di tale tempo "lordo" andrà valutato il valore atteso. Quindi:

$$\rho = \frac{T_T}{E[T_c]}, \text{ dove si è indicato con } T_T \text{ il tempo necessario per il trasferimento di}$$

una PDU ipotizzando di non avere errori e con  $E[T_c]$  il valore atteso del tempo necessario ad un "ciclo" di emissione di una PDU (trasmissione + riscontri + eventuali ritrasmissioni) dal primo bit della PDU all'ultimo bit del riscontro.

$$\text{Per quanto riguarda } T_T \text{ si ha } T_T = \frac{L}{C_1}.$$

Trattandosi di una protocollo di tipo STOP&WAIT, il calcolo di  $E[T_c]$  risulta relativamente agevole in quanto tale procedura prevede l'emissione di una PDU alternata all'emissione del relativo riscontro. Tale valore può essere calcolato quindi valutando il tempo di "andata" della PDU (emissione e propagazione), di elaborazione della PDU da parte di B e di "ritorno" (emissione e propagazione) del riscontro; il tutto andrà pesato con il numero di ritrasmissioni attese. Considerando trascurabile il tempo di elaborazione della PDU da parte di B avrà:

$$T_c = \frac{L}{C_1} + d + \frac{L_R}{C_2} + d = \frac{L}{C_1} + \frac{L_R}{C_2} + 2d$$

essendo  $L$  la lunghezza della PDU,  $L_R$  la lunghezza del riscontro e  $d$  il ritardo di propagazione. Essendo il numero di ritrasmissioni attese uguale a  $\frac{1}{1-p}$  si avrà:

$$E[T_c] = T_c \frac{1}{1-p}$$

Sostituendo ed imponendo che la portata media normalizzata sia maggiore o uguale a 0,5 si ottiene:

$$\begin{aligned} \rho = \frac{\frac{L}{C_1}}{E[T_c]} = \frac{L}{C_1} \frac{1-p}{T_c} \geq 0,5 &\Rightarrow \frac{L}{C_1} \frac{1-p}{\frac{L}{C_1} + \frac{L_R}{C_2} + 2d} \geq 0,5 \Rightarrow \frac{L}{C_1} + \frac{L_R}{C_2} + 2d \leq \frac{(1-p)L}{0,5 \cdot C_1} \Rightarrow \\ \Rightarrow \frac{L_R}{C_2} &\leq \left( \frac{(1-p)L}{0,5 \cdot C_1} - 2d - \frac{L}{C_1} \right) \Rightarrow C_2 \geq \frac{L_R}{\left( \frac{(1-p)L}{0,5 \cdot C_1} - 2d - \frac{L}{C_1} \right)} \\ C_2 &\geq \frac{30 \cdot 8 \text{ bit}}{\frac{0,75 \cdot 400 \cdot 8 \text{ bit}}{0,5 \cdot 100 \cdot 10^3 \text{ bit/s}} - 2 \cdot 2 \cdot 10^{-3} \text{ bit/s} - \frac{400 \cdot 8 \text{ bit}}{100 \cdot 10^3 \text{ bit/s}}} = 20 \text{ kbit/s} \end{aligned}$$

### ESERCIZIO 50

Si considerino due entità di strato di collegamento A e B. Tali entità adottano il meccanismo di recupero di errore STOP&WAIT. Si consideri il trasferimento di trame informative da A verso B.

Le trame emesse da A hanno dimensione costante e sono costituite da H=20 bit di intestazione e L=60 bit di campo informativo. Le trame di riscontro emesse da B hanno dimensione costante K=40 bit.

Siano:

- $\tau = 0,1 \text{ ms}$  il ritardo di propagazione sull'interfaccia A-B (indentico nelle due direzioni);
- $T_e = 1 \text{ ms}$  il tempo di elaborazione di una trama informativa in B;
- $p = 0,1$  la probabilità d'errore di una trama informativa;
- $q = 0$  la probabilità d'errore di una trama di riscontro;
- C il ritmo binario di trasferimento dell'interfaccia A-B (indentico nelle due direzioni).

Si chiede di:

1. completare il diagramma spazio-tempo di figura 29 inserendo, nelle trame informative e nelle trame di riscontro, i numeri di sequenza in trasmissione e in ricezione;
2. determinare il ritmo binario di trasferimento C tale per cui la portata media massima  $P_{AB}$  sia superiore o uguale a 20 kbit/s (in questo caso si assuma  $T_{out} =$  tempo ciclo - tempo di trasmissione di una trama informativa).

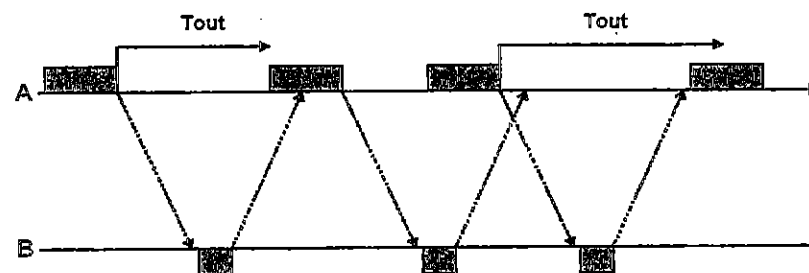
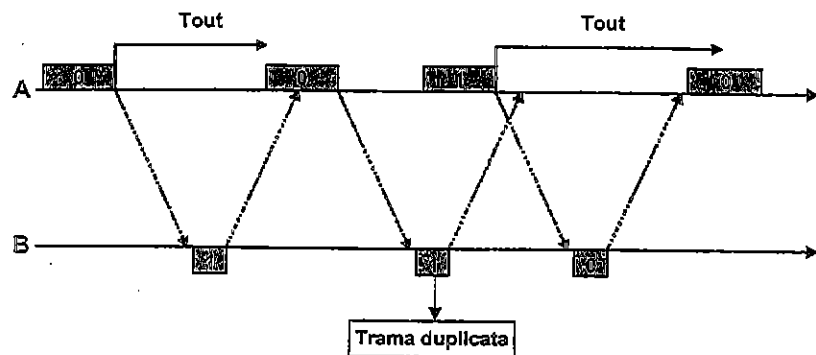


Figura 29

### SOLUZIONE

#### 1. Diagramma spazio-tempo.

Il meccanismo STOP&WAIT prevede l'emissione di riscontri positivi e negativi con numero di riscontro uguale al numero di sequenza della trama attesa e l'utilizzo di un timer per prevenire gli errori di perdita della trama oppure del riscontro. Nel caso in esame il riscontro relativo alla trama #0 arriva dopo la scadenza del timer per cui A riemetterà la trama che risulterà così duplicata. Si avrà allora:



2. *Capacità di trasferimento.*

La capacità di trasferimento si ottiene dal vincolo imposto alla portata media massima  $P_{AB}$  dell'interfaccia, che a sua volta è data dal rapporto tra i bit utili trasmessi ed il tempo necessario per la trasmissione. Si noti che tale tempo è aleatorio in quanto dipendente dalla probabilità che si verifichino errori e quindi, in ultima analisi, dal numero medio di ritrasmissioni necessarie al trasferimento. Quindi:

$$\rho = \frac{\tau_T}{E T_c},$$

dove si è indicato con  $T_r$  il tempo necessario per il trasferimento di una PDU ipotizzando di non avere errori e con  $E[T_d]$  il valore atteso di tale tempo le cui componenti saranno i tempi di:

- trasmissione della trama;
- trasmissione riscontro;
- propagazione in della trama in andata e del riscontro in ritorno;
- tempo di elaborazione in B;

il tutto pesato con il numero di ritrasmissioni attese che è dato da  $\frac{1}{1-p}$  non

essendoci errori nei riscontri ( $q=0$ ).

Essendo quindi  $E[T_c] = \left( \frac{L+H}{C} + \frac{K}{C} + 2\tau + T_o \right) \frac{1}{1-p}$  si avrà:

$$P_{AB} = \frac{L}{\left(\frac{L+H}{C} + \frac{K}{C} + 2\tau + T_e\right)} \geq 20 \text{ kbit/s} \Rightarrow C \geq \frac{20 \text{ kbit/s}(L+H+K)}{L(1-p) - 20 \text{ kbit/s}(2\tau + T_e)}$$

$$\Rightarrow C \geq \frac{20 * 10^3 \text{ bit/s} * 120 \text{ bit}}{60 \text{ bit} * 0.9 - 20 * 10^3 \text{ bit/s} * 12 * 10^{-3} \text{ s}} = 80 \text{ kbit/s}$$

### ESERCIZIO 51

Si considerino due entità di strato di collegamento A e B. Tali entità adottano il meccanismo di recupero di errore a finestra di tipo GOBACK N. Si consideri l'evoluzione della trasmissione attraverso il meccanismo a finestra nel verso da A a B. Si assuma che:

- l'entità B trasmetta senza soluzione di continuità' trame informative ad A (trame più chiare in figura 30);
- A abbia sempre trame da trasmettere a B;
- la finestra in emissione in A abbia dimensione uguale a 4 trame;
- le finestra di ricezione di B abbia dimensione unitaria;
- gli errori sulle trame possano avvenire solo le verso  $A \rightarrow B$ .

Si chiede di:

1. completare il diagramma spazio-tempo di figura 30 inserendo, nelle trame informative e nelle trame di riscontro, i numeri di sequenza in emissione (SN) e in ricezione (RN); si indichino inoltre esplicitamente i valori dei limiti della finestra di emissione di A negli istanti contrassegnati con una X;
2. indicare che tipo di operazione svolge l'entità B in corrispondenza degli istanti di ricezione delle trame da A (istanti contrassegnati con una Y).

### ⊗ Errore sulla trama

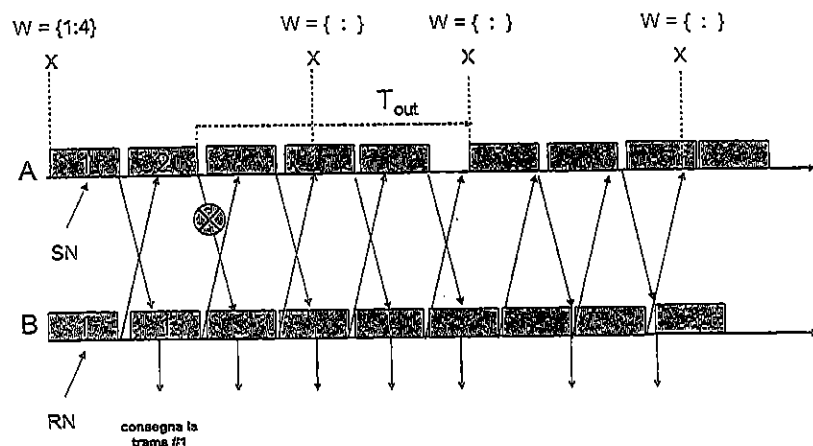


Figura 30

### SOLUZIONE

#### 1. Diagramma spazio-tempo.

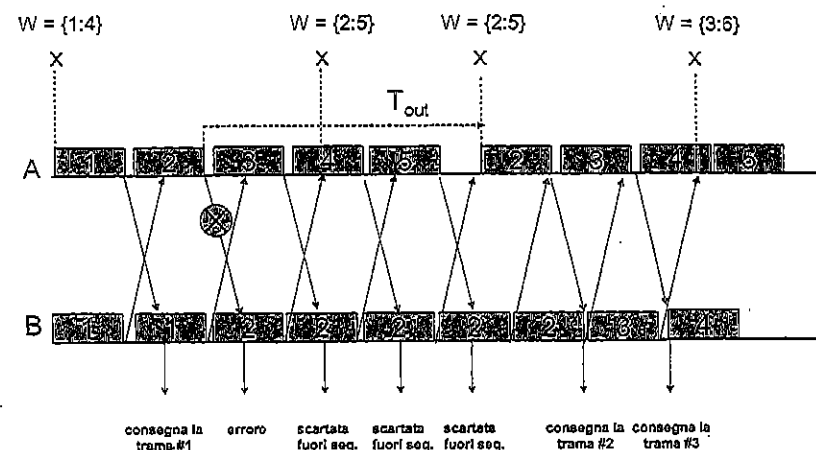
Il meccanismo con finestra a ritrasmissione continua prevede che in caso di errore vengano ritrasmesse tutte le trame a partire da quella errata.

L'entità A emette le trame numerandole (numero di sequenza in emissione) ed avvalendosi di una finestra di emissione di ampiezza quattro che aggiorna ogni volta che riceve un riscontro da B. L'entità B, a sua volta, conserva il numero di sequenza in ricezione che corrisponde al numero della prossima trama attesa, che invia come riscontro ed incrementa ogni qualvolta riceve una trama corretta.

In caso di trama errata, B continua ad inviare lo stesso numero di sequenza in ricezione e scarta le trame che sopraggiungono fino a quando non riceve la ritrasmissione della trama errata. Il meccanismo viene completato dai timer che A associa all'emissione delle trame in maniera da poter rilevare eventuali perdite di

trame di riscontro. Perciò si avrà:

### ⊗ Errore sulla trama



#### 2. Operazioni svolte da B.

Le operazioni svolte da B sono indicate nel diagramma spazio-tempo precedente. Le trame nn. 3, 4 e 5 vengono inviate perché rientranti nella finestra di trasmissione di A e vengono scartate da B perché fuori sequenza a causa dell'errore sulla trama n.2.

Allo scadere del  $T_{out}$ , A rileva l'errore in quanto ha ricevuto come ultimo riscontro quello della trama 1; a questo punto procede alla ritrasmissione dell'intera finestra.

### ESERCIZIO 52

Si consideri la funzione di recupero d'errore a finestra realizzata in un protocollo di strato di collegamento tra due entità A e B. L'entità A deve trasferire sei trame all'entità B e queste trame possono incorrere in errori di tipo trasmissivo. Le trame informative sono numerate con numeri di sequenza in emissione NS, mentre le

trame di riscontro contengono i numeri di sequenza in ricezione NR. La finestra in emissione ha dimensione uguale a 3 trame. Si considerino le due modalità di funzionamento del protocollo: a) a ri-emissione non selettiva con finestra di ricezione uguale a 1 trama; b) a ri-emissione selettiva (attraverso l'impiego di un apposito riscontro) con finestra di ricezione uguale a 3 trame. Si assuma che in entrambi i casi i riscontri arrivino sempre entro il tempo massimo.

Si chiede di:

1. completare il diagramma spazio-tempo di figura 31 nel caso a);
2. completare il diagramma spazio-tempo di figura 31 nel caso b);
3. calcolare l'incremento di rendimento di trasferimento delle 6 trame del caso b) rispetto al caso a) assumendo: i) C la capacità di trasferimento; ii) L la dimensione delle trame informative; iii)  $L/2$  la dimensione dei riscontri; iv)  $\tau = L/2C$  il ritardo di propagazione in ognuno dei due versi.

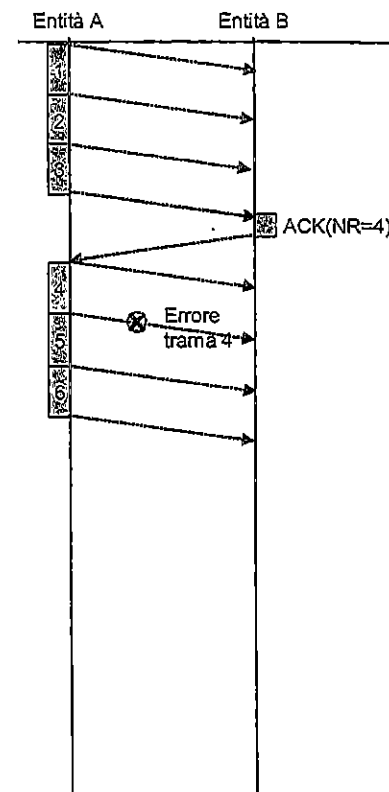


Figura 31

### SOLUZIONE

#### 1. Diagramma caso a).

Nella figura che segue sono indicati i diagrammi nei casi a) e b).

Per il caso a) vengono indicati solo i riscontri e le ritrasmissioni significative; in particolare è fondamentale il riscontro negativo emesso in corrispondenza della

ricezione della trama n.5 in quanto ricevuta senza errori ma fuori sequenza. Questo riscontro, che per ipotesi arriva all'entità A prima dello scadere del time-out, provoca la riemissione delle trame nn. 4, 5 e 6 in quanto il protocollo è a riemissione non selettiva; qualora non si sia previsto il riscontro negativo la riemissione delle tre unità informative sarebbe avvenuta allo scadere del timer relativo alla trama n.4.

### 2. Diagramma caso b).

Nella parte destra della figura è riportato il caso di protocollo a riemissione selettiva. Il riscontro previsto in questo caso (SEL-REJ) viene emesso dall'entità B alla ricezione della trama n.5 per comunicare che rimane in attesa della trama n. 4. La trama n.5 viene comunque accettata in quanto rientrante nella finestra di ricezione ma non consegnata all'entità di stato superiore in quanto fuori sequenza. La stessa cosa accade per la trama n.6.

