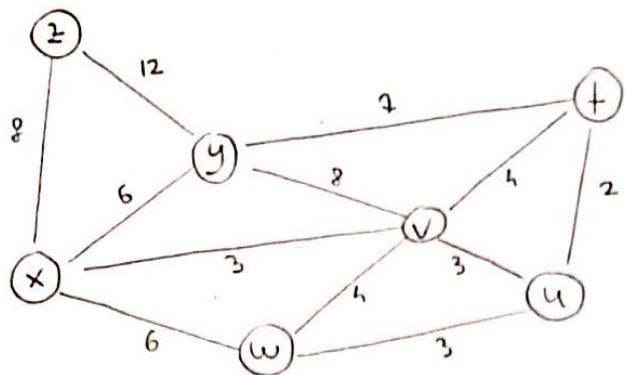


Dijkstra



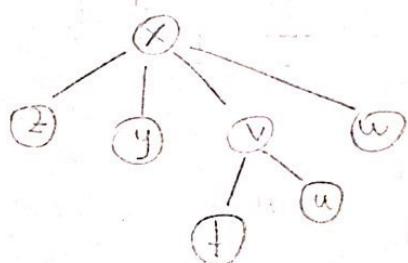
Utilizzare Dijkstra per calcolare il percorso più breve dal nodo x a tutti gli altri nodi della rete.

	T	U	V	W	Y	Z	
0	∞	∞	$3, x$	$6, x$	$6, x$	$8, x$	x
1	$7, v$	$6, v$	/	$6, x$	$6, x$	$8, x$	xv
2	$7, v$	/	/	$6, x$	$6, x$	$8, x$	xvu
3	$7, v$	/	/	/	$6, x$	$8, x$	$xvuw$
4	$7, v$	/	/	/	/	$8, x$	$xvuwu$
5	/	/	/	/	/	$8, x$	$xvuwyt$
6	/	/	/	/	/	/	$xvuwytz$

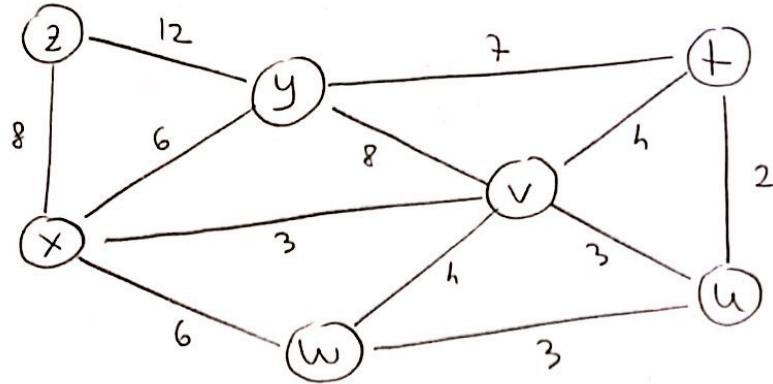
(D(+), p(+)) → predecessore del nodo + sul percorso minimo
 tra il nodo origine e il nodo +
 costo minimo per il percorso
 tra il nodo origine ed il nodo +

tabella di routing di x

destinazione	next hop
T	v
U	v
V	x
W	x
Y	x
Z	x



Dijkstra



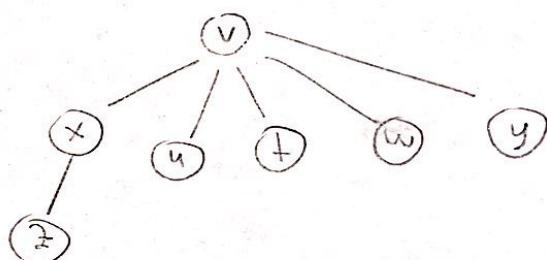
Utilizziamo Dijkstra per calcolare il percorso più breve dal nodo v a tutti gli altri nodi della rete.

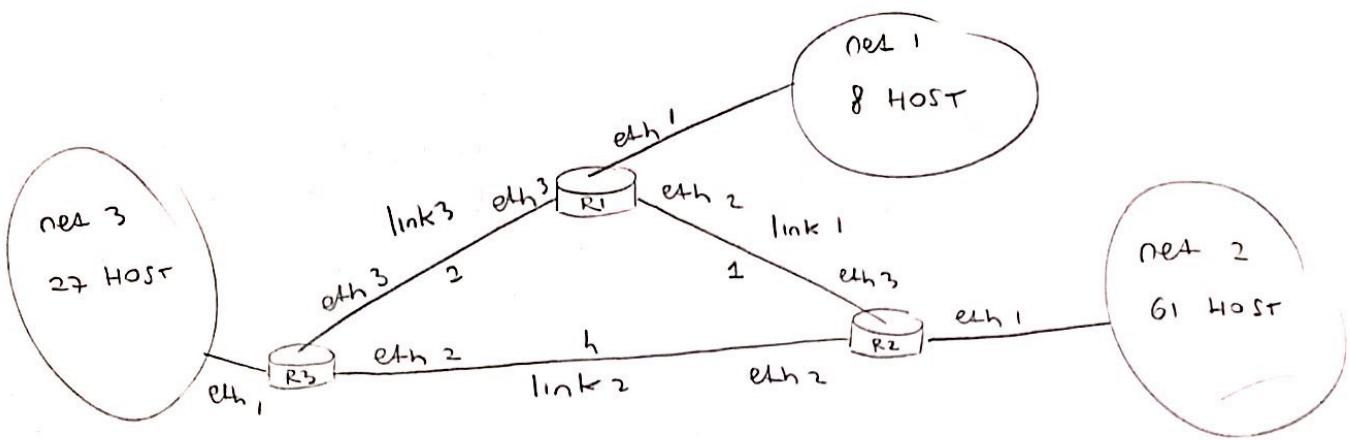
	T	U	W	X	Y	Z	
0	h, v	3, v	h, v	3, v	8, v	oo	v vu
1	h, v	/	h, v	3, v	8, v	oo	vux
2	h, v	/	h, v	/	8, v	11, x	vuxt
3	/	/	h, v	/	8, v	11, x	vuxtu
4	/	/	/	/	/	11, x	vuxtwy
5	/	/	/	/	/	/	vuxtwyz
6	/	/	/	/	/	/	/

d.t. tabella di routing di v

destinazione	next hop
T	V
U	V
W	V
X	V
Y	V
Z	X

ad ogni iterazione inserisco nella lista il nodo il cui valore $D(i)$ è minore di tutti gli altri (nuova riga precedente)





- (1) Assegna opportunamente gli indirizzi IP alla rete a partire dall'indirizzo di classe C $200.1.6h.0 /24$
- (2) Completa la tabella di instradamento del Router R1 considerando un instradamento a cammino minimo basato sui costi dei link
- (3) Calcola la percentuale di IP utilizzati sul totale degli indirizzi disponibili nell'indirizzo di classe C dato

1)

net 2	61 host	$2^6 = 64$	$32 - 6 = 26$	/26
net 3	27 host	$2^5 = 32$	$32 - 5 = 27$	/27
net 1	8 host	$2^3 = 8$	$32 - 8 = 24$	/28
Link 1	2 host	$2^2 = 4$	/30	
Link 2	2 host	$2^2 = 4$	/30	
Link 3	2 host	$2^2 = 4$	/30	

$$\begin{aligned}
 & 3) /24 \Rightarrow 2^8 = 256 \\
 & \text{net } 2 - 61 + 3 = 64 \\
 & \text{net } 3 - 27 + 3 = 30 \\
 & \text{net } 1 - 8 + 3 = 11 \\
 & \text{Link } 1, 2, 3: (2+2)^3 = 12 \\
 & E = (64 + 30 + 11 + 12) 100 / 256 \\
 & = 117 \cdot 100 / 256 = \frac{11700}{256} = 45,7\%
 \end{aligned}$$

$200.1.6h.0 /24$

net 2	do	$200.1.6h.0$	do	$200.1.6h.63$
net 3	do	$200.1.6h.64$	do	$200.1.6h.95$
net 1	do	$200.1.6h.96$	do	$200.1.6h.111$
Link 1	do	$200.1.6h.112$	do	$200.1.6h.115$
Link 2	do	$200.1.6h.116$	do	$200.1.6h.119$
Link 3	do	$200.1.6h.120$	do	$200.1.6h.123$

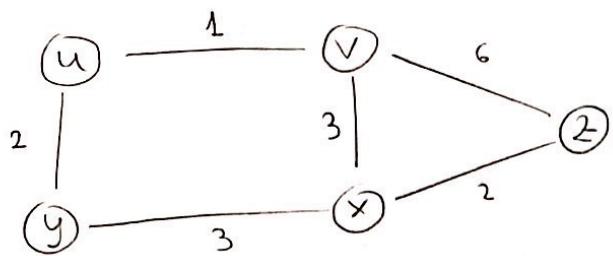
R3 eth 1 200.1.6h.65 (net 3)
 eth 2 200.1.6h.119 (link 2)
 eth 3 200.1.6h.122 (link 2)

R1	eth 1	200.1.6h.97 (net 1)
	eth 2	200.1.6h.113 (link 1)
	eth 3	200.1.6h.121 (link 3)

R2 eth 1 200.1.6h.1 (net 2)
 eth 2 200.1.6h.117 (link 2)
 eth 3 200.1.6h.119 (link 1)

destinazione	next hop	mettici
R2	R1	1
R3	R1	2

Distance Vector



det. le tabelle delle distanze dei nodi u, v, z utilizzando l'algoritmo DISTANCE VECTOR

HYP: inizialmente ogni nodo conosce solo il costo associato a i suoi archi.