Alla ricezione del riscontro selettivo che indica la mancata ricezione della trama n.4, l'entità A provvede a rimettere solo quest'ultima in quanto il protocollo è a riemissione selettiva.

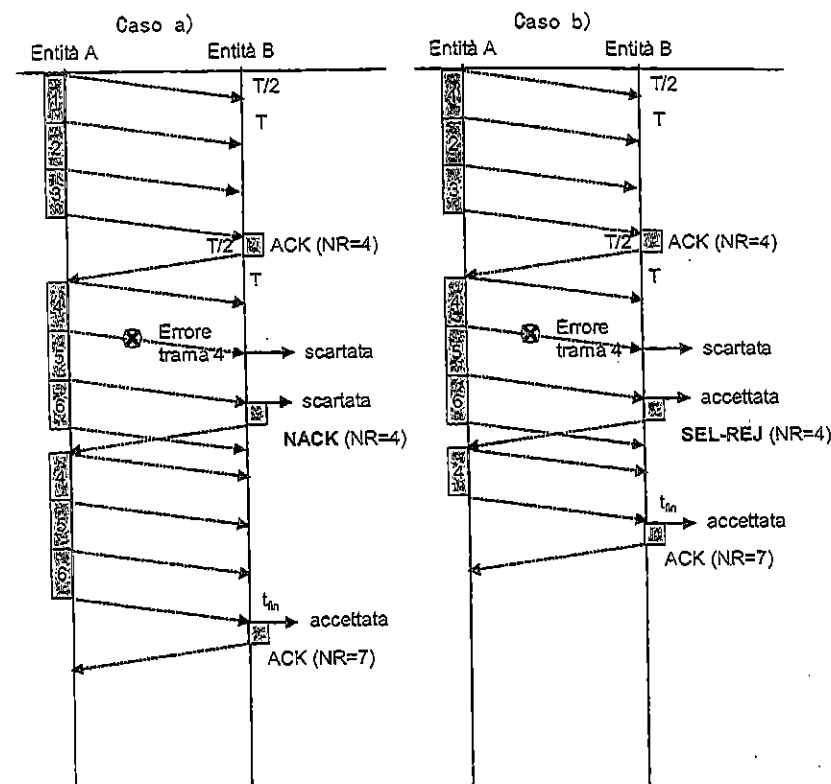
Quando l'entità B riceve correttamente la riemissione della trama n.4 è in grado di ricostruire la sequenza 4-5-6, consegnare le tre trame all'entità di stato superiore e riscontrare il tutto.

### 3. Rendimento.

Per calcolare l'incremento di rendimento è necessario calcolare i tempi necessari per la corretta ricezione delle sei trame da parte dell'entità B; si ha:

$$\rho = \frac{T_I}{T_R}$$

essendo  $T_I$  il tempo necessario al trasferimento delle trame in base al solo ritmo binario di trasferimento e  $T_R$  il tempo necessario al trasferimento delle trame tenendo conto anche dei riscontri e delle ritrasmissioni.



Nell'effettuare il calcolo si può tenere conto che:

- nell'istante in cui viene emesso l'ultimo riscontro le trame sono state ricevute correttamente dall'entità B; pertanto quest'ultimo riscontro può non essere calcolato nel tempo totale di trasferimento;
- sia il tempo di emissione di una trama che il tempo di emissione di un riscontro dipendono dal ritmo binario C e dalla lunghezza delle trame L; in particolare si ha:

$$T_{Trama} = \frac{L}{C} = T \quad \text{tempo di emissione di una trama}$$

$$T_{Riscontro} = \frac{L/2}{C} = \frac{T}{2} \quad \text{tempo di emissione di un riscontro}$$

$$\tau = \frac{L}{2C} = \frac{T}{2} \quad \text{tempo di propagazione}$$

nei diagrammi precedenti sono riportati tali tempi e dai diagrammi stessi si può ricavare che:

$$p_a) = \frac{6T}{T/2 + 3T + 3T/2 + 2T + 3T/2 + 3T} = \frac{6T}{23T/2} = 0,522$$

$$p_b) = \frac{6T}{T/2 + 3T + 3T/2 + 2T + 3T/2 + T} = \frac{6T}{19T/2} = 0,632$$

$$\Rightarrow \Delta_p = p_b) - p_a) = 0,110$$

### ESERCIZIO 53

Si consideri il trasferimento di Unità Informative (UI) di strato di collegamento da una entità A ad una entità B. Si assuma che: i) le UI siano ricevute errate in B con probabilità  $p=0,2$ ; ii) per ogni UI ricevuta l'entità B emetta immediatamente una Unità di Riscontro (UR) positivo o negativo a seconda dell'esito della trasmissione di A; iii) le finestre in emissione e in ricezione abbiano dimensione unitaria; iv) le UI e le UR abbiano dimensione di 1200 bit; v) il canale trasmissivo abbia capacità di 40 bit/s; vi) il ritardo di propagazione, nei due versi, sia di 12 ms.

Si considerino due casi:

- le UR non subiscono errore;
- le UR subiscono errore con probabilità  $p$ . In questo secondo caso l'entità A, appena terminata l'emissione di una UI, fa partire un time-out di  $T$  s.

Si chiede di:

- indicare a cosa serve il time-out e calcolare un valore ragionevole da assegnare a  $T$  motivando la scelta (si assuma che il temporizzatore venga fatto partire al termine dell'emissione dell'ultimo bit della UI);
- calcolare la differenza di portata media massima normalizzata tra i casi a) e b)

impiegando il valore di  $T$  scelto nel punto 1.

### SOLUZIONE

#### 1. Funzione svolta dal time-out e valore.

Il time-out è il tempo limite del timer associato a ciascuna UI inviata e consente all'entità A di rilevare la perdita di una UI oppure di una UR. Il verificarsi di tali eventi, infatti, non sarebbe altrimenti rilevabile da A.

Il valore da assegnare deve essere necessariamente paragonabile al tempo medio necessario affinché l'UI transiti in rete e l'UR ritorni indietro; per valori molto più piccoli, infatti, si avrebbero frequenti ritrasmissioni inutili mentre per valori molto maggiori attese spesso inutili per UI o UR perse.

Nel caso in esame si potrà scegliere:

$$T \geq \tau + T_{UR} + \tau = \frac{1200 \text{ bit}}{40 \text{ bit/s}} + 2 \cdot 12 \cdot 10^{-3} \text{ s} = 30,024 \text{ s}$$

essendo  $T_{UR}$  il tempo impiegato dall'entità B per emettere una UR e  $\tau$  il ritardo di propagazione nei due versi.

#### 2. Differenza di portata media normalizzata.

La portata media normalizzata corrisponde al rendimento di trasferimento, cioè al rapporto tra il tempo necessario ad emettere una UI ed il tempo atteso affinché se ne possa rilevare la corretta trasmissione.

$$\rho = \frac{T_{UI}}{E[T_c]}$$

Il valore  $E[T_c]$  dipende dal ciclo UI-UR con il verificarsi o meno di errori sulle stesse.

Nel caso a) si hanno errori solo sulle UI ed il verificarsi di un errore provoca la ritrasmissione della stessa. Considerando che i riscontri (positivi o negativi) sono immediati, che le finestre in trasmissione e ricezione di ampiezza 1 provocano un comportamento di tipo STOP&WAIT e che si possono avere errori con probabilità  $p$



sulle UI, sulle ritrasmissioni ma non sui riscontri, sarà:

$$E[T_c] = T_c \sum_{i=1}^{\infty} i p^{1-p} (1-p) = \frac{T_c}{1-p}$$

dove la sommatoria esprime il verificarsi di errori sulle ritrasmissioni

$$\rho_a = \frac{T_{UI}}{T_c / (1-p)} = \frac{T_{UI}}{(T_{UI} + T_{UR} + 2\tau) / (1-p)} = \frac{\frac{1200 \text{ bit}}{40 \text{ bit/s}}}{\left( \frac{1200 \text{ bit}}{40 \text{ bit/s}} + \frac{1200 \text{ bit}}{40 \text{ bit/s}} + 0,024 \right) / 0,8} = 0,4$$

Nel caso b) si ha l'utilizzo esplicito del time-out e si possono avere errori sulle UR;  $E[T_c]$  quindi sarà:

$$E[T_c] = T_c \sum_{i=1}^{\infty} i p^{1-p} (1-p) \sum_{j=1}^{\infty} j p^{1-p} (1-p) = \frac{T_c}{(1-p)^2}$$

dove la seconda sommatoria esprime il verificarsi di errori sulle UR.

Quindi utilizzando il valore di time-out precedentemente ricavato:

$$\rho_b = \frac{T_{UI}}{T_c / (1-p)^2} = \frac{T_{UI}}{(T_{UI} + T) / (1-p)^2} = \frac{\frac{1200 \text{ bit}}{40 \text{ bit/s}}}{\left( \frac{1200 \text{ bit}}{40 \text{ bit/s}} + 30,024 \right) / 0,64} = 0,320$$

$$\Rightarrow \Delta_p = \rho_a - \rho_b = 0,08$$

#### ESERCIZIO 54

Si consideri un protocollo a finestra scorrevole per il recupero d'errore tra due entità A e B.

Si assuma che:

- le Unità Informative (UI) emesse da A a B siano costituite da H=30 bit di intestazione e L=1000 bit di campo utile;
- i riscontri emessi da B verso A siano individuali, vengano inoltrati immediatamente dopo la ricezione di una UI di A e abbiano lunghezza complessiva di R=850 bit;

- il ritardo di propagazione unidirezionale sia di d=40 ms;
- la capacità di trasferimento a disposizione per ognuno dei due versi sia di C=20 kbit/s;
- non avvengano errori nei due versi di trasmissione.

Si chiede di:

- calcolare la larghezza della finestra di emissione tale per cui A è in grado di emettere UI senza soluzione di continuità ( $W_s$ );
- derivare il valore della portata media normalizzata che si avrebbe nel verso A→B se la finestra in emissione fosse di larghezza uguale a  $W_s/2$ .

#### SOLUZIONE

##### 1. Finestra critica.

Il tempo di ciclo  $T_c$  è dato dalla somma del tempo di trasmissione della UI, del riscontro e dei due ritardi di propagazione:

$$T_c = \frac{H+L}{C} + d + \frac{R}{C} + d$$

Si ha trasmissione senza soluzione di continuità se:

$$W_s * \frac{H+L}{C} \geq T_c$$

da cui si ricava il valore di finestra critica

$$W_s \geq \frac{T_c}{\frac{H+L}{C}} = 4$$

##### 2. Portata media normalizzata.

Nel caso in cui si adotti una finestra di larghezza pari a  $W_s/2$  la portata media normalizzata (P) è data dal rapporto tra il numero di bit emessi in un tempo di ciclo ( $W_s/2$ ) e il tempo di ciclo stesso. La normalizzazione è fatta rispetto alla capacità C:

$$P = \frac{\frac{W_s * L}{2}}{T_c} * \frac{1}{C} = 0,57$$

**ESERCIZIO 55**

Si consideri un protocollo STOP&WAIT per il recupero d'errore tra due entità A e B.

Si assuma che:

- le Unità Informative (UI) emesse da A a B siano caratterizzate da un campo utile di dimensione costante di  $L=500$  bit e da  $H=100$  bit di intestazione;
- i riscontri emessi da B ad A abbiano lunghezza complessiva di  $R=100$  bit;
- il ritardo di propagazione unidirezionale sull'interfaccia A-B sia  $d=1$  ms;
- la capacità di trasferimento a disposizione per ognuno dei due versi sia di  $C=10$  kbit/s.

Si consideri inoltre trascurabile il tempo di elaborazione delle UI in corrispondenza dell'entità B e si assuma quindi che B emetta i riscontri non appena riceve le UI di A.

Si chiede di:

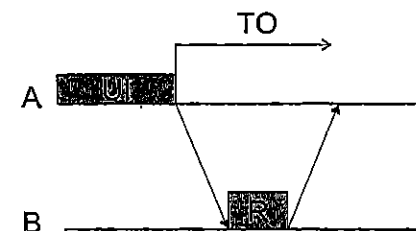
1. calcolare il valore minimo da assegnare al temporizzatore (Time Out) che va attivato alla fine della emissione di ogni UI di A e che determina l'istante in cui A riemette la UI se non riceve riscontro da B;
2. calcolare il tempo che intercorre tra l'emissione del primo bit dell'UI e la ricezione dell'ultimo bit del relativo riscontro positivo assumendo che nel primo tentativo di emissione il riscontro venga ricevuto con errori in A;
3. calcolare il tempo necessario per emettere da A a B un messaggio di  $M=2500$  bit assumendo che non si verifichino mai errori sull'interfaccia (si consideri sempre il tempo che intercorre tra l'emissione del primo bit di M e la ricezione dell'ultimo bit del relativo riscontro positivo).

**SOLUZIONE****1. Dimensionamento del valore del temporizzatore.**

Il tempo di ciclo  $T_c$  è dato dalla somma del tempo di trasmissione della UI, del riscontro e dei due ritardi di propagazione:

$$T_c = \frac{H+L}{C} + d + \frac{R}{C} + d$$

Il temporizzatore che viene attivato alla fine della trasmissione di una UI deve tenere in conto almeno il tempo di propagazione da A a B, il tempo di emissione del riscontro e il tempo di propagazione del riscontro da B ad A (si veda la figura seguente):



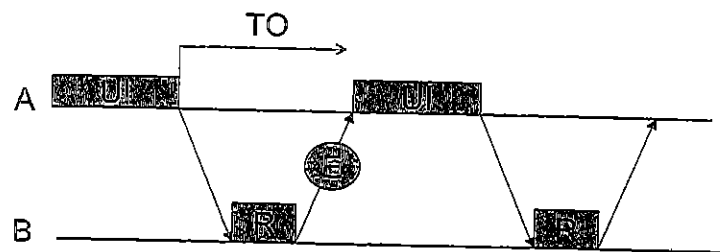
Si ha quindi che il valore di TO deve essere:

$$TO \geq 2 * d + \frac{R}{C} = 12 \text{ ms}$$

**2. Tempo richiesto per la trasmissione di una UI.**

Come evidenziato dalla figura seguente il tempo necessario a trasmettere una singola UI, nel caso in cui nella prima trasmissione si verifica un errore sul riscontro è dato da un tempo di ciclo sommato al tempo necessario alla prima ri-emissione:

$$D = \frac{H+L}{C} + TO + T_c$$



Se  $TO$  viene scelto esattamente pari a  $2d + \frac{R}{C}$  si ha:

$$D = 2 * T_c = 144 \text{ ms.}$$

### 3. Tempo richiesto per la trasmissione del messaggio $M$ .

Infine, il tempo necessario a trasmettere il messaggio  $M$  è dato dal prodotto tra il numero di UI necessarie per trasferire  $M$  e il tempo di ciclo (per ogni UI infatti è richiesto un tempo di ciclo). Se quindi il numero di UI è  $N$ , con

$$N = \left\lceil \frac{M}{L} \right\rceil$$

il tempo complessivo impiegato per il trasferimento è:

$$T = N * T_c = 360 \text{ ms.}$$

### ESERCIZIO 56

Si consideri un protocollo tra le entità A e B con funzioni di recupero d'errore del tipo a ri-emissione non-selettiva. La dimensione della finestra in emissione in A sia uguale a 5 e la dimensione della finestra in ricezione in B sia unitaria.

Si assuma che: i) le trame emesse da A e da B abbiano lunghezza costante; ii) le trame di B siano lunghe il triplo delle trame di A; iii) siano trascurabili i tempi di elaborazione delle trame in B; iv) l'entità B usi esclusivamente riscontri positivi trasferiti in modalità "piggybacking" (nelle trame emesse da B ad A); v) A abbia sempre trame da emettere.

Non si consideri l'effetto dei temporizzatori associati alle trame (si assuma cioè che questi non raggiungono mai il tempo limite).

Considerando il trasferimento rappresentato in figura 32 si chiede di riportare nella figura stessa:

1. i numeri di sequenza in emissione delle trame emesse da A a B;
2. i numeri di sequenza in ricezione nelle trame emesse da B a A;
3. i limiti inferiore e superiore della finestra di A negli istanti indicati;
4. gli eventi che si verificano in B in corrispondenza degli istanti indicati con le frecce tratteggiate.