0°	u	v	x	y	z
v	∞	0	∞	∞	∞
x	∞	∞	0	∞	∞
z	∞	6	2	∞	∞
u					

(z riceve DISTANCE VECTOR da v, u, x)

1°	u	v	x	y	z
v	1	0	3	∞	6
x	4	3	0	3	2
z	7	5	2	5	0
u					

(v riceve DISTANCE VECTOR da $u, x \rightarrow z$)

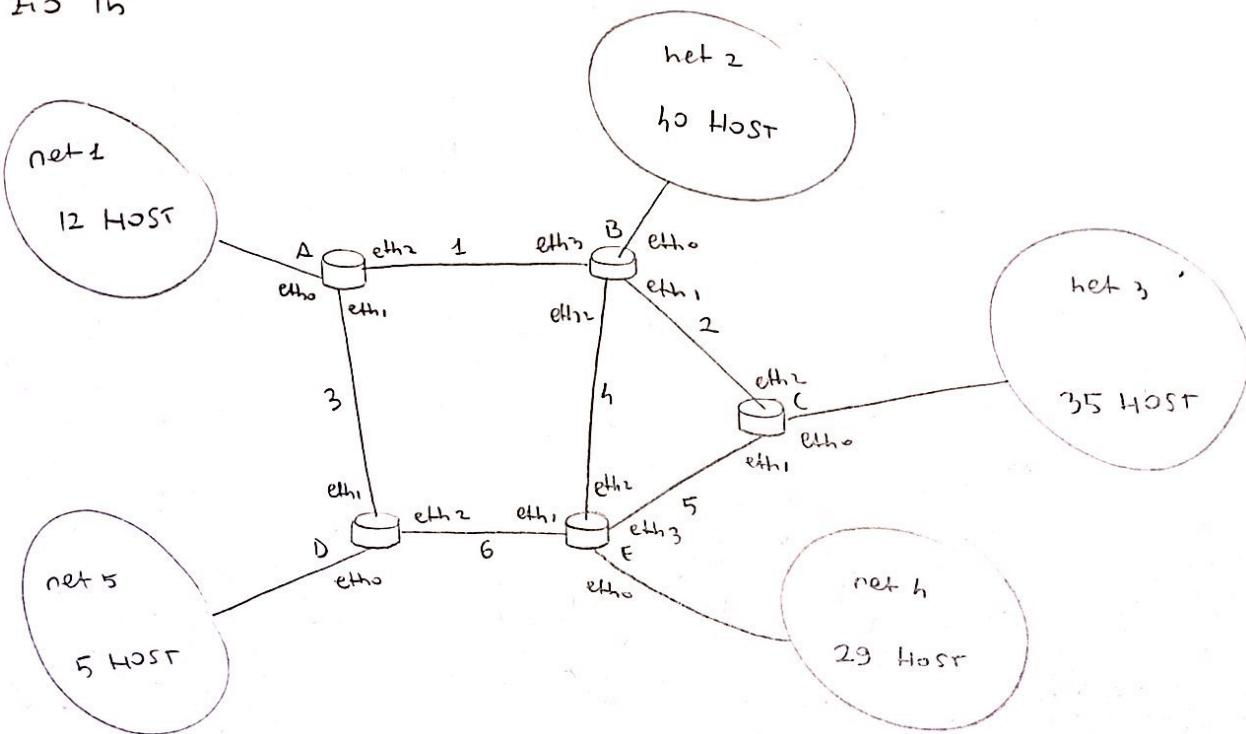
(x riceve DV da $y, v \rightarrow z$)

(z riceve DV da $x \rightarrow v$)

2°	u	v	x	y	z
v	1	0	3	3	5
x	4	3	0	3	2
z	6	5	2	5	0
u					

3°	u	v	x	y	z
v	1	0	3	3	5
x	4	3	0	3	2
z	6	5	2	5	0
u					

Esercizio 15



(a) Predisporre uno schema di indirizzamento a partire dall'indirizzo di CLASSE C 195.169.0.0 /24

(b) Completare i passi dell'algoritmo di Bellman-Ford per derivare l'albero dei cammini minimi da nodo A ed indicare la topologia dell'albero di cammini minimi derivato.

(c) Indicare per il ROUTER C la sua tabella di ROUTING
per tutte le sottorete connesse ad A

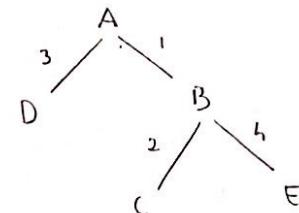
* - che è un esempio di calcolo di condizioni tutt'altre IP			TOT = 160
net 2 10 HOST	$2^6 = 64$	6 bit /26	dd 195.169.0.0 → 195.169.0.63
net 3 35 HOST	$2^6 = 64$	6 bit /26	dd 195.169.0.64 → 195.169.0.127
net 4 29 HOST	$2^5 = 32$	5 bit /27	dd 195.169.0.128 → 195.169.0.159
net 1 12 HOST	$2^4 = 16$	4 bit /28	dd 195.169.0.160 → 195.169.0.175
net 5 5 HOST	$2^3 = 8$	3 bit /29	dd 195.169.0.176 → 195.169.0.183
net AB 2 HOST	$2^2 = 4$	2 bit /30	dd 195.169.0.184 → 195.169.0.187
net BC 2	$2^2 = 4$	2 bit /30	dd 195.169.0.188 → 195.169.0.193
net CE 2	$2^2 = 4$	2 bit /30	dd 195.169.0.194 → 195.169.0.197
net BE 2	$2^2 = 4$	2 bit /30	dd 195.169.0.198 → 195.169.0.201
net AD 2	$2^2 = 4$	2 bit /30	dd 195.169.0.202 → 195.169.0.205
net DE 2 HOST	$2^2 = 4$	2 bit /30	dd 195.169.0.206 → 195.169.0.209
			$E = \frac{160}{210} = 0,76$

ROUTER

A eth 0 195.169.0.161 (net 1)	C eth 0 195.169.0.65 (net 3)	D eth 0 195.169.0.173 (net 5)
eth 1 195.169.0.203 (net AD)	eth 1 195.169.0.195 (net CE)	eth 1 195.169.0.204 (net AD)
eth 2 195.169.0.187 (net AB)	eth 2 195.169.0.192 (net BC)	eth 2 195.169.0.208 (net DE)
B eth 0 195.169.0.1 (net 2)	E eth 0 195.169.0.125 (net 4)	
eth 1 195.169.0.191 (net BC)	eth 1 195.169.0.207 (net DE)	
eth 2 195.169.0.199 (net BE)	eth 2 195.169.0.200 (net BE)	
eth 3 195.169.0.188 (net AB)	eth 3 195.169.0.196 (net CE)	

b) BELLMAN - FORD

	B	C	D	E
0	(-1, ∞)	(-1, ∞)	(-1, ∞)	(-1, ∞)
1	(A, 1)	(-1, ∞)	(A, 3)	(-1, ∞)
2	(A, 1)	(B, 3)	(A, 3)	(B, 5)

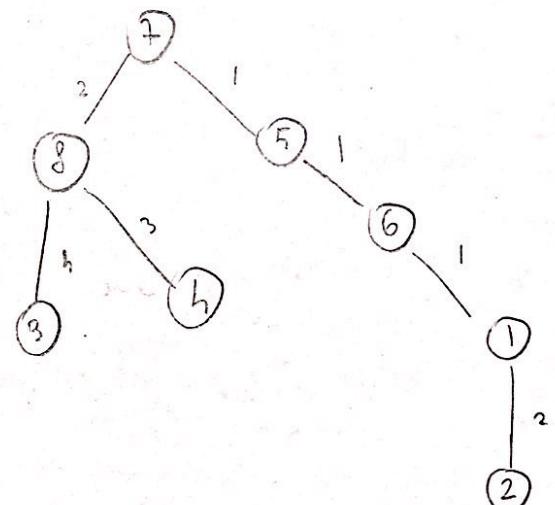
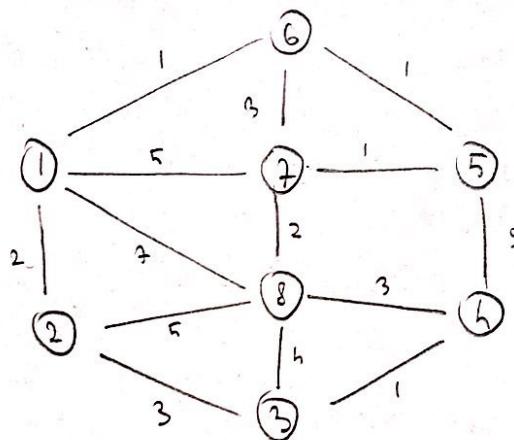