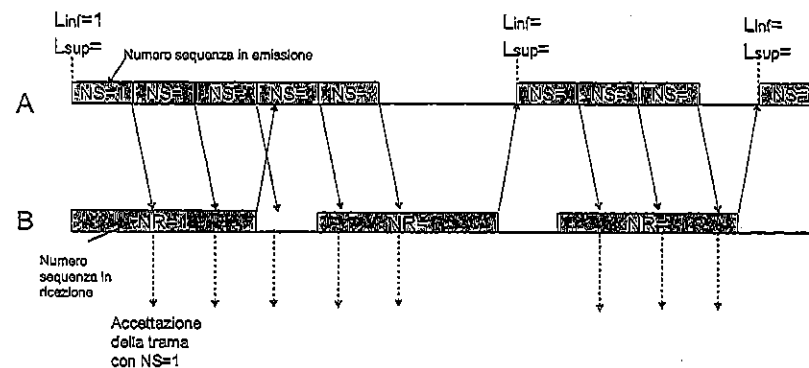
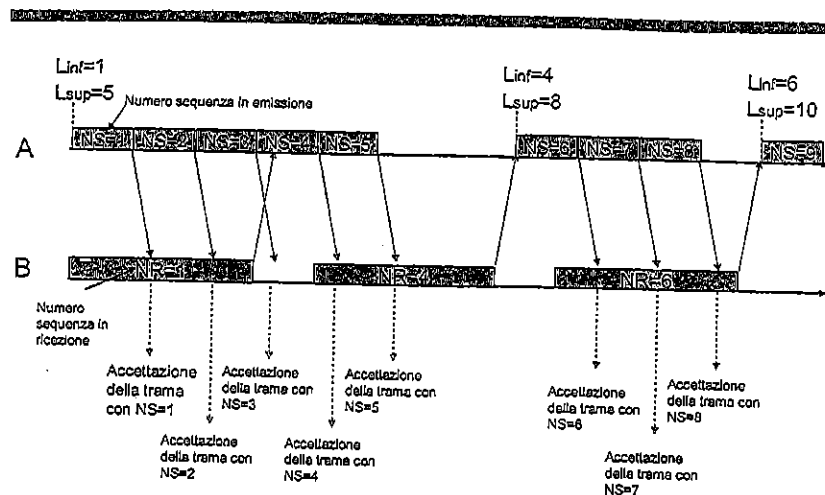


Figura 32

### SOLUZIONE

#### 1. Numeri di sequenza in emissione delle trame emesse da A a B.

Considerando delle ipotesi date ed il fatto che non si verificano errori in trasmissione si ottengono i numeri di sequenza in indicati nella figura seguente, che dipendono essenzialmente dai riscontri che A riceve da B (in "piggybacking"); questi ultimi consentono ad A di aggiornare la finestra in emissione e quindi la trasmissione di nuove trame.



## 2. Numeri di sequenza in ricezione nelle trame emesse da B a A.

Sempre per le stesse ipotesi B trasmetterà riscontri positivi insieme alle sue trame informative che condizioneranno i tempi di emissione dei riscontri e quindi la loro numerazione; si otterranno perciò i numeri indicati nella stessa di cui in figura.

## 3. Limiti inferiore e superiore della finestra di A negli istanti indicati.

Come noto, il limite inferiore della finestra di emissione viene aggiornato in occasione della ricezione di un riscontro positivo; quest'ultimo contiene il numero della prossima trama attesa e a tale valore viene fissato il limite inferiore della finestra. Il limite superiore invece verrà aggiornato contemporaneamente a  $L_{inf}+5$  dato che A ha sempre trame da trasmettere e che la dimensione della finestra in trasmissione è uguale a 5.

In figura sono indicati i limiti della finestra in A in seguito alla ricezione e i riscontri.

## 4. Eventi che si verificano in B in corrispondenza degli istanti indicati con le frecce tratteggiate.

Non avendo vincoli in B sull'elaborazione delle trame si può assumere che tutte le trame vengono accettate in quanto giunte correttamente.

L'entità B in occasione dell'emissione di una trama provvederà ad inserire in "piggybacking" il riscontro dell'ultima trama accettata.

## ESERCIZIO 57

Su un'interfaccia tra due entità A e B si impiega il protocollo di controllo d'errore STOP&WAIT. Si consideri l'emissione di Unità Informative (UI) nel verso A→B e di Unità di Riscontro (UR) nel verso B→A.

Si assuma che:

- le UI siano caratterizzate da una intestazione di 30 bit e un campo informativo di L bit (incognita);
- la capacità dell'interfaccia (identica nei due versi) sia  $C=80$  kbit/s;
- il ritardo di propagazione sull'interfaccia sia  $\tau=0,75$  ms;
- siano trascurabili sia i tempi di elaborazione delle UI in B che i tempi di trasmissione delle UR.

Si chiede:

- assumendo trascurabili i fenomeni di errore sulle UI e sulle UR, di calcolare il valore minimo di L tale per cui la portata media massima del sistema sia non inferiore al 60 % della capacità C;
- assumendo invece che le UI subiscano errore con probabilità 0,25, di indicare di quanto diminuisce la portata media massima del sistema utilizzando il valore di L di cui al punto 1.

## SOLUZIONE

## 1. Portata media massima.

La portata media massima è data dal rapporto tra la quantità di dati trasmessi ed il tempo medio impiegato per la trasmissione. Tale tempo normalmente dipende dal tasso di errore e quindi dal numero di ritrasmissioni delle trame; nel caso in esame gli errori sia sulle UI che sulle UR sono trascurabili per cui si può assumere come valore atteso per il tempo di trasmissione il tempo di ciclo:

$$T_c = T_{ur} + 2\tau$$

essendo  $T_{ur}$  il tempo di trasmissione delle UR e  $\tau$  il ritardo di propagazione subito dalle UR e dalle UI; per l'ipotesi iv) le altre componenti di  $T_c$  sono trascurabili.

Quindi si ha:

$$P_1 = \frac{L}{T_c} \geq 0,6C \Rightarrow \frac{L}{\frac{L+H}{C} + 2\tau} \geq 0,6C \Rightarrow L \geq \frac{0,6H + 12\tau C}{0,4} = 225 \text{ bit}$$

## 2. Diminuzione di portata

Se le UI subiscono errore verranno ritrasmesse ed ovviamente la portata diminuirà, aumentando il tempo necessario per la trasmissione della stessa quantità di informazioni.

Il valore atteso per il tempo di ciclo è dato da:

$$E[T_c] = T_c \sum_{i=1}^{\infty} i p^{i-1} (1-p) = \frac{T_c}{1-p}$$

Quindi:

$$P_2 = \frac{L}{E[T_c]} = \frac{L}{\left(\frac{L+H}{C} + 2\tau\right) / (1-p)} = 36000 \text{ bit/s}$$

$$\Rightarrow \Delta_p = 0,6C - P_2 = 12000 \text{ bit/s} = 12 \text{ kbit/s}$$

## ESERCIZI PROPOSTI

## ESERCIZIO 58

Si considerino due entità A e B che adottano un protocollo di controllo di errore del tipo STOP&WAIT. Si consideri il trasferimento di Unità Informative (UI) da A verso B e dei soli riscontri positivi da B ad A. Le UI emesse da A hanno lunghezza costante  $L=600$  bit di cui 200 bit sono di intestazione. I riscontri hanno lunghezza  $R=100$  bit.

Con riferimento all'interfaccia A-B siano:

- $t=0,5$  ms il ritardo di propagazione unidirezionale;
- $C$  la capacità di trasferimento.

Siano inoltre trascurabili gli eventi di errore sui riscontri emessi da B ad A, gli eventi di ritrasmissione dovuti allo scadere di temporizzatori associati alle UI e il tempo di elaborazione delle UI in B prima dell'invio del riscontro.

Si chiede di riportare sul grafico di figura 33, in corrispondenza dei 5 valori in ascissa della probabilità di errore sulle UI emesse da A a B, i corrispondenti valori della capacità  $C$  tale per cui la portata media massima da A a B sia uguale a 50 kbit/s. Giustificare inoltre in termini intuitivi l'andamento ottenuto.

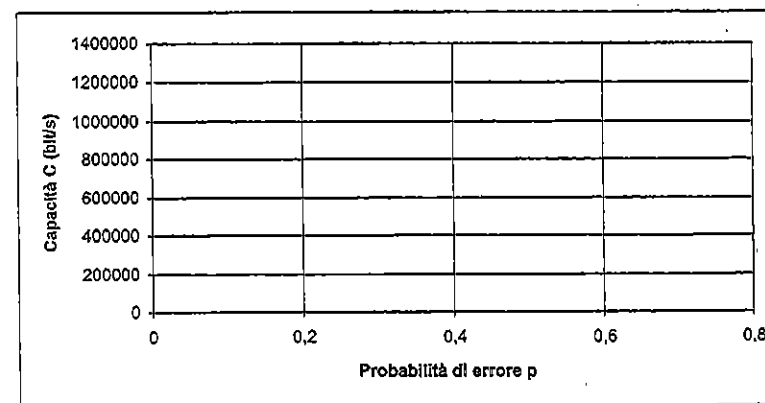


Figura 33

**ESERCIZIO 59**

Una stazione di terra (T) trasmette dati ad un satellite (S) attraverso un canale satellitare caratterizzato da una capacità di trasferimento  $C=64$  kbit/s e da un ritardo di propagazione unidirezionale di 270 ms.

Si consideri la sola trasmissione di Unità Informative (UI) da T ad S e che si adotti un meccanismo per il controllo d'errore del tipo a ri-trasmissione continua (GOBACK N).

Si assuma che:

- T operi in condizioni di pieno carico;
- i riscontri siano inoltrati da S dopo un tempo di 1 ms corrispondente al tempo di elaborazione delle UI ricevute da T;
- la lunghezza dell'intestazione delle UI emesse da T sia di 40 bit;
- la lunghezza del campo dati delle UI emesse da T sia di 123 byte;
- il tempo di trasferimento dei riscontri da S a T sia trascurabile.

Si chiede di:

1. calcolare il valore della finestra critica al di sopra del quale il trasferimento avviene senza soluzione di continuità;
2. precisare quali tra i parametri sopra elencati influiscono sul valore della portata media massima nel caso di larghezza di finestra inferiore a quella critica;
3. precisare quali tra i parametri sopra elencati influiscono sul valore della portata media massima nel caso di larghezza di finestra superiore a quella critica.

**ESERCIZIO 60**

Si vogliono confrontare due tecniche di recupero di errore. Si consideri il trasferimento di PDU da un'entità A ad un'entità B e si assuma che si possano verificare errori con probabilità  $p$  solo nel verso  $A \rightarrow B$ . Le PDU sono costituite da un campo di informazione utile di  $L$  bit e da  $H$  bit di intestazione. Una prima tecnica di recupero (tecnica a) prevede che l'informazione utile da trasferire ( $L$ ) sia protetta mediante un codice di rivelazione d'errore che per ogni bit utile di  $L$  aggiunge 2 bit

di extra-informazione. Si assuma che tale codice sia in grado di rivelare e recuperare gli errori che si presentano con probabilità  $p$ . La seconda tecnica (tecnica b) prevede l'impiego di un meccanismo STOP&WAIT (utilizzando quindi una finestra in emissione unitaria e riscontri positivi e negativi). I riscontri hanno dimensione uguale alla sola intestazione  $H$  delle PDU.

Si assuma:

- $H=48$  bit;
- probabilità di errore in trasmissione  $p=0,4$ ;
- capacità di trasferimento dell'interfaccia tra A e B,  $C=64$  kbit/s;
- ritardo di propagazione sull'interfaccia  $\tau=50$   $\mu$ s;

Si chiede di:

1. derivare, nel caso di tecnica a e di tecnica b, le espressioni della portata media sull'interfaccia A-B assumendo che l'entità A abbia sempre PDU da trasmettere;
2. calcolare l'insieme di valori di  $L$  tali per cui convenga utilizzare (dal punto di vista della portata) la tecnica a rispetto alla tecnica b.

**QUESITO 41**

Le funzioni essenziali di un protocollo di strato di collegamento, quelle cioè senza le quali il protocollo non può funzionare, a prescindere dalle prestazioni del protocollo stesso, sono:

- a) la delimitazione, la verifica di errore e il recupero di errore
- b) la delimitazione
- c) il recupero di errore e il controllo di flusso

**QUESITO 42**

Con riferimento ad un protocollo di strato di collegamento, la prima operazione svolta dal ricevitore appena delimitata una trama consiste nel:

- a) verificare se il numero di sequenza rientra nella finestra in ricezione, in modo da rivelare eventuali fuori sequenza

- b) verificare la correttezza della trama ricevuta, utilizzando il campo di controllo di errore
- c) consegnare il contenuto informativo della trama all'utente del servizio di strato di collegamento

**QUESITO 43**

Un protocollo per il recupero di errore di tipo STOP&WAIT

- a) usa le risorse trasmissive con una efficienza che aumenta all'aumentare del tempo di trasmissione di una trama, in assenza di errori di trasmissione
- b) può operare senza ambiguità usando solo riscontri di tipo sia positivo che negativo, senza bisogno di temporizzatori, avendo a disposizione i riscontri negativi
- c) può operare senza ambiguità usando solo riscontri di tipo sia positivo che negativo, senza bisogno di numerare le trame da inviare, poiché può inviare una sola trama per volta (senza ricevere riscontri)

**QUESITO 44**

In una procedura di recupero d'errore si adotta un modulo di numerazione uguale a 8. Si ipotizza che una delle due entità (A) utilizzi una finestra in emissione che ha larghezza 3 è che questa abbia in un dato istante limite inferiore uguale a 5. Come reagisce A ricevendo una PDU con NR (numero di sequenza in ricezione)=7?

- a) Mantiene il limite inferiore della finestra a 5
- b) Aggiorna il limite inferiore al valore 7
- c) Aggiorna il limite inferiore al valore 6

**QUESITO 45**

In una procedura di recupero d'errore si adotta un modulo di numerazione uguale a 8. Si ipotizza che una delle due entità (B) utilizzi una finestra in ricezione

di larghezza unitaria. L'ultimo numero di sequenza in ricezione emesso da B sia uguale a 5. Come reagisce B ricevendo da A una PDU riconosciuta corretta con NS=5?

- a) Accetta la PDU, la riscontra ed è abilitato ad incrementare NR di uno
- b) Scarta la PDU
- c) Accetta la PDU, ma non la può riscontrare e non può incrementare NR

**QUESITO 46**

Con riferimento allo strato di collegamento, un protocollo ARQ del tipo SELECTIVE REPEAT rispetto ad uno del tipo STOP&WAIT:

- a) ha prestazioni peggiori in termini di efficienza di utilizzazione del canale trasmissivo con il vantaggio di una minore complessità
- b) ha prestazioni migliori in termini di efficienza di utilizzazione del canale trasmissivo purché il tempo di trasmissione delle PDU sia superiore al ritardo di propagazione del canale trasmissivo
- c) ha prestazioni migliori in termini di efficienza di utilizzazione del canale trasmissivo al prezzo di una maggiore complessità

**QUESITO 47**

Si consideri il trasferimento di dati tra le entità di strato di collegamento A e B, nel verso da A a B, mediante un protocollo STOP&WAIT. Si supponga che: a) ogni trama comprenda 16 byte di controllo e fino a 360 byte di dati di utente; b) le trame di riscontro non contengano dati di utente ma solo byte di controllo; c) il ritardo di propagazione dell'interfaccia sia di 500 µs; d) la capacità di trasferimento a disposizione per ognuno dei due versi sia di 64 kbit/s. In assenza di ritrasmissioni, qual è il tempo necessario per completare il trasferimento di 72000 byte di utente da A a B?

- a) 1s
- b) 50ms
- c) 10s

**QUESITO 48**

In un protocollo per il controllo d'errore operante su un canale con capacità uguale a 5 Mbit/s vengono trasferite trame con una lunghezza uguale a 1200 bit. Se in emissione si adotta una finestra, qual'è la larghezza di questa affinché l'emissione avvenga senza soluzione di continuità quando il tempo impiegato da un bit per trasferirsi da un'estremità all'altra del canale è uguale a 0,5 ms?

- a) 8
- b) 32
- c) 6

**IX. PROTOCOLLO IP****IX.1 Frammentazione****ESERCIZIO 61**

Ad un Router IP arriva un frammento di datagramma comprendente un'intestazione di  $H_{IP}$  byte e un campo dati di  $D_{IP}$  byte. Tale frammento deve essere inoltrato dal Router in una sotto-rete caratterizzata da Unità Informative (UI) con campo utile di dimensione massima uguale a  $L$  byte e con intestazione di  $H$  byte.

Si chiede di indicare:

1. quanti frammenti devono essere generati dal Router per inoltrare il datagramma nella sotto-rete;
2. qual è la dimensione complessiva (in byte) dell'UI utilizzata per trasferire l'ultimo dei frammenti generati dal Router.