albero binario

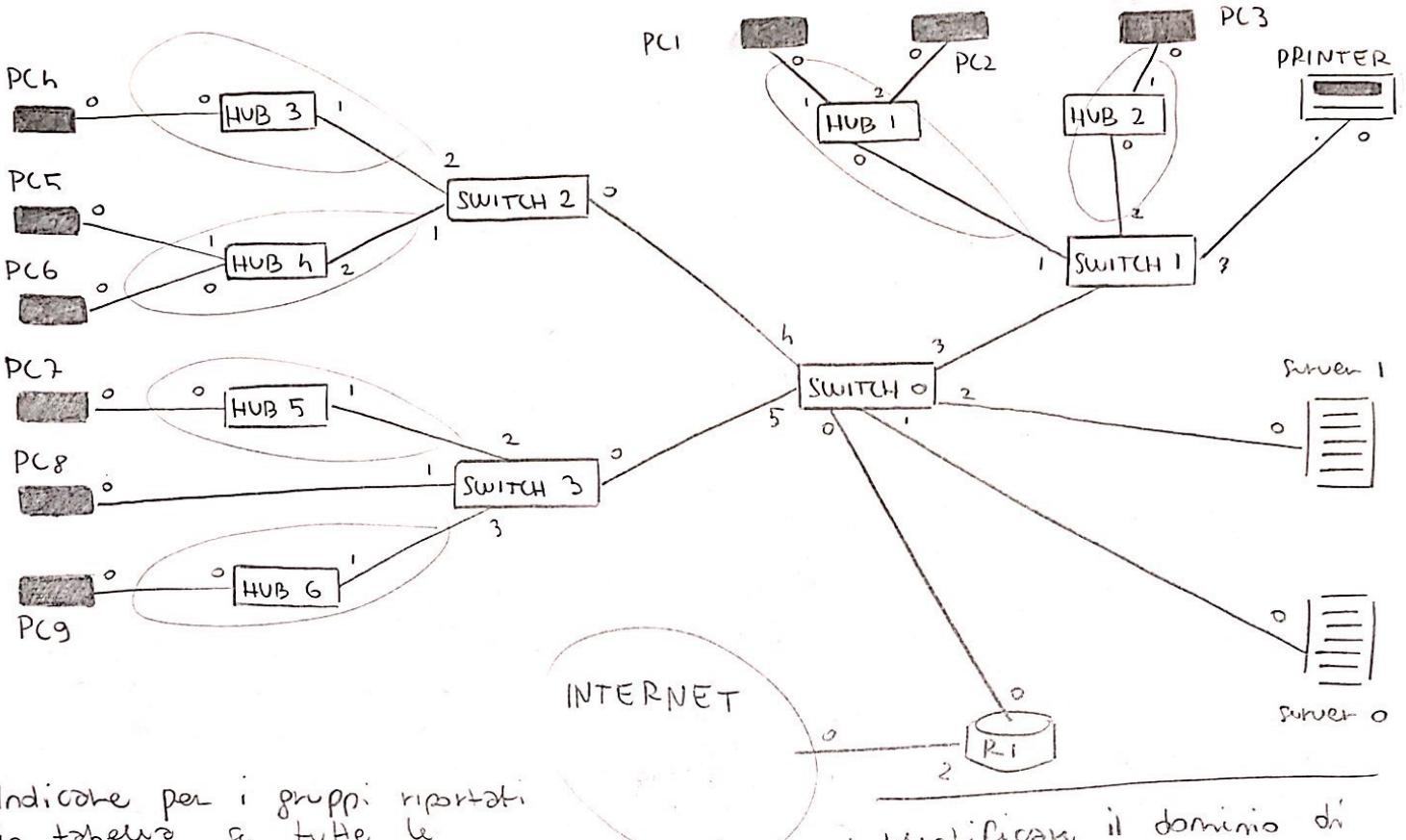
c)

Indirizzo	netmask	interfaccia	
195.168.0.0	/26	eth 2	No

destinazione	next hop	metrica
A	B	3



1	6
2	1
3	8
4	8
5	7
6	5
7	1
8	7



Indicare per i gruppi riportati in tabella se tutte le trasmissioni di ciascun gruppo possono avver contemporaneamente senza produrre collisioni.

Identificare il dominio di collisione di dimensione maggiore.

- (1)
 PC6 → PC9
 PC3 → printer
 PC5 → PC1
 PC1 → PC2

No - collisione PC6/PC5
 ↳ HUB h

- (2)
 PC6 → PC5 (**)
 PC2 → PC1
 PC5 → PC1 (**)
 PC9 → PC7

SI
 (*) HUB h - riceve su 0
 (*) HUB h - riceve su 1
 (*) HUB h - riceve su 2

No collisione
 ↳ HUB h

- (3)
 PC1 → PRINTER
 PC2 → SERVER 0
 SERVER 1 → PC2

No collisione in
 HUB 1

$L = 10 \text{ m}$ metri lunghezza di un singolo segmento di rete
 dominio di collisione.
 $v_{\text{prop}} = 200.000 \text{ km/s}$ velocità di prop. nel mezzo
 $R = 100 \text{ Mbit/s}$ ritmo di trasmissione del mezzo.
 Quindi il limite teorico della dim. delle trame minima per il corretto funzionamento del protocollo MAC
 $(H=1) \Rightarrow L = 10 \text{ m}$

$$L_{\min} \geq 2 \cdot t_{\text{prop}} \cdot C = 2 \cdot \frac{d_{\max}}{v_{\text{prop}}} \cdot R = 2 \cdot \frac{d_{\max}}{C} \cdot R$$

$$d_{\max} = 2 \cdot 10 \text{ m} = 20 \text{ m} = 0.02 \text{ km}$$

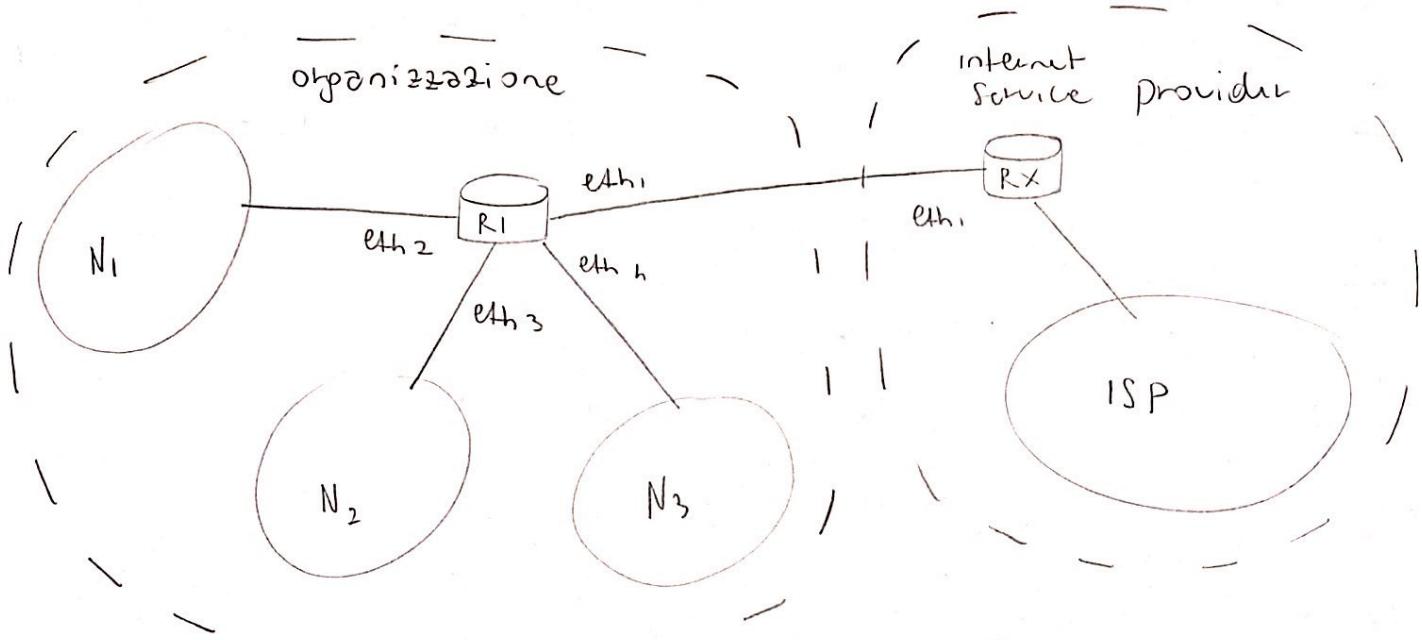
$$L_{\min} = 2 \cdot \frac{0.02}{0.0002} \cdot 100 \text{ Mbit} = 0.0002 \text{ Mbit}$$

- (4)
 PC2 → SERVER 0
 PC7 → SERVER 1
 PC3 → PRINTER
 PC9 → PC8

Si i tratti in comune passano per gli switch quindi no collisione

- (5)
 PC6 → PC3
 PC1 → PC2
 SERVER 1 → ROUTER

In i tratti in comune passano per più switch quindi no collisione



RX eth1 201.15.0.1

R1 eth1 201.15.0.2

Assegnare indirizzi IP alle sottorete e ai ROUTER della rete dell'ORGANIZZAZIONE a partire dall'indirizzo 200.18.0.0 /16 + M.
Considerare già conteggiati gli indirizzi di rete, broadcast e l'indirizzo del ROUTER.