Siano:

- $H_{IP}=40$  byte
- $D_{IP}=5200$  byte
- $L=2000$  byte
- $H=80$  byte

**SOLUZIONE**

1. *Numero complessivo di frammenti.*

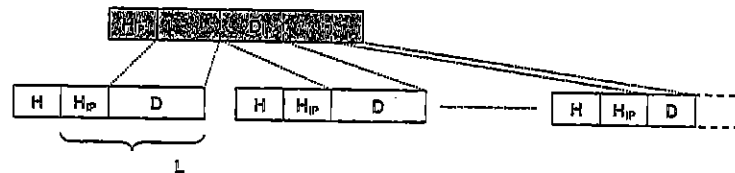
Il protocollo IP provvede alla frammentazione dei pacchetti, quando si verifica che la dimensione del pacchetto da trasmettere è maggiore dello spazio utile disponibile nella SDU della rete sottostante; i frammenti che si ottengono hanno tutti la stessa intestazione IP, simile a quella originaria, ed una porzione del campo



dati originario tale che la sua dimensione sommata all'intestazione IP sia compatibile con la SDU della rete sottostante. Nel caso in esame, essendo  $D_{IP} > L$  si dovranno ottenere pacchetti tali che, indicando con  $D$  la dimensione dei nuovi frammenti di campo dati, si abbia

$$H_{IP} + D = L$$

per tutti i frammenti, escluso l'ultimo che potrà essere più piccolo.



Dovrà quindi essere calcolato il numero intero di frammenti  $n$  tale che:

$$\frac{D_{IP}}{n} + H_{IP} \leq L \Rightarrow n = \left\lceil \frac{D_{IP}}{L - H_{IP}} \right\rceil \Rightarrow n = \left\lceil \frac{5200 \text{ byte}}{2000 \text{ byte} - 40 \text{ byte}} \right\rceil = 3.$$

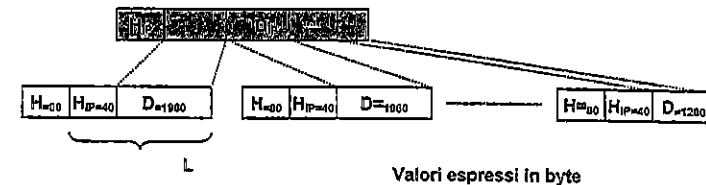
## 2. Dimensione complessiva dell'ultimo frammento.

Nella formula precedente si è calcolata la parte intera superiore in quanto per ovvie ragioni il numero di frammenti non può essere decimale. Il fatto che si sia dovuto operare un arrotondamento (da  $\frac{D_{IP}}{L - H_{IP}} = 2.65$  a  $\left\lceil \frac{D_{IP}}{L - H_{IP}} \right\rceil = 3$ ) suggerisce che l'ultimo frammento sarà più piccolo degli altri, come illustrato nella figura precedente; avremo allora tre frammenti dei quali i primi due avranno campo utile

$$D_1 = D_2 = L - H_{IP} = 2000 \text{ byte} - 40 \text{ byte} = 1960 \text{ byte}$$

ed il terzo di campo utile

$$D_3 = D_{IP} \bmod (L - H_{IP}) = 5200 \bmod 1960 \text{ byte} = 1280 \text{ byte}$$



L'ultimo frammento avrà quindi lunghezza complessiva di:

$$D_{IP} \bmod (L - H_{IP}) + H_{IP} + H = 1400 \text{ byte}.$$

## ESERCIZIO 62

Si consideri la porzione di rete costituita da due sotto-reti (indicate brevemente con  $S_1$  e  $S_2$ , figura 34), da un Router che le interconnette e da due Host (A e B).

La  $S_1$  impiega unità informative di livello 2 (2)-PDU<sub>1</sub> aventi intestazione di dimensione costante uguale a  $H_1$  byte e campo utile di dimensione variabile con lunghezza massima  $L_{1,max}$  byte.

La  $S_2$  impiega unità informative di livello 2 (2)-PDU<sub>2</sub> aventi intestazione di dimensione costante uguale a  $H_2$  byte e campo utile di dimensione costante di  $L_2$  byte.

Si consideri il trasferimento di datagramma IP nella direzione Host A → Host B (direzione 1 di figura 34) e un datagramma IP nella direzione Host B → Host A (direzione 2 di figura 34) considerando che entrambi i datagrammi hanno un'intestazione  $H_{IP}$  di 20 byte e un campo Total Length (lunghezza complessiva del datagramma) di 460 byte nella direzione 1 e 100 byte nella direzione 2 rispettivamente.

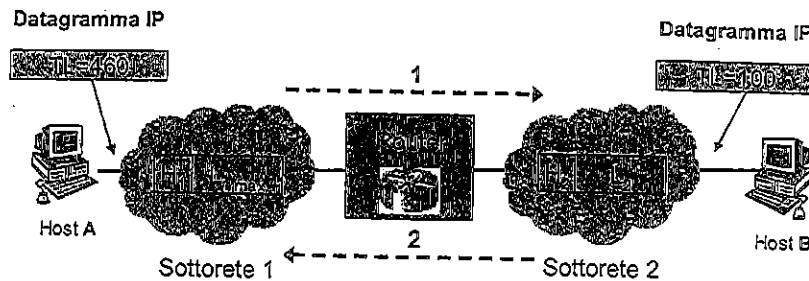


Figura 34

Si chiede di:

1. con riferimento alla direzione 1, calcolare il numero di frammenti necessari a trasferire il datagramma IP da estremo ad estremo e l'efficienza di trasferimento dei bit utili del datagramma IP nell'attraversamento della  $S_2$ ;
2. con riferimento alla direzione 2, calcolare il numero di frammenti necessari a trasferire il datagramma IP da estremo ad estremo e l'efficienza di trasferimento dei bit utili del datagramma IP nell'attraversamento della  $S_1$ .

Per queste determinazioni i dati assegnati sono i seguenti:

- $H_1=100$
- $L_{1,max}=480$
- $H_2=40$
- $L_2=60$

#### 1. Numero di frammenti – direzione 1.

In riferimento alla direzione 1 nella sotto-rete  $S_1$  si ha un campo utile di  $L_{1,max}$  byte nelle (2)-PDU<sub>1</sub> nel quale deve essere inserito un datagramma di TL=460 byte, per cui non c'è necessità di frammentazione. Nella sotto-rete  $S_2$  il campo utile delle (2)-PDU<sub>1</sub> è  $L_2=60$  byte per cui il Router dovrà provvedere a frammentare il datagramma in rilancio ( $n_{1,S2}=1$ ).

In base al metodo di frammentazione di IP, in ciascun frammento dovrà essere inserita l'intestazione del datagramma originario che, anche se opportunamente

aggiornata, manterrà invariata la sua dimensione ( $H_{IP}=20$  byte). Quindi lo spazio utile per i dati IP (che occupano  $TL-H_{IP}$ ) si ridurrà a  $L_2-H_{IP}$  byte. Il numero  $n_1$  di frammenti generati dal Router sarà allora:

$$n_{1,S2} = \frac{TL - H_{IP}}{L_2 - H_{IP}} = \frac{460 \text{ byte} - 20 \text{ byte}}{60 \text{ byte} - 20 \text{ byte}} = 11$$

L'efficienza di trasferimento è data dal rapporto tra informazione utile ed informazione totale trasmessa, che contiene anche l'extra-informazione data in questo caso dalle intestazioni.

Il payload IP è dato da  $TL-H_{IP}$  mentre il carico totale è dato dalle 11 UI di livello 2 utilizzate per trasmettere i frammenti IP.

$$E_1 = \frac{TL - H_{IP}}{n_{1,S2} * (H_2 + L_2)} = \frac{(460 - 20) \text{ byte}}{11 * (40 + 60) \text{ byte}} = 0,4$$

È opportuno precisare che si sarebbe dovuto calcolare anche l'efficienza della sotto-rete  $S_1$ , che si può intuire sicuramente maggiore, e scegliere la più piccola delle due.

#### 2. Numero di frammenti – direzione 2.

Analogamente a quanto visto per la direzione 1, l'Host B dovrà suddividere il datagramma da TL=100 byte in due frammenti. Infatti:

$$n_{2,S2} = \frac{TL - H_{IP}}{L_2 - H_{IP}} = \frac{100 \text{ byte} - 20 \text{ byte}}{60 \text{ byte} - 20 \text{ byte}} = 2.$$

Dato che entrambi i frammenti possono essere inseriti nella (2)-PDU<sub>1</sub>, il Router si limiterà ad inoltrare i due datagrammi senza che sia necessario frammentarli ulteriormente ( $n_{2,S1}=n_{2,S2}$ ). Si tenga presente che IP prevede il riassettaggio dei frammenti solo a destinazione.

Considerando che la (2)-PDU<sub>1</sub> ha un campo utile di dimensione variabile verrà utilizzata lo spazio necessario a trasportare il campo utile della (2)-PDU<sub>2</sub>; per quanto visto in precedenza si avrà:

$$E_{2,S1} = \frac{TL - H_{IP}}{n_{2,S1} * (H_1 + L_2)} = \frac{(100 - 20) \text{ byte}}{2 * (100 + 60) \text{ byte}} = 0,25$$

## IX.2 Indirizzamento ed instradamento

### ESERCIZIO 63

Si consideri la porzione di rete Internet illustrata in figura 35.

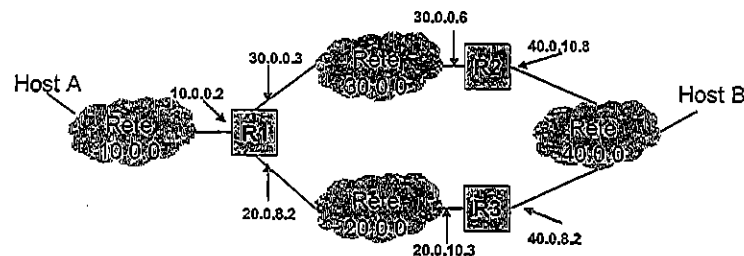


Figura 35

Con riferimento all'istradamento classico di IP e alla tabella di instradamento dei Router R1 ed R2 si chiede di:

1. completare la tabella di instradamento del Router R2;

Routing table	
Net_id	Router_id
10.0.0	
20.0.0	
30.0.0	
40.0.0	

2. indicare per il Router R1 qual'è l'indirizzo Router\_id utilizzato per l'instradamento di un datagramma inviato dall'Host A all'Host B.

### SOLUZIONE

1. Tabella di instradamento di R2.

La tabella di instradamento di R2 dovrà contenere i prossimi salti per tutte le reti riportate in figura e raggiungibili attraverso un instradamento indiretto. Nel caso in esame le reti sono 10.0.0.0 e 20.0.0.0; per quest'ultima il Router di riferimento potrà essere indifferentemente R1 oppure R3 e quindi nella tabella potrà comparire una riga per R1, una riga per R2 o anche entrambe; in quest'ultimo caso verrà normalmente utilizzata la prima. Quindi:

Routing table	
Net_id	Router_id
10.0.0.0	30.0.0.3
20.0.0.0	30.0.0.3
20.0.0.0	40.0.8.2
30.0.0.0	Instradamento diretto
40.0.0.0	Instradamento diretto

2. Indirizzo Router\_id utilizzato da Router R1 per l'instradamento verso B.

La tabella analoga costruita da R1 conterrà almeno una delle seguenti righe:

Net_id	Router_id
40.0.0.0	20.0.10.3
40.0.0.0	30.0.0.6

Per cui verrà utilizzato 20.0.10.3 oppure 30.0.0.6, a seconda di quale delle due righe sarà presente per prima.

### ESERCIZIO 64

Si consideri un Router che ha la seguente tabella di instradamento

Prefisso	Porta d'uscita
133.45.0.0/20	1
133.45.4.0/22	2
133.45.12.0/22	3
133.45.16.0/20	4
133.45.16.12/30	5

Si chiede di:

1. indicare quanti sono gli Host che al massimo possono essere allocati nella sotto-rete raggiungibile attraverso la porta d'uscita n. 2 (si considerino nel numero di Host indirizzabili anche gli indirizzi IP riservati);
2. indicare verso quale porta verrà rilanciato un pacchetto entrante che rechi un indirizzo di destinazione uguale a 133.45.16.5.

### SOLUZIONE

1. Numero di Host allocabili nella sotto-rete 133.45.4.0/22

Il valore /22 indica che vengono utilizzati 22 bit come indirizzo di rete sui 32 utilizzabili dell'indirizzo IP; i rimanenti saranno dedicati agli Host; quindi:

$$n_{host} = 2^{32-h} = 2^{32-22} = 2^{10} = 1024.$$

Di questi il primo (133.45.4.0) e l'ultimo (133.45.7.255) sono riservati.

2. Porta utilizzata per il rilancio del pacchetto verso 133.45.16.5

La tecnica utilizzata per selezionare la porta si basa, nella versione dell'instradamento IP classless, sul *longest prefix match* che consiste nel rilevare la prima riga tra quelle della tabella di instradamento del sistema per la quale corrisponde il più alto numero di bit di rete dell'indirizzo.

Nel caso in esame, anziché fare tutte le prove possibili tra indirizzo di destinazione e indirizzo di rete presente in tabella, si può osservare che l'indirizzo di destinazione dato ha alcuni bit coincidenti con tutte le righe della tabella; tuttavia per le righe 4 e 5 la corrispondenza arriva almeno al terzo ottetto, quindi la scelta si orienterà su una di queste due.

Tra queste, per la riga 4 il terzo ottetto la corrispondenza tra indirizzo di destinazione ed indirizzo di rete in tabella arriva al terzo ottetto e quindi supera il *prefix length* (che vale /20), mentre per la riga 5 la corrispondenza si ferma al quarto bit dell'ultimo ottetto, per cui i bit corrispondenti sono 28 ( $5_{10} = 00000101_2$

confrontato con  $12_{10} = 00001100_2$ ).

La porta utilizzata sarà quindi la n.4.

### ESERCIZIO 65

Si consideri un Router che ha la seguente tabella di instradamento:

Rete/prefisso	Porta d'uscita
149.80.80.0/20	1
215.80.56.0/22	2
149.135.25.0/24	3
150.80.96.0/24	4
149.80.64.0/20	5
149.80.110.0/23	6

Si chiede di:

1. indicare verso quale porta verrà rilanciato un pacchetto entrante che rechi un indirizzo di destinazione uguale a 149.80.75.7.
2. indicare se ci sono reti contigue che possono essere aggregate ed in caso affermativo calcolare l'indirizzo di rete con *prefix length* risultante ed il numero di Host allocabili nella sotto-rete ottenuta.

### SOLUZIONE

1. Porta di rilancio del pacchetto.

Per determinare la porta di rilancio del pacchetto si deve ricavare a quale rete risulta appartenere l'indirizzo dato in base alle maschere contenute nella tabella.

Escludendo le porte 2 e 4 in quanto differenti già nel primo ottetto si ha:

149.80.75.7 con 20 bit di rete → indirizzo di rete 149.80.64.0

la quale consente di stabilire che la porta sarà la 5.

D'altronde, verificando le altre maschere si avrà:

149.80.75.7 con 24 bit di rete → indirizzo di rete 149.80.75.0

149.80.75.7 con 23 bit di rete → indirizzo di rete 149.80.74.0

Queste ultime reti non sono presenti in tabella.

## 2. Reti contigue aggregabili.

Calcolando per ciascun indirizzo di rete riportato in tabella il successivo indirizzo di rete in base alla maschera assegnata si ottiene una tabella del tipo:

Rete/prefisso	Rete successiva
149.80.80.0/20	149.80.96.0
215.80.56.0/22	215.80.60.0
149.135.25.0/24	149.135.26.0
150.80.96.0/24	150.80.97.0
149.80.64.0/20	149.80.80.0
149.80.110.0/23	149.80.112.0

Si può verificare che le uniche reti contigue sono la 149.80.64.0 e la 149.80.80.0 e che non ci sono reti annidate.

Aggregando le due reti individuate, dalla traduzione in binario del terzo otteetto si ottiene la rete 129.80.64.0/19.

## ESERCIZIO 66

Data la rete in figura 36 definire un possibile schema di indirizzamento utilizzando la tecnica del *subnetting* con maschera fissa a partire da indirizzi di classe C.