M = 8 200.18.0.0 /21

$$N_1 = 100 \quad 2^7 = 128$$

$$N_2 = 60 \quad 2^6 = 64$$

$$N_3 = 60 \quad 2^6 = 64$$

$$\text{do} \quad 200.18.0.0 \rightarrow 200.18.0.127$$

$$\text{do} \quad 200.18.0.128 \rightarrow 200.18.0.191$$

$$\text{do} \quad 200.18.0.192 \rightarrow 200.18.0.255$$

R1 eth2 200.18.0.1

eth3 200.18.0.129

eth4 200.18.0.193

$$h = \frac{\# \text{ assegnati}}{\# \text{ assegnati}} = \frac{100 + 60 + 60}{128 + 64 + 64} = \frac{220}{256} = 0,86 = 0,858$$

M = 1 200.18.0.0 /17

$$N_1 = 16000 \quad 2^{18} = 16384$$

$$N_2 = 1000 \quad 2^{16} = 65536$$

$$N_3 = 8000 \quad 2^{12} = 4096$$

$$\begin{aligned} \text{do} \quad 200.18.0.0 &\rightarrow 200.18.0.16384 \\ \text{do} \quad 200.18.36.0 &\rightarrow 200.18.36.65536 \\ \text{do} \quad 200.18.64.0 &\rightarrow 200.18.64.4096 \end{aligned}$$

R1 eth2 200.18.0.1

eth4 200.18.64.1

eth3 200.18.36.1

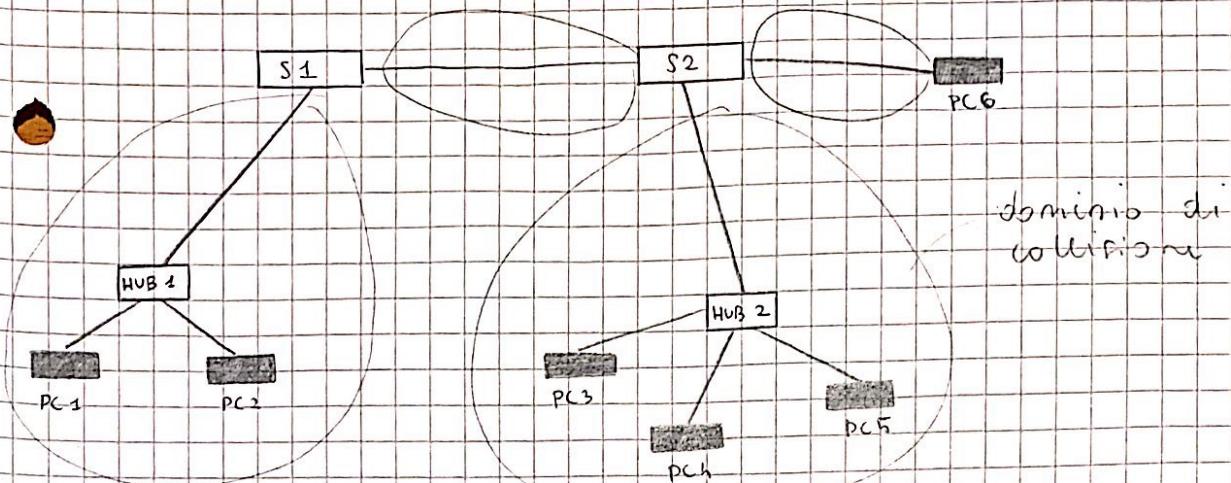
(*) 200.18.63.255 V

(**) 200.18.95.255 V

(***) 200.18.111.255 V

$$h = \frac{16000 + 1000 + 8000}{16384 + 8192 + 65536} = \frac{28.000}{28.672} = 0,976$$

Esercizio 1h



dominio di collisione

(a) Calcolare l'efficienza a regime della rete, ipotizzando che

$$R = 1 \text{ Mbit/s} \quad \text{capacità di trasferimento dei canali}$$

$$d = 100 \text{ m} \quad \text{lunghezza di tutti i segmenti}$$

$$l = 128 \text{ bit} \quad \text{lunghezza delle frame ethernet}$$

$$c = 2 \cdot 10^8 \text{ m/s} \quad \text{velocità di propagazione del segnale nel mezzo}$$