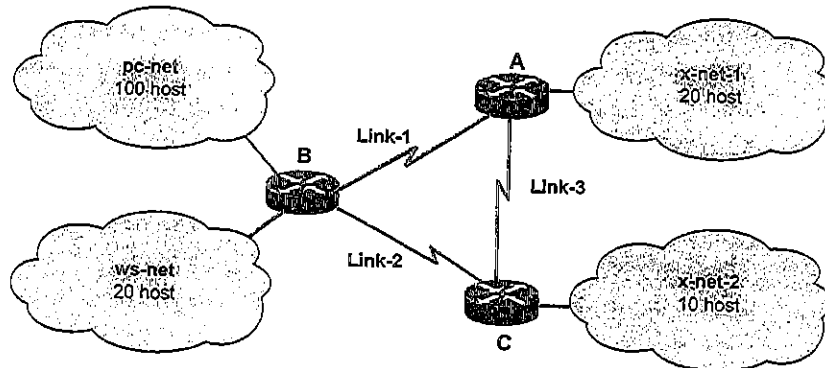


Figura 36

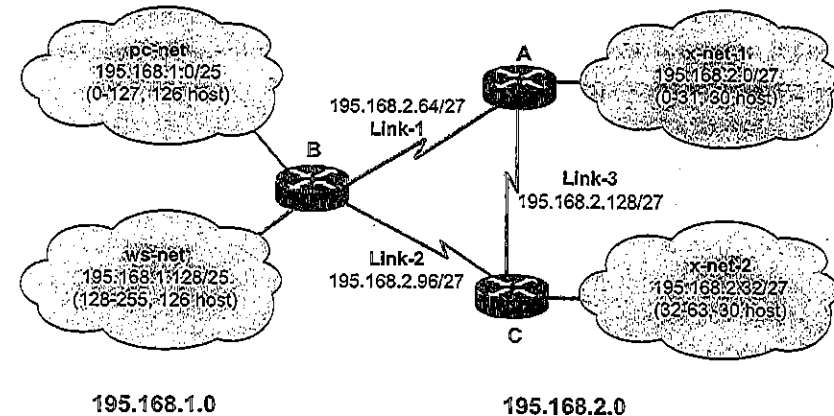
## SOLUZIONE

### 1. Definizione di uno schema di indirizzamento.

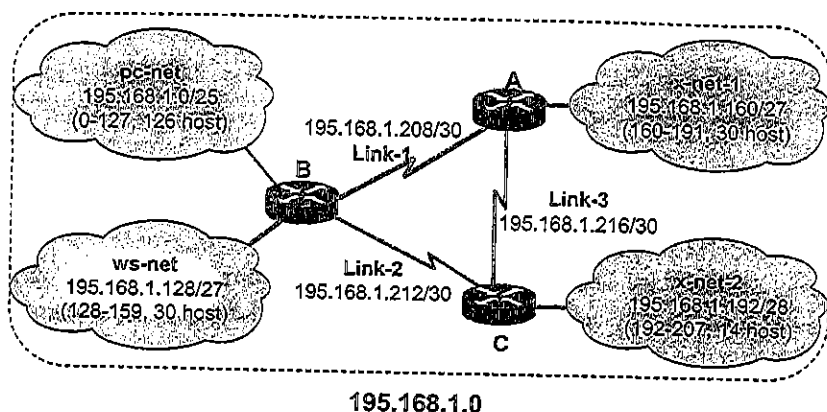
È necessario definire 7 sotto-reti quindi la Sub\_Net\_ID sarà lunga 3 bit. Si noti che nel computo delle sotto-reti sono stati aggiunti anche i collegamenti (Link) tra i router A-B-C.

A partire da un indirizzo di classe C con 3 bit utilizzati per il *subnetting* rimangono  $8-3 = 5$  bit per Host\_ID; si possono indirizzare quindi  $2^5 - 2 = 30$  Host in ogni sotto-rete.

Con un singolo indirizzo di classe C non è possibile definire uno schema di indirizzamento; se si intende utilizzare una maschera di sotto-rete di lunghezza fissa, quindi sarà necessario utilizzare 2 indirizzi di classe C distinti (cfr. figura seguente).



Utilizzando invece il *subnetting* con maschere di lunghezza variabile è possibile definire uno schema di indirizzamento che utilizzi un solo indirizzo di classe C come riportato nella seguente figura.

**ESERCIZIO 67**

Ad un'organizzazione è stato assegnato lo spazio di indirizzi di classe C 193.212.100.0 (255.255.255.0). L'organizzazione vuole definire 6 sotto-reti. La più grande è composta da 25 Host.

Si chiede di:

1. determinare la maschera di sotto-rete necessaria per la gestione di tale rete utilizzando *subnetting* con maschera fissa;
2. per ognuna delle 6 sotto-reti, determinare quali sono gli indirizzi utilizzabili per gli Host.

**SOLUZIONE**

1. *Maschera di sotto-rete necessaria per la gestione della rete.*

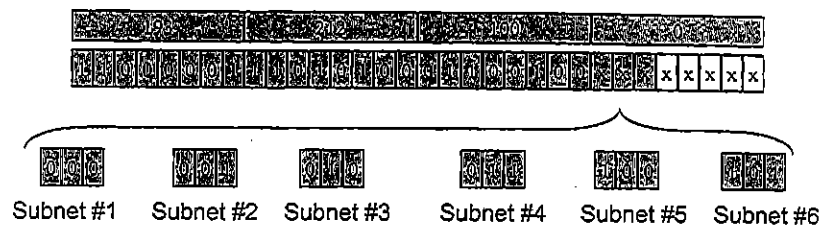
Per definire 6 sotto-reti sono necessari 3 bit. È necessario controllare che in ciascuna sotto-rete sia possibile indirizzare 25 Host. Con 3 bit utilizzati per il *subnetting*, dall'indirizzo di classe C rimangono  $8-3 = 5$  bit per Host\_ID e quindi si possono indirizzare fino a 30 Host in ogni sotto-rete.

La maschera di sotto-rete necessaria alla gestione della rete è quindi

255.255.255.224.

2. *Indirizzi utilizzabili per ognuna delle 6 sotto-reti*

Dall'indirizzo 193.212.100.0 (255.255.255.0) con la precedente maschera è possibile definire le 6 sotto-reti nel seguente modo:



In particolare:

- la prima sotto-rete (sotto-rete #1) avrà indirizzo 193.212.100. La maschera sarà la seguente 255.255.255.224 (/27) e gli indirizzi assegnabili agli Host vanno da 193.212.100.1/27 al 193.212.100.30/27.
- Sotto-rete #2 indirizzo: 193.212.100.32 con maschera di sotto-rete: 255.255.255.224 (/27) e indirizzi assegnabili agli Host: 193.212.100.33/27 → 193.212.100.62/27.
- Sotto-rete #3 indirizzo: 193.212.100.64 con maschera di sotto-rete: 255.255.255.224 (/27) con indirizzi assegnabili agli Host: 193.212.100.65/27 → 193.212.100.94/27.
- Sotto-rete #4 indirizzo: 193.212.100.96 con maschera di sotto-rete: 255.255.255.224 (/27) con indirizzi assegnabili agli Host: 193.212.100.97/27 → 193.212.100.126/27.
- Sotto-rete #5 indirizzo: 193.212.100.128 con maschera di sotto-rete: 255.255.255.224 (/27) indirizzi assegnabili agli Host: 193.212.100.129/27 → 193.212.100.158/27.
- Sotto-rete #6 indirizzo: 193.212.100.160 con maschera di sotto-rete: 255.255.255.224 (/27) e indirizzi assegnabili agli Host: 193.212.100.161/27 → 193.212.100.190/27.

**ESERCIZIO 68**

Si consideri il seguente indirizzo di classe C: 195.168.13.0/24.

Si chiede di assegnare indirizzi e maschere di sotto-rete alle LAN, agli Host e al Router della rete di figura 37, utilizzando la tecnica del *subnetting*. Nel computo delle numero delle interfacce da indirizzare in ciascuna LAN vanno anche aggiunte le interfacce del Router.

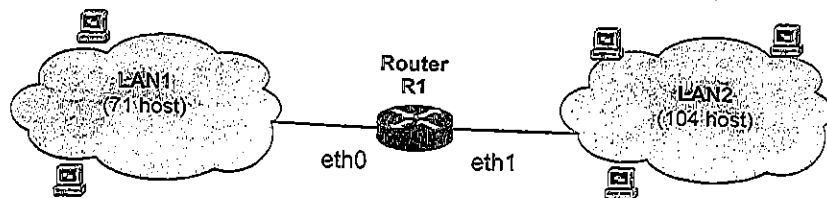


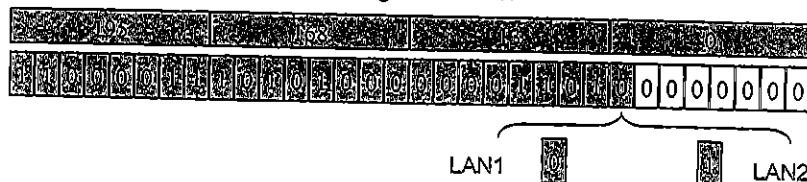
Figura 37

**SOLUZIONE**

## 1. Assegnazione indirizzi e maschere di sotto-rete.

Per le due sotto-reti è sufficiente utilizzare 1 bit per la Sub\_Net\_ID, rimangono quindi disponibili  $2^7 - 2 = 126$  indirizzi assegnabili ad Host e Router.

Dall'indirizzo 195.168.13.0 (255.255.255.0) con la precedente maschera è possibile definire le 2 sotto-reti nel seguente modo:



La LAN1 avrà quindi indirizzo: 195.168.13.0 e maschera di sotto-rete: 255.255.255.128 (/25); il Router R1 (eth0) avrà indirizzo 195.168.13.1/25 mentre gli indirizzi assegnabili agli Host andranno da 195.168.13.2/25 a

195.168.13.126/25.

La LAN2 avrà indirizzo: 195.168.13.128 e maschera di sotto-rete: 255.255.255.128 (/25); il Router R1 (eth1) avrà indirizzo 195.168.13.129/25 mentre gli indirizzi assegnabili agli Host andranno da 195.168.13.130/25 a 195.168.13.254/25.

**ESERCIZIO 69**

Si consideri il seguente indirizzo di classe C: 195.168.13.0/24.

1. Si chiede di assegnare indirizzi e maschere di sotto-rete alle LAN, agli Host e al Router della rete di figura 38, utilizzando la tecnica del *subnetting*. Nel computo delle numero delle interfacce da indirizzare in ciascuna LAN vanno anche aggiunte le interfacce dei Router.

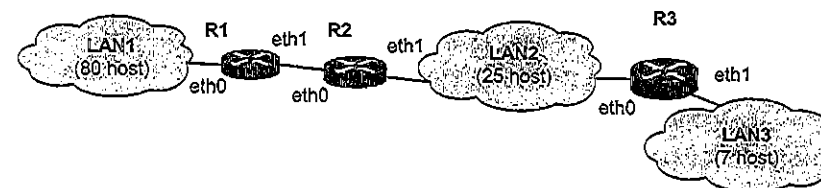


Figura 38

**SOLUZIONE**

## 1. Assegnazione indirizzi e maschere di sotto-rete.

Per 4 sotto-reti (si considera anche il link tra R1 e R2) è necessario utilizzare 2 bit per la Sub\_Net\_ID e rimangono  $2^{(8-2)} - 2 = 62$  indirizzi assegnabili ad Host e Router.

La LAN1 ha 80 Host +1 Router; non è possibile definire uno schema di indirizzamento utilizzando il *subnetting* con maschere di lunghezza fissa. Si deve optare quindi per maschere di lunghezza variabile.

Per la LAN1 è sufficiente utilizzare 7 bit per Host\_ID (80 Host+1) e la maschera

sarà quindi del tipo /25.

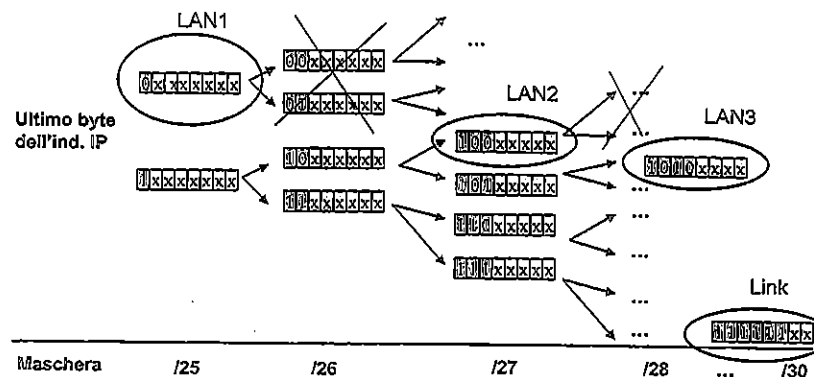
Per la LAN2 è sufficiente utilizzare 5 bit per Host\_ID (25 Host+2) e la maschera sarà quindi del tipo /27.

Per la LAN3 è sufficiente utilizzare 4 bit per Host\_ID (7 Host+1) e la maschera sarà quindi del tipo /28.

Per il LINK è sufficiente utilizzare 2 bit per Host\_ID (2 Router) con maschera /30.

Si ha quindi:

- LAN1 indirizzo: 195.168.13.0 e maschera di sotto-rete: 255.255.255.128 (/25)
  - Router R1 (eth0): 195.168.13.1/25
  - Indirizzi assegnabili agli Host: 195.168.13.2/25 → 195.168.13.126/25
- LAN2 indirizzo: 195.168.13.128 e maschera di sotto-rete: 255.255.255.224 (/27)
  - Router R2 (eth1): 195.168.13.129/27
  - Router R3 (eth0): 195.168.13.130/27
  - Indirizzi assegnabili agli Host: 195.168.13.131/27 → 195.168.13.158/27
- LAN3 indirizzo: 195.168.13.160 e maschera di sotto-rete: 255.255.255.240 (/28)
  - Router R3 (eth1): 195.168.13.161/28
  - Indirizzi assegnabili agli Host: 195.168.13.162/28 → 195.168.13.166/28
- Link indirizzo: 195.168.13.252 e maschera di sotto-rete: 255.255.255.252 (/30)
  - Router R1 (eth1): 195.168.13.253/30
  - Router R2 (eth0): 195.168.13.254/30



### ESERCIZIO 70

Un'organizzazione, a cui è stato assegnato lo spazio 140.25.0.0/16, vuole sviluppare una rete suddividendola in sotto-reti tramite l'adozione di maschere di lunghezza variabile in accordo alla struttura riportata in figura 39.

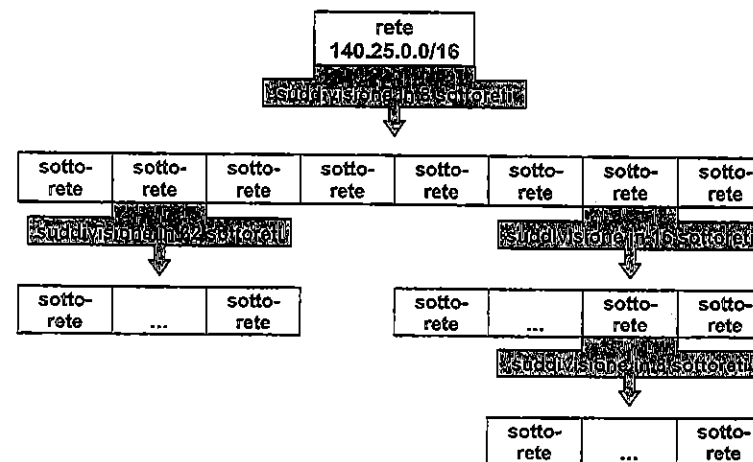


Figura 39



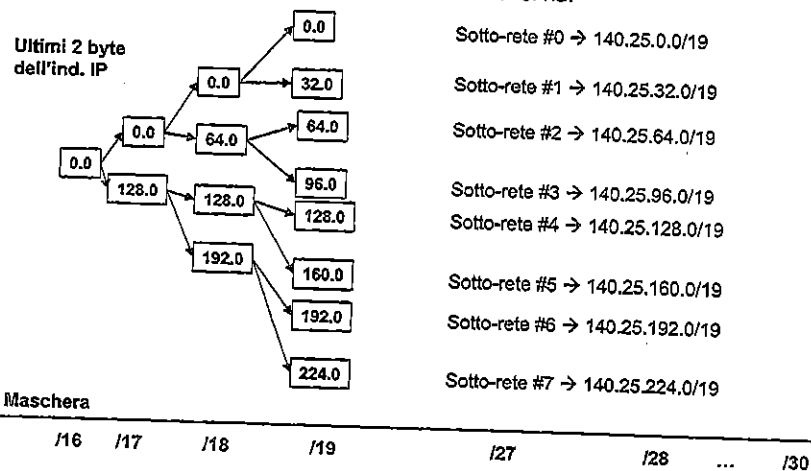
Si chiede di:

1. Specificare le 8 sotto-reti di 140.25.0.0/16.
2. Elencare gli indirizzi che possono essere assegnati nella sotto-rete #3.
3. Specificare le 16 sotto-reti della sotto-rete #6.
4. Specificare gli indirizzi che possono essere assegnati alla sotto-rete #6-#3
5. Specificare le 8 sotto-reti di #6-#14

### SOLUZIONE

1. Specificare le 8 sotto-reti di 140.25.0.0/16.

Considerando gli ultimi due byte dell'indirizzo IP si ha:



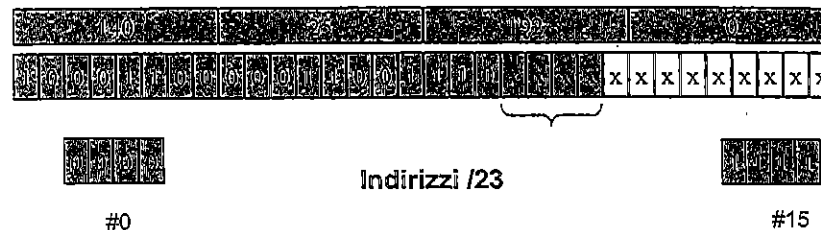
2. Indirizzi che possono essere assegnati nella sotto-rete #3.

Gli indirizzi assegnabili della sotto-rete #3 sono quelli che vanno da 140.25.96.1/19 a 140.25.127.254/19 in accordo al seguente schema (96.0=01100000.00000000):



3. 16 sotto-reti della sotto-rete #6.

Dalla sotto-rete #6 di indirizzo 140.25.192.0/19 è possibile definire altre 16 sotto-reti utilizzando altri 4 bit per la Sub\_Net\_ID come riportato nella seguente figura:



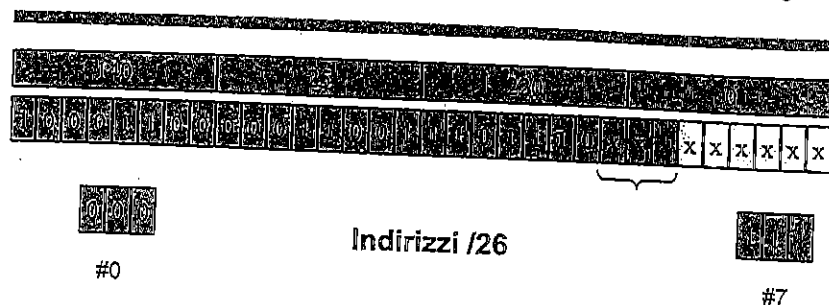
4. Specificare gli indirizzi che possono essere assegnati alla sotto-rete #6-#3

La sotto-rete #6-#3 ha indirizzo 140.25.198.0/23 in quanto gli ulteriori 4 bit di sotto-rete individuati in 3. devono valere 0011; si ottiene in questo modo, per il terzo otteetto:  $11000110_2 = 198_{10}$ ; gli Host saranno indirizzabili da 140.25.198.1/23 a 140.25.199.254/23.



5. Specificare le 8 sotto-reti di #6-#14

Infine dalla sotto-rete #6-#14, che ha indirizzo 140.25.220.0/19, è possibile definire altre 8 sotto-reti utilizzando altri 3 bit per la Sub\_Net\_ID:



## ESERCIZIO 71

Sia data la seguente struttura di rete (figura 40).

- Si chiede di compilare la tabella di instradamento del Router R1.

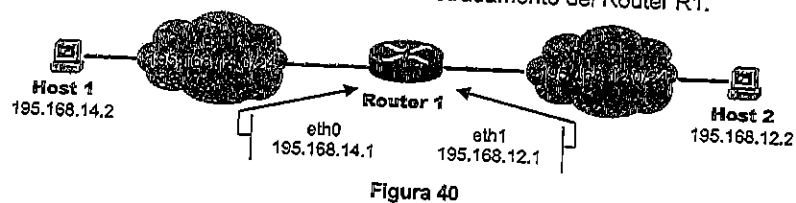


Figura 40

## SOLUZIONE

- Tabella di instradamento del Router R1

Destination	Gateway	NetMask	Interface
195.168.14.0	195.168.14.1 (diretto)	255.255.255.0	eth0
195.168.12.0	195.168.12.1 (diretto)	255.255.255.0	eth1

## ESERCIZIO 72

Sia data la seguente struttura di rete (figura 41).

- Si chiede di compilare la tabella di instradamento del Router R1.

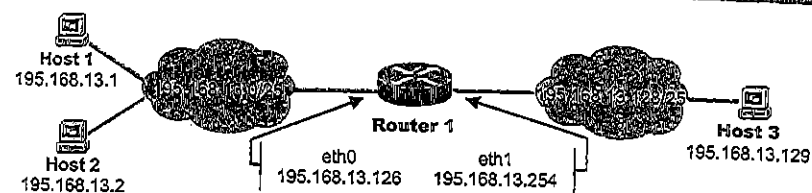


Figura 41

## SOLUZIONE

- Tabella di instradamento del Router R1.

Destination	Gateway	NetMask	Interface
195.168.13.0	195.168.13.126 (diretto)	255.255.255.128	eth0
195.168.13.128	195.168.13.254 (diretto)	255.255.255.128	eth1

## ESERCIZIO 73

Sia data la seguente struttura di rete (figura 42).

- Si chiede di compilare la tabella di instradamento del Router R1.

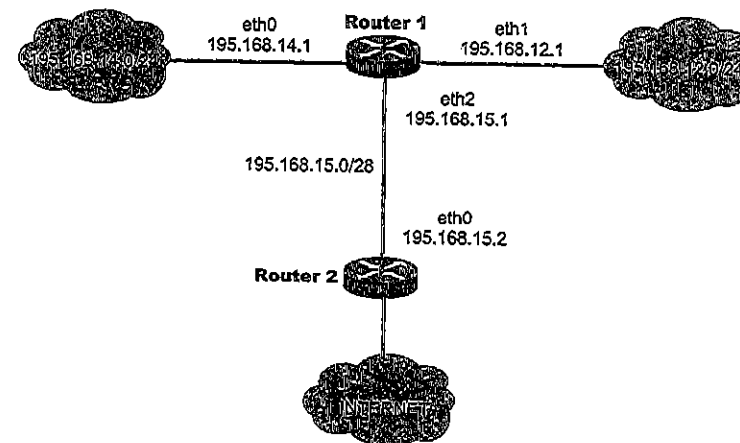


Figura 42

## SOLUZIONE

## 1. Tabella di instradamento del Router R1.

Destination	Gateway	NetMask	Interface
195.168.14.0	195.168.14.1 (diretto)	255.255.255.0	eth0
195.168.12.0	195.168.12.1 (diretto)	255.255.255.0	eth1
195.168.15.0	195.168.15.1 (diretto)	255.255.255.240	eth1
0.0.0.0	192.168.15.2 (indiretto)	0.0.0.0	eth1

## ESERCIZIO 74

Sia data la seguente struttura di rete (figura 43).

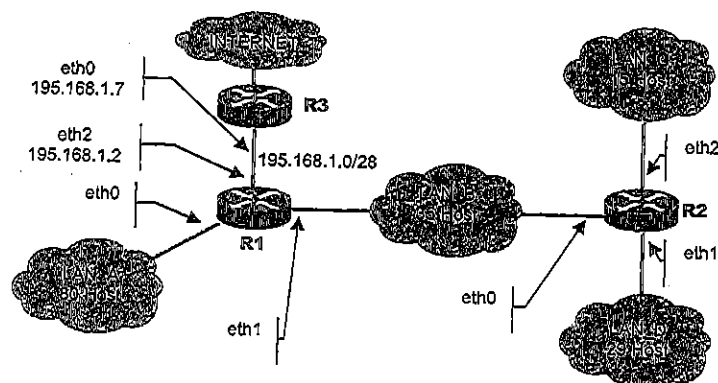


Figura 43

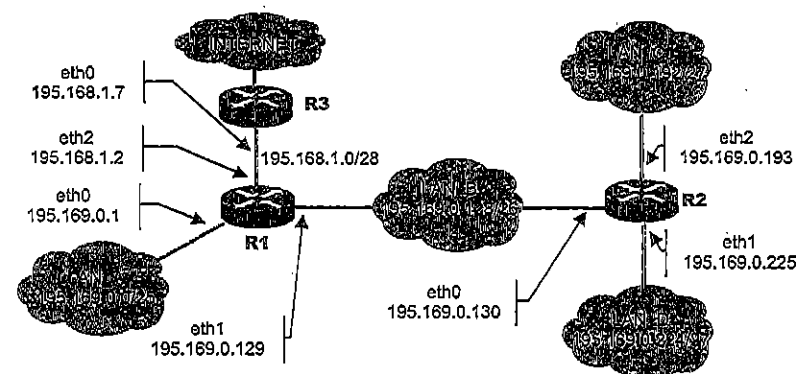
Si chiede di:

1. assegnare indirizzi a LAN e Router nello spazio definito da 195.169.0.0/24.
2. compilare la tabella di instradamento del Router R1.

## SOLUZIONE

## 1. Indirizzi delle LAN e del Router.

Si devono indirizzare 4 sotto-reti di cui la più grande necessita di 80 +1 indirizzi a partire dall'indirizzo 195.169.0.0/24. Si può quindi pensare di adottare un *subnetting* con maschere di lunghezza variabile. Il risultato è quello riportato nella seguente figura.



## 2. Tabella di instradamento del Router R1.

Destination	Gateway	NetMask	Interface
195.168.1.0	195.168.1.2 (diretto)	255.255.255.240	eth2
195.169.0.0	195.169.0.1 (diretto)	255.255.255.128	eth0
195.169.0.128	195.169.0.129 (diretto)	255.255.255.192	eth1
0.0.0.0	195.168.1.7 (indiretto)	0.0.0.0	eth2
195.169.0.192	195.169.0.130 (indiretto)	255.255.255.224	eth1
195.169.0.224	195.169.0.130 (indiretto)	255.255.255.224	eth1
195.169.0.192	195.169.0.130 (indiretto)	255.255.255.192	eth1

supernetting

## ESERCIZIO 75

Sia data la seguente struttura di rete (figura 44).

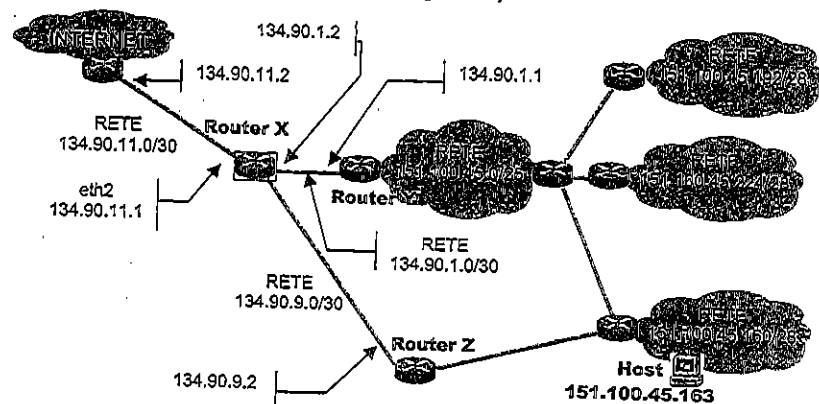


Figura 44

1. Si chiede di compilare la tabella di instradamento del Router X in modo da inoltrare tutto il traffico verso le sotto-reti indicate attraverso Y, tranne il traffico verso l'Host H che deve essere diretto al Router Z.

## SOLUZIONE

1. Tabella di instradamento del Router X.

Destination	Gateway	NetMask
134.90.11.0	134.90.11.1 (diretto)	255.255.255.252
134.90.1.0	134.90.1.2 (diretto)	255.255.255.252
134.90.9.0	134.90.9.1 (diretto)	255.255.255.252
151.100.45.0	134.90.1.1 (indiretto)	255.255.255.128
151.100.45.192	134.90.1.1 (indiretto)	255.255.255.240
151.100.45.224	134.90.1.1 (indiretto)	255.255.255.240
151.100.45.160	134.90.1.1 (indiretto)	255.255.255.240
151.100.45.163	134.90.9.2 (indiretto)	255.255.255.255
0.0.0.0	134.90.11.2 (indiretto)	0.0.0.0

## QUESITO 49

Quanti indirizzi IP globali sono associati ad un elemento di Internet?

- un unico indirizzo
- una coppia di indirizzi per ogni interfaccia a cui l'elemento è connesso
- tanti indirizzi quante sono le interfacce verso sotto-reti diverse a cui l'elemento è connesso

## QUESITO 50

In Internet, la traduzione da indirizzo IP globale ad indirizzo locale:

- non è sempre necessaria in corrispondenza di ogni sotto-rete attraversata (ivi incluse quella di origine e di destinazione)
- è necessaria in corrispondenza di ogni sotto-rete attraversata (ivi incluse quella di origine e di destinazione)
- è necessaria soltanto nella sotto-rete di destinazione

## QUESITO 51

L'interfaccia tra un Host di Internet e la sotto-rete cui è connesso:

- può essere individuato dal solo indirizzo IP globale e non richiede un indirizzo locale
- può essere individuato dal solo indirizzo locale e non richiede un indirizzo IP globale
- deve essere individuato sia attraverso un indirizzo IP globale, che attraverso un indirizzo locale

## QUESITO 52

Le interfacce tra un Router di Internet e le sotto-reti cui è connesso:

- possono essere individuate dal solo indirizzo IP globale e non richiede un indirizzo locale
- devono essere individuate sia attraverso indirizzi IP globali, che attraverso

indirizzi locali

- c) possono essere individuate dal solo indirizzo locale e non richiede un indirizzo IP globale

**QUESITO 53**

Qual è il motivo per cui, in Internet, può essere preferibile effettuare un indirizzamento a tre livelli rispetto ad uno a due livelli?

- a) per facilitare la traduzione tra indirizzo IP globale ed indirizzo locale
- b) per aumentare la dimensione dello spazio di indirizzamento
- c) per ridurre gli sprechi dovuti ad indirizzi non utilizzati nello schema a due livelli

**QUESITO 54**

La gerarchizzazione dello schema di indirizzamento in Internet è in primo luogo finalizzata:

- a) alla semplificazione delle operazioni di instradamento
- b) all'aumento della dimensione dello spazio di indirizzamento
- c) alla facilitazione delle operazioni di traduzione da indirizzo IP globale ad indirizzo locale

**QUESITO 55**

Nell' indirizzamento in Internet la maschera di sotto-rete:

- a) specifica la classe di indirizzamento che è stata adottata
- b) distingue tra indirizzi in forma binaria e in rappresentazione "dotted"
- c) serve a rendere noto ad ogni sistema in che modo il suo indirizzo IP è suddiviso

**QUESITO 56**

L'indirizzamento in IP:

- a) è la funzione che assegna un identificativo univoco ad ogni sistema IP
- b) è la funzione che assegna identificativi univoci ad ogni interfaccia tra un sistema IP e una sotto-rete
- c) è una utile ridondanza per assegnare identificativi logici ad interfacce già identificate da indirizzi fisici

**QUESITO 57**

Un Router di una inter-rete IP è direttamente connesso a tre sotto-reti diverse; gli indirizzi IP associati ad ognuna delle tre interfacce possono essere i seguenti:

- a) 190.224.31.8, 190.224.31.9, 190.224.121.96
- b) 190.224.31.8, 143.120.11.36, 155.178.95.94
- c) 512.0.100.11, 127.0.0.1, 255.255.32.4

**QUESITO 58**

A quale classe appartiene il seguente indirizzo IP: 102.23.25.4?

- a) Classe C
- b) Classe B
- c) Classe A

**QUESITO 59**

A quale classe appartiene il seguente indirizzo IP: 131.100.26.58?

- a) Classe C
- b) Classe B
- c) Classe A

**QUESITO 60**

Quante sono le sotto-reti che al massimo possono essere indirizzate a partire da un indirizzo di classe C utilizzando la seguente maschera: 255.255.255.224?

- a) 32

- b) 2048
- c) 8

**QUESITO 61**

Quanti sono gli Host che al massimo possono essere indirizzati in una sotto-rete individuata a partire da un indirizzo di classe C utilizzando la seguente maschera: 255.255.255.128 (si considerino nel numero di Host indirizzabili anche gli indirizzi IP riservati)?

- a) 2
- b) 128
- c) 256

**QUESITO 62**

Un'organizzazione ha ricevuto sei indirizzi di classe C a partire da X.Y.80.0. Qual'è la maschera di super-rete?

- a) 255.255.255.6
- b) 255.255.80.6
- c) 255.255.248.0

**QUESITO 63**

Quale azione viene intrapresa da un Router se l'intestazione di un datagramma viene rivelato affetto da errore?

- a) il datagramma è scartato e viene richiesta immediatamente la sua ritrasmissione
- b) il datagramma è scartato
- c) il datagramma è instradato ugualmente

**QUESITO 64**

In una rete IP che utilizza il protocollo RIP, che tipo di conoscenza ha un Router

riguardo i percorsi verso una generica sotto-rete?

- a) conosce completamente i possibili cammini, ma utilizza solo l'informazione riguardo il Router successivo sul cammino a peso minimo
- b) conosce solo l'indirizzo del Router successivo verso cui inviare i pacchetti
- c) conosce solo il peso dei possibili cammini e determina l'indirizzo del Router successivo

**QUESITO 65**

In una rete IP che utilizza il protocollo OSPF, che tipo di conoscenza ha un Router riguardo i percorsi verso una generica sotto-rete?

- a) conosce solo il peso dei possibili cammini e determina l'indirizzo del Router successivo
- b) conosce solo l'indirizzo del Router successivo verso cui inviare i pacchetti
- c) conosce completamente i possibili cammini, ma utilizza solo l'informazione riguardo il Router successivo sul cammino a peso minimo

**QUESITO 66**

Un Router di una inter-rete IP che riceve un datagramma con indirizzo di sorgente SRC e indirizzo di destinazione DST:

- a) una volta verificato che  $DST \neq \text{Router}$  e che DST non è direttamente connesso, esamina se è in grado di instradare il datagramma verso la destinazione mediante consultazione della propria tabella di instradamento IP; in caso contrario scarta il datagramma e notifica questo evento a SRC
- b) esamina se è in grado di instradare il datagramma verso la destinazione mediante consultazione della propria tabella di instradamento IP; in caso contrario scarta il datagramma
- c) una volta verificato che DST non è direttamente connesso, esamina la propria tabella di instradamento IP allo scopo di determinare l'instradamento migliore, avendo comunque come ultima scelta il Router di default

## QUESITO 67

Perché il protocollo BGP non prevede l'uso di metriche per la scelta del cammino ottimale tra AS d'origine e AS di destinazione?

- perché si tratta di un protocollo EGP
- perché viene scelto sempre il cammino con il minor numero di AS attraversati
- per diminuire la complessità dei messaggi del protocollo

## QUESITO 68

Quale tra le seguenti è una differenza tra gli algoritmi di Bellman-Ford e di Dijkstra?

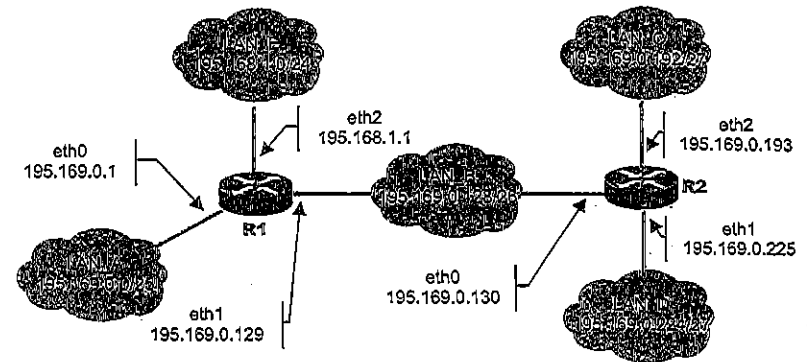
- nella sua applicazione l'algoritmo di Dijkstra fornisce una soluzione migliore rispetto a quella fornita dall'algoritmo di Bellman-Ford
- nella sua applicazione l'algoritmo di Bellman-Ford richiede un minore occupazione di memoria in ogni nodo
- l'algoritmo di Bellman-Ford è meno complesso rispetto all'algoritmo di Dijkstra

## QUESITO 69

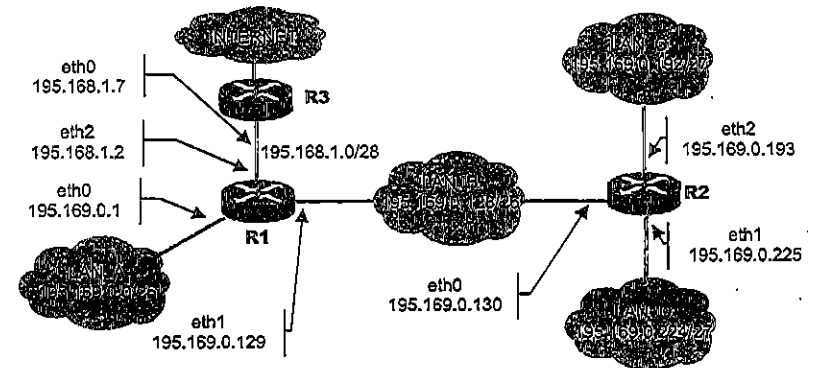
Supponendo che il Router R1 abbia la seguente tabella di instradamento, si chiede di determinare la rete in cui avviene un corretto instradamento dei datagrammi IP.

Destination	Netmask	Gateway	Interface
195.169.0.0	255.255.255.128	195.169.0.1	eth0
195.169.0.128	255.255.255.192	195.169.0.129	eth1
195.168.1.0	255.255.255.0	195.168.1.1	eth2
195.169.0.192	255.255.255.224	195.169.0.130	eth1
195.169.0.224	255.255.255.224	195.169.0.130	eth1

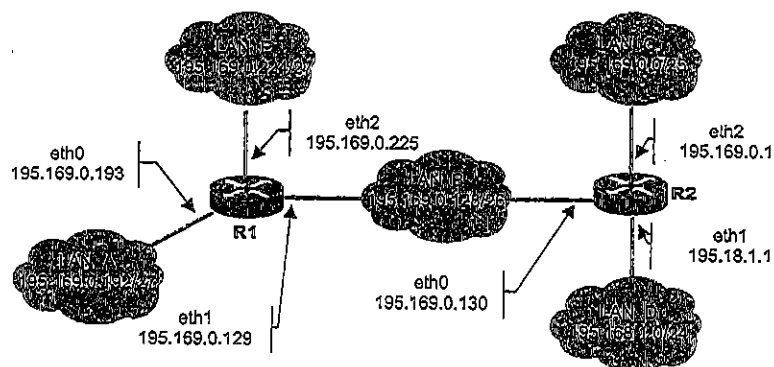
## a) Rete 1



## b) Rete 2



c) Rete 3

**QUESITO 70**

Dati i seguenti spazi di indirizzamento IP definiti da:

200.122.87.0/26

200.122.87.192/26

200.122.87.128/26

200.122.87.64/26.

Utilizzando la tecnica del *supernetting* risulta che:

- l'unione degli spazi assegnati è equivalente allo spazio definito da 200.122.87.0/24
- l'unione degli spazi assegnati è equivalente allo spazio definito da 200.122.87.0/26
- non è possibile individuare, attraverso una maschera più corta, l'unione degli spazi assegnati

**QUESITO 71**

Dati i seguenti spazi di indirizzamento IP definiti da:

211.0.23.0/26

211.0.23.192/26

211.0.23.128/26.

Utilizzando la tecnica del *supernetting* risulta che:

- l'unione degli spazi assegnati è equivalente allo spazio definito da 200.122.87.0/26
- l'unione degli spazi assegnati è equivalente allo spazio definito da 200.122.87.0/24
- non è possibile individuare, attraverso una maschera più corta, l'unione degli spazi assegnati

**QUESITO 72**

A partire dallo spazio di indirizzi IP definito da 195.36.128.0/22, utilizzando maschere di lunghezza variabile, si vuole definire un insieme di sotto-reti. Supponendo che ci sia una sotto-rete capace di accogliere fino a 254 Host, il numero massimo di sotto-reti in grado di ospitare fino a 30 Host risulta:

- 24
- 3
- 8

**QUESITO 73**

A partire dallo spazio di indirizzi IP definito da 195.36.128.0/24, utilizzando maschere di lunghezza variabile, si vuole definire un insieme di sotto-reti. Supponendo che ci sia una sotto-rete capace di accogliere fino a 126 Host, il numero massimo di sotto-reti in grado di ospitare fino a 30 Host risulta:

- 4
- 8
- 2

**QUESITO 74**

A partire dallo spazio di indirizzi IP definito da 195.36.128.0/24, utilizzando



maschere di lunghezza variabile, si vuole definire un insieme di sotto-reti. Supponendo che ci siano 2 sotto-reti capaci di accogliere fino a 62 Host, il numero massimo di sotto-reti in grado di ospitare fino a 30 Host risulta:

- a) 2
- b) 4
- c) 8

**QUESITO 75**

A partire dallo spazio di indirizzi IP definito da 195.36.128.0/24, utilizzando maschere di lunghezza variabile, si vuole definire un insieme di sotto-reti. Supponendo che ci siano 1 sotto-rete capace di accogliere fino a 126 Host e un'altra capace di accogliere fino a 62 Host il numero massimo di sotto-reti in grado di ospitare fino a 30 Host risulta:

- a) 2
- b) 6
- c) 4

**QUESITO 76**

Determinare quale tra i seguenti indirizzi appartiene allo spazio di indirizzamento definito da 151.100.48.0/27:

- a) 151.100.48.137
- b) 151.100.48.65
- c) 151.100.48.30

**X. PROTOCOLLO TCP****ESERCIZIO 76**

Si consideri il trasferimento, attraverso una connessione TCP, di un file di dimensione 10 kbyte da parte di un server A verso un Host B. Come noto il protocollo TCP impiega controllo di flusso realizzato mediante il meccanismo a finestra scorrevole orientata al byte. La dimensione della finestra in emissione si basa esclusivamente sulla informazione contenuta nei riscontri inviati da B (campo WIN). Tale informazione rappresenta la dimensione (espressa in byte) di memoria libera a livello del buffer TCP in B.

Si assuma che:

- la capacità di trasferimento nel verso  $A \Rightarrow B$  sia uguale a 2 kbyte/s;
- il ritardo di propagazione nei due versi sia trascurabile;
- il tempo necessario ad emettere i segmenti di riscontro sia trascurabile;
- l'applicazione in B prelevi dal buffer TCP, a partire dall'istante  $t_0$ , 1 kbyte ogni 2 s;
- la trasmissione di A inizia, all'istante  $t_0$ , con finestra di trasmissione avente larghezza uguale a 2 kbyte.

Si chiede di:

1. completare il diagramma spazio-tempo di figura 45 riportando lo scambio completo dei segmenti TCP necessari al trasferimento dell'intero file;
2. indicare inoltre, in tale diagramma, la dimensione dei segmenti nel verso  $A \Rightarrow B$  (DIM) e il valore della finestra indicata nei riscontri nel verso  $B \Rightarrow A$  (WIN);
3. determinare la portata media di trasferimento.

Nota: i valori presenti nei segmenti in avanti e all'indietro sono espressi in byte.

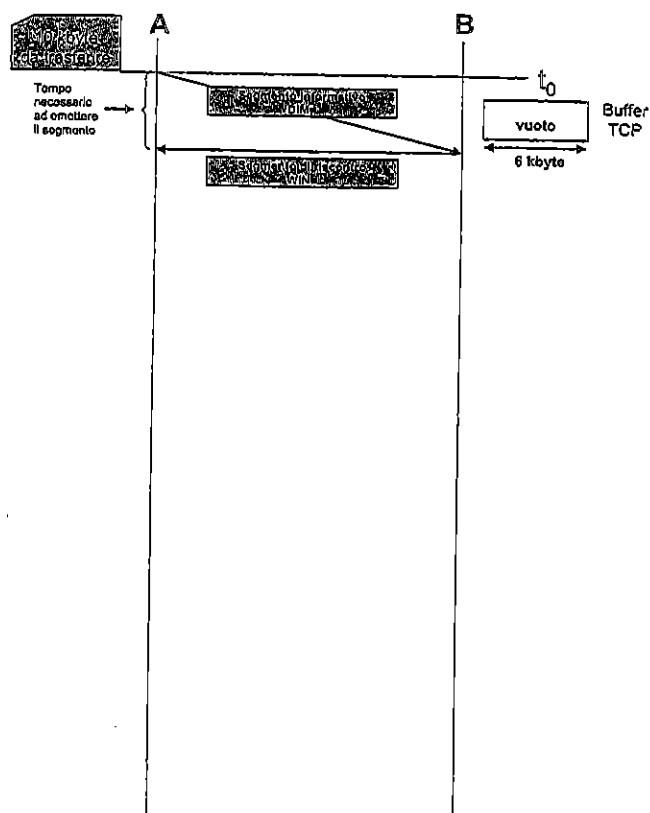


Figura 45

## SOLUZIONE

## 1. Diagramma spazio-tempo.

Per completare il diagramma spazio tempo è necessario stabilire quanti e quali segmenti vengono inviati da A nonché la loro scansione temporale. Più che il valore esatto del tempo sarà necessario stabilire come B regola la trasmissione di

A ed in particolare se ci sono momenti in cui B ferma il flusso proveniente da A.

Intuitivamente, considerando che la velocità di svuotamento del buffer in B (1 kbyte/2s) è minore della capacità di trasferimento  $A \Rightarrow B$ , e che il ritardo di propagazione nei due versi ed il tempo di emissione sono trascurabili per ipotesi, c'è da aspettarsi che quest'ultimo evento accada.

È opportuno, quindi, valutare i parametri fondamentali del trasferimento in tutti gli istanti significativi; per fare questo, prendendo come riferimento la ricezione in B in quanto ci interessa rilevare la ricezione del file in B, si indichi con:

- $i$  l'indice che contraddistingue i passaggi significativi (invio segmento, invio riscontro, svuotamento buffer;  $i \geq 0$ );
- $t_i$  il tempo degli eventi significativi, in secondi ( $t_0=0$ );
- $DIM_i$  la dimensione dei segmenti ricevuti da B nell'evento  $i$  ( $DIM_0=0$ ;  $DIM_1=2k$ );
- $WIN_i$  la dimensione della finestra indicata nei riscontri, che corrisponde alla memoria libera nel buffer TCP di B;
- $SL_i$  la quantità di memoria che si libera nel buffer TCP di B nell'ultimo intervallo di tempo.

È importante sottolineare che le ultime tre grandezze definite sono espresse in byte e normalmente vengono calcolate in kbyte; così, quando  $WIN_i$  dovesse valere meno di 1kbyte si avrà finestra in ricezione piena e quindi sospensione della trasmissione da parte di A; analogamente, a causa della velocità di svuotamento del buffer TCP in B (0,5kbyte/s), si dovrà considerare un tempo minimo di svuotamento di 2s.

Per ogni istante significativo, le grandezze definite dipendono in prima istanza dalla dimensione della finestra indicata da B nell'ultimo riscontro inviato; quindi i loro valori saranno caratterizzati dalle seguenti proprietà:

- $i$ : esiste un evento significativo se il file non è stato completamente spedito;
- $t_i$ : istante di ricezione di un segmento o di svuotamento del buffer; per  $i > 0$  si avrà

$$\begin{cases} t_i = t_{i-1} + \frac{DIM_i}{2kbyte/s} & \text{se A ha trasmesso (B riceve un segmento informativo)} \\ t_i = \left\lceil \frac{t_{i-1}}{2} \right\rceil & \text{se A non ha trasmesso (l'applicazione riceve 1 kbyte)} \end{cases}$$

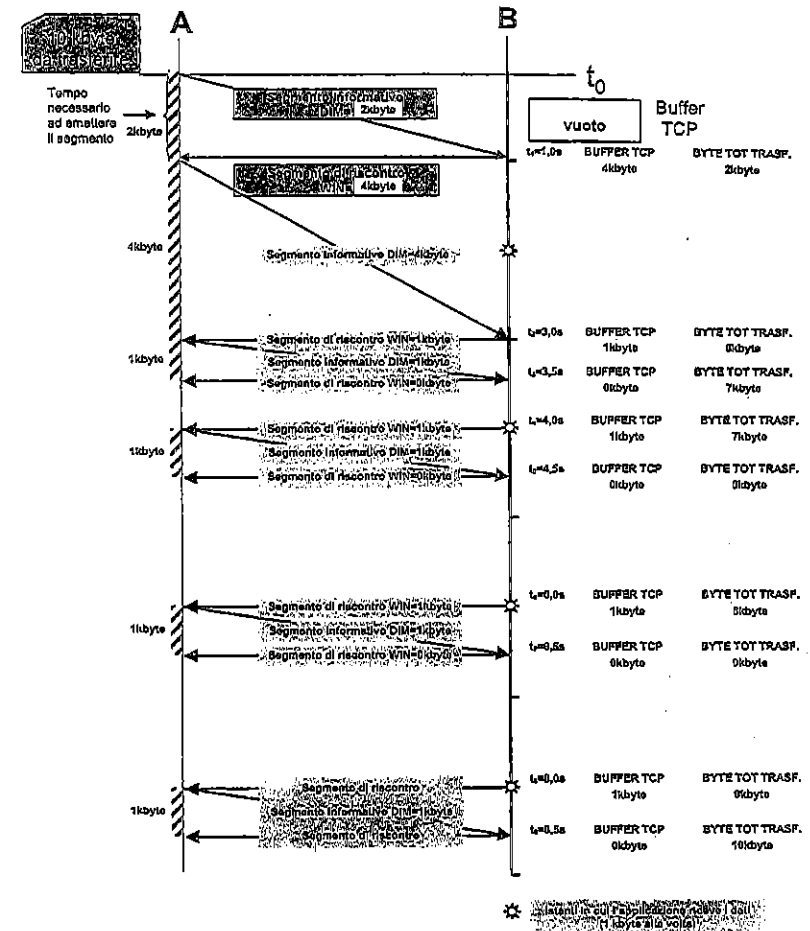
mentre per  $t=0$  sarà  $t_0=0$ ;

- $DIM_i$  dimensione del segmento ricevuto da B all'istante  $t_i$ ; in effetti corrisponde al segmento spedito da A nell'istante precedente; se ci sono ancora byte da spedire ( $F \leq 10kbyte$ ), per  $i > 1$  si avrà  $DIM_i = WIN_{i-1}$  altrimenti  $DIM_0 = 0$  e  $DIM_1 = 2kbyte$  per ipotesi;
- $SL_i$  spazio liberato in B; significativo solo per multipli di 1 kbyte; per  $i > 1$  si avrà:  
 $SL_i = SL_{i-1} - DIM_i + (t_i - t_{i-1}) * 0,5kbyte/s$ ;  $SL_0 = 6kbyte$ ;
- $WIN_i$  dimensione della finestra all'istante  $i$ ; sarà  $WIN_i = \lfloor SL_i \rfloor \quad \forall i \geq 0$ .
- $F_i$  quantità di kbyte complessivi ricevuti da B.

Applicando tali espressioni al trasferimento del file di dimensione 10kbyte si ottiene la seguente tabella:

i	DIM kbyte	t sec	SL kbyte	WIN kbyte	F kbyte
0	0	0	6	6	0
1	2	1	4,5	4	2
2	4	3	1,5	1	6
3	1	3,5	0,75	0	7
4	0	4	1	1	7
5	1	4,5	0,25	0	8
6	0	6	1	1	8
7	1	6,5	0,25	0	9
8	0	8	1	1	9
9	1	8,5	0,25	0	10

che consente di completare il diagramma spazio tempo. Si noti che dopo la trasmissione consecutiva dei primi tre segmenti, B rallenta il flusso proveniente da A iniziando a inviare riscontri indicanti finestra piena alternati ad autorizzazioni di segmenti da 1 kbyte man mano che il buffer in ricezione viene svuotato. Il diagramma spazio-tempo allora sarà:



## 2. Dimensione dei segmenti.

La dimensione dei singoli segmenti informativi e di riscontro è indicata nel diagramma spazio-tempo.

## 3. Portata media di trasferimento.

La portata media di trasferimento si calcola come rapporto tra il tempo di emissione del file da parte del server ed il tempo totale di trasferimento del file stesso, ricordando che il ritardo di propagazione nei due versi ed il tempo di emissione dei riscontri sono trascurabili.

Quindi:

$$p = \frac{T_{\text{emissione file}}}{T_{\text{trasferimento file}}} * 2kbyte / s = \frac{10kbyte}{\frac{2kbyte}{8,5s}} * 2kbyte / s = 1,176kbyte / s$$

## ESERCIZIO 77

Si consideri una connessione TCP tra due Host A e B. L'emissione e la ricezione dei segmenti da parte dell'Host A avviene in accordo alla sequenza indicata in tabella che indica i valori dei campi Sequence number (SN) e l'ammontare dei byte (Length) emessi dall'Host A verso l'Host B e il valore dei campi ACK number e Window dei segmenti emessi dall'Host B verso l'Host A.

Segmenti trasmessi da Host A		Segmenti trasmessi da Host B	
SN	Length	ACK Number	Window
		151	200
151	50		
201	50		
251	25		
		x	150

In riferimento ai due possibili valori dell' ACK number incognito x

caso a) x = 251

caso b) x = 201

1. si chiede di indicare quale valore di lunghezza dovrà assumere il segmento dati nell'ulteriore segmento l'Host A emetterà verso l'Host B, affinché l'Host A esaurisca i crediti a disposizione.

## SOLUZIONE

## 1. Lunghezza segmento dati.

## Caso a)

Quando l'Host mittente A riceve un ACK number aggiorna il limite inferiore della propria finestra di trasmissione a tale valore; in questo modo potrà procedere alla trasmissione di ulteriori dati, a partire dall'ultimo trasmesso fino al riempimento della finestra, la cui ampiezza è data dall'ultimo valore WINDOW ricevuto. In questo primo caso

$$Length'_A = Window_B - \sum Length^x_A = 150byte - 25byte = 125byte$$

essendo:

$Length'_A$  ampiezza del segmento dati da trasmettere

$Window_B$  ultimo aggiornamento dell'ampiezza della finestra ricevuto da B

$\sum Length^x_A$  ampiezza totale dei segmenti dati inviati successivamente a partire dal segmento x

## Caso b)

Analogamente al caso a) si avrà:

$$Length'_A = Window_B - \sum Length^x_A = 150byte - 75byte = 75byte$$

## ESERCIZIO 78

Si supponga che in una connessione TCP tra due Host A e B, la finestra in trasmissione sia costante e uguale a 1024 byte, il ritmo binario di trasmissione sia uguale a 256 kbit/s e che il tempo di propagazione tra A e B sia costante e uguale a 80 ms. Nell'ipotesi che siano nulle le lunghezze delle intestazioni dei segmenti TCP e dei datagrammi IP si chiede:

1. di calcolare il valore della portata media normalizzata (throughput) della connessione TCP;

2. di indicare in maniera qualitativa il tipo di relazione che lega la dimensione minima della finestra di trasmissione ed il tempo di propagazione tra A e B;
3. quale dimensione minima dovrebbe assumere la finestra in trasmissione, lasciando invariato il tempo di propagazione tra gli Host a 80 ms, affinché la portata media normalizzata della connessione sia unitaria;
4. quale tempo di propagazione massimo tra gli Host è necessario, lasciando invariata a 1024 byte la dimensione della finestra in trasmissione, affinché il throughput della connessione sia unitario.

**SOLUZIONE**1. *Valore della portata media normalizzata.*

La portata media, cioè la quantità totale di informazioni trasmesse nell'unità di tempo, può essere calcolata per TCP come rapporto tra l'ampiezza della finestra in trasmissione ( $W$ ) e tempo di andata e ritorno delle informazioni (RTD); tale portata può essere poi normalizzata rispetto al ritmo binario trasmissivo.

In condizioni normali questi valori, in particolare i primi due, variano al variare del tempo in maniera a volte significativa anche nell'ambito della stessa connessione ad esempio in base alla quantità di traffico presente nella rete. Nel caso in esame dato che i) si possono omettere le intestazioni TCP ed IP e i tempi di elaborazione dei due Host; ii) A ha sempre dati da trasmettere; iii) le finestre hanno dimensione costante; RTD può essere considerato costante e pari al tempo di andata e ritorno del segnale sul canale AB; quindi sarà:

$$\rho = \frac{W}{RTD} * \frac{1}{C} = \frac{1024 * 8 \text{ bit}}{2 * 80 * 10^{-3} \text{ s}} * \frac{1}{256 * 10^3 \text{ bit/s}} = 0,2$$

2. *Relazione tra finestra di trasmissione e tempo di propagazione.*

La finestra in trasmissione ha lo scopo di ottimizzare l'utilizzo del canale trasmissivo; deve essere calibrata in modo tale che il suo contenuto "riempia" il canale stesso considerando il ritmo binario e il ritardo di propagazione.

3. *Dimensione minima della finestra in trasmissione*

Riprendendo le considerazioni esposte nella risposta 1 si avrà, considerando incognita  $W$ :

$$1 = \frac{W}{RTD} * \frac{1}{C} \Rightarrow W = C * RTD = 40960 \text{ bit} = 40 \text{ kbyte}$$

4. *Tempo di propagazione massimo tra gli Host*

Analogamente al punto precedente, considerando incognito RTD:

$$1 = \frac{W}{RTD} * \frac{1}{C} \Rightarrow RTD = \frac{W}{C} = \frac{1024 * 8 \text{ bit}}{256 * 10^3 \text{ bit/s}} = 0,032 \text{ s} = 32 \text{ ms}$$

Si deve ricordare però che il tempo di propagazione  $d$  (assunto simmetrico) è:

$$d = \frac{1}{2} RTD = 16 \text{ ms}$$

**QUESITO 77**

Nel protocollo TCP l'Acknowledgement Number 2000 significa che si è verificata una ricezione corretta:

- a) fino all'ottetto di numero d'ordine 2000
- b) fino all'ottetto di numero d'ordine 1999
- c) fino al segmento numero 2000

**QUESITO 78**

Nel protocollo TCP una entità TCP emette un segmento con SN (Sequence Number)=1000 e comprendente, oltre all'intestazione (20 ottetti), un campo dati che include 200 ottetti. Qual è l'SN del segmento immediatamente successivo?

- a) 1200
- b) 1221
- c) 1201

**QUESITO 79**

In una connessione TCP l'ultimo aggiornamento della dimensione della finestra è di 10000 ottetti, mentre l'ultimo Acknowledgment Number (AN) ricevuto è 22001. Se l'entità TCP A riceve un segmento con AN=24002 senza aggiornamenti sulla dimensione della finestra, come viene modificata la finestra in emissione?

- a) il limite inferiore viene spostato in 24002, mentre il limite superiore è lasciato invariato
- b) il limite inferiore viene spostato in 24002, mentre il limite superiore viene posizionato in 34001
- c) il limite inferiore rimane invariato, mentre il limite superiore viene posizionato in 34000

**QUESITO 80**

Il valore del time-out associato ad un segmento TCP:

- a) è calcolato secondo un algoritmo adattivo che tiene conto dei tempi di "risposta" della rete (Round Trip Time)
- b) è calcolato all'instaurazione della connessione TCP, con criteri del tutto simili a quelli validi per connessioni di strato di collegamento che prevedano funzioni di rivelazione di errore e recupero con ritrasmissione
- c) è semplicemente uguale al valore massimo del Round Trip Time della connessione TCP

**QUESITO 81**

Controllo di flusso e controllo di congestione nel protocollo TCP:

- a) sono sinonimi
- b) riguardano rispettivamente la protezione dal sovraccarico delle risorse del destinatario e della rete
- c) riguardano la regolazione della quantità di informazione che può essere erogata dalla sorgente dei dati della connessione TCP, allo scopo di non

superare una prefissata soglia di ritardo di consegna dei segmenti TCP

**QUESITO 82**

Nel protocollo TCP, la ricezione di un riscontro di un segmento trasmesso tre volte (una trasmissione e due ritrasmissioni) quale valore del RTT determina:

- a) il valore riferito all'ultima trasmissione del segmento
- b) il valore riferito alla prima trasmissione del segmento
- c) nessuno

**QUESITO 83**

Se durante una trasmissione di segmenti da un Host A ad un Host B in una connessione TCP vengono persi tre riscontri consecutivi emessi dall'Host B, quali delle seguenti azioni saranno probabilmente intraprese nell'ambito della connessione?

- a) in ogni caso avverrà la ritrasmissione di tutti segmenti i cui riscontri sono andati perduti
- b) nessuna azione se un riscontro cumulativo emesso da B arriva prima dell'esaurimento di un qualsiasi timeout
- c) la ritrasmissione dei riscontri perduti da parte dell'Host B

**QUESITO 84**

Si consideri una connessione TCP attiva tra due entità A e B. Se il campo window dell'ultimo segmento ricevuto da A fornisce una larghezza di finestra uguale a 1000 byte, che cosa accade se A invia un segmento di lunghezza uguale a 1200 byte?

- a) B scarta il segmento
- b) la circostanza non si può verificare
- c) B memorizza solo la parte del segmento corrispondente alla dimensione del buffer di ricezione

**QUESITO 85**

Si supponga che in una connessione TCP tra due Host A e B, la finestra in trasmissione sia costante e uguale a 20000 byte, il ritmo binario di trasmissione sia uguale a 2 Mbit/s e che il tempo di propagazione tra A e B sia costante e uguale a 100 ms. Nell'ipotesi che siano nulle le lunghezze degli header dei segmenti TCP e dei datagrammi IP, qual'è la portata media normalizzata (throughput) della connessione TCP?

- a) 0,400
- b) 0,050
- c) 0,800

**APPENDICE****SOLUZIONE QUESITI**

quesito	risposta
1	b
2	b
3	c
4	a
5	b
6	b
7	b
8	c
9	a
10	b
11	a
12	b
13	b
14	c
15	a
16	c
17	c
18	b
19	c
20	b
21	b
22	a
23	a
24	c
25	a
26	a
27	b
28	b
29	b
30	c

quesito	risposta
31	a
32	c
33	b
34	a
35	b
36	b
37	c
38	a
39	b
40	b
41	b
42	b
43	a
44	b
45	a
46	c
47	c
48	c
49	c
50	b
51	c
52	b
53	c
54	a
55	c
56	b
57	b
58	c
59	b
60	c

quesito	risposta
61	b
62	c
63	b
64	c
65	c
66	a
67	a
68	b
69	a
70	a
71	c
72	a
73	a
74	b
75	a
76	c
77	b
78	a
79	b
80	a
81	b
82	c
83	b
84	b
85	a

Realizzazione grafica A&J Servizi Grafici Editoriali sas - Roma  
Finito di stampare nel mese di gennaio 2005 c/o Rotastampa - Roma



# Errata corrige libro "Esercizi di Reti di Telecomunicazioni"

Francesca Cuomo e Giovanni Caprioli  
Edizioni Ingegneria 2000

Pg. 87 Rg. 11	$D_1 = 3 * D + \frac{H + M}{C} =$ $3 * 0,5 \text{ ms} + \frac{(48 + 800) \text{ bit}}{40 \text{ kbit / s}} = 65,1 \text{ ms}$	$D_1 = 3 * D + 3 * \frac{H + M}{C} =$ $3 * 0,5 \text{ ms} + 3 * \frac{(48 + 800) \text{ bit}}{40 \text{ kbit / s}} = 65,1 \text{ ms}$
Pg. 92 Rg. 18	2. Espressione e valore numerico dell'efficienza	2. Valore del ritardo di trasferimento
Pg. 165 Rg. 7	...una riga per R2	... una riga per R3
Pg. 168 Rg. 7	...ottiene la rete 129.80.64.0/19	... ottiene la rete 149.80.64.0/19
Pg. 171 Rg. 6	...avrà indirizzo 193.212.100.	...avrà indirizzo 193.212.100.0
Pg. 173 Rg. 9	... tecnica del subnetting	... tecnica del subnetting con maschere di lunghezza variabile
Pg. 174 Rg. 20	→ 195.168.13.166/28	→ 195.168.13.174/28
Pg. 177 Rg. 11	... che ha indirizzo 140.25.220.0/19	...che ha indirizzo 140.25.220.0/23
Pg. 180 Rg. 3 della tabella	eth1	eth2
Pg. 180 Rg. 4 della tabella	eth1	eth2
Pg. 182 Rg. 3	inoltrare tutto il traffico ...	inoltrare attraverso Y tutto il traffico diretto verso le sottoreti indicate in figura, tranne...
Pg. 182 Rg. 4	verso l'host H	verso l'host 151.100.45.163
Pg. 182 Figura	manca indirizzo di Router X su 134.90.9.0	aggiungere 134.90.9.1

**Errata corrige libro "Esercizi di Reti di  
Telecomunicazioni"**  
Francesca Cuomo e Giovanni Caprioli  
Edizioni Ingegneria 2000

Pagina	Errata	Corrige																
Riga																		
Pg. 10 Rg. 18	50 s	50 μs																
Pg. 22 Rg. 13	minore di 1	minore di 0																
Pg. 43 Rg. 25	...multi-trama	...multi-trama																
Pg. 52 Rg. 6	C's=425 kb/s	C's=255 kb/s																
Pg. 55 Rg. 12	<div><div><div>Linea di ingresso</div><table><tr><td>f1</td><td>f2</td></tr><tr><td colspan="2">Linea di uscita</td></tr><tr><td>1-3</td><td>3-1</td></tr><tr><td>2-6</td><td></td></tr></table></div><div>Nodo 1</div></div>	f1	f2	Linea di uscita		1-3	3-1	2-6		<div><div><div>Linea di uscita</div><table><tr><td>f1</td><td>f2</td></tr><tr><td colspan="2">Linea di ingresso</td></tr><tr><td>1-3</td><td>3-1</td></tr><tr><td>2-6</td><td></td></tr></table></div><div>Nodo 1</div></div>	f1	f2	Linea di ingresso		1-3	3-1	2-6	
f1	f2																	
Linea di uscita																		
1-3	3-1																	
2-6																		
f1	f2																	
Linea di ingresso																		
1-3	3-1																	
2-6																		
	<div><div><div>Linea di ingresso</div><table><tr><td>f1</td><td>f2</td></tr><tr><td colspan="2">Linea di uscita</td></tr><tr><td>3-5</td><td></td></tr><tr><td>6-2</td><td></td></tr></table></div><div>Nodo 2</div></div>	f1	f2	Linea di uscita		3-5		6-2		<div><div><div>Linea di uscita</div><table><tr><td>f1</td><td>f2</td></tr><tr><td colspan="2">Linea di ingresso</td></tr><tr><td>3-5</td><td>6-2</td></tr></table></div><div>Nodo 2</div></div>	f1	f2	Linea di ingresso		3-5	6-2		
f1	f2																	
Linea di uscita																		
3-5																		
6-2																		
f1	f2																	
Linea di ingresso																		
3-5	6-2																	
Pg. 58 Rg. 2	≤ 0,6·C <sub>B</sub>	≤ 0,5·C <sub>B</sub>																
Pg. 67 Rg. 4	...l'asse dei tempi suddiviso	...l'asse dei tempi è suddiviso																
Pg. 69 Rg. 14	un'intestazione	un'intestazione																
Pg. 80 Rg. 16	$\frac{L}{R} + \frac{L+H}{C_1} = 0$	$\frac{L}{R} - \frac{L+H}{C_1} = 0$																
Pg. 80 Rg. 17	$\frac{L}{R} + \frac{L+H}{C_2} = 0$	$\frac{L}{R} - \frac{L+H}{C_2} = 0$																