In un intervallo di tempo, la probabilità di incidenza è il valore limite $1/e$ con e numero di Nepero ($e = 2,71\ldots$)

(b) Det. il numero di domini di collisione nel caso in cui lo switch 1 sia sostituito da un hub

a) Dato calcolare il valore di efficienza più piccolo (E) ovvero quello in corrispondenza del dominio di collisione più grande

$$d_{\max} = 200 \text{ m}$$

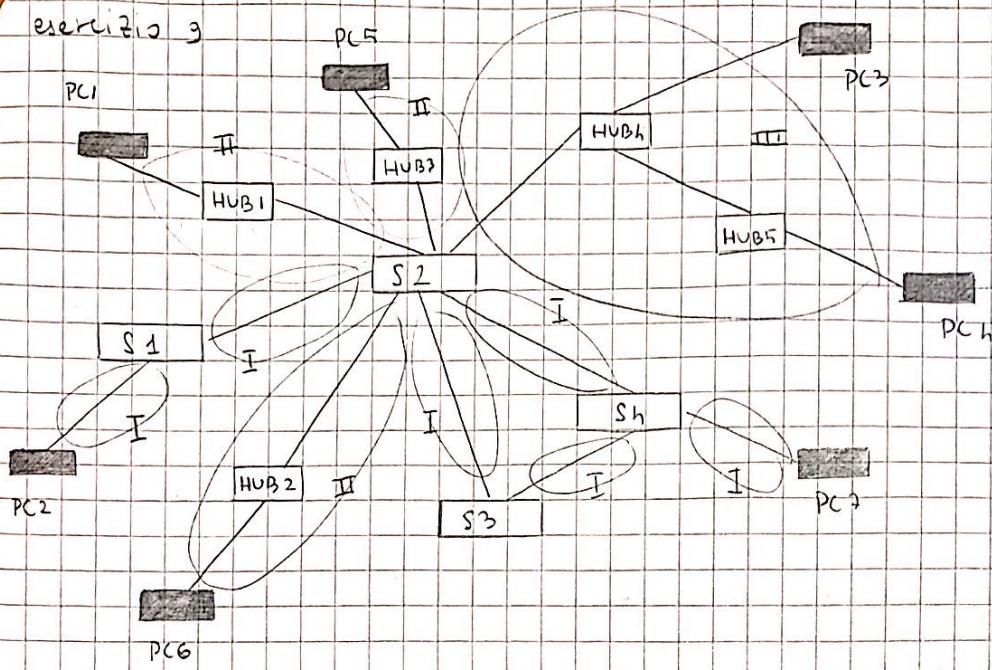
$$E = \frac{t_{frame}}{t_{frame} + 2t_{prop} \cdot e} = \frac{L/R}{L/R + 2 \cdot e \cdot \%}$$

$$E = \frac{128 \text{ bit} / 1 \cdot 10^6 \text{ bit/s}}{\frac{128 \text{ bit}}{1 \cdot 10^6 \text{ bit/s}} + 2 \cdot 2,71 \cdot \frac{200 \text{ m}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}}} = \frac{128 \cdot 10^{-6} \text{ s}}{128 \cdot 10^{-6} \text{ s} + 5,1366 \cdot 10^{-6} \text{ s}}$$

$$= \frac{0,000128 \text{ s}}{0,0001334366 \text{ s}} = 0,96$$

b) Se S1 venisse sostituito con un hub ci sarebbero 3 domini di collisione

esercizio 3



Considerando la rete in figura, ipotizzare:

$R = 10 \text{ Mbit/s}$ capacità di trasferimento del mezzo

$C = 10 \cdot 10^6 \text{ m/s}$ velocità di propagazione nel segmento del mezzo

$d = 100 \text{ m}$ dimensione dei segmenti

$TR = 20 \mu\text{s}$ tempo di risoluzione della collisione

F lunghezza delle trame ethernet

In un intervallo di controllo la probabilità di successo sia il valore limite

1/e ottenibile quando il numero di stazioni tende all'infinito

(a) det. il numero di domini di collisione

(b) det. la dimensione minima delle trame ethernet per ogni dominio di collisione

Ipotizzando che la dimensione delle trame ethernet F sia uguale al valore minimo tra quelli calcolati al punto (b)

(c) calcolare l'efficienza di trasferimento associata alla trasmissione di una trama da PC_1 a PC_h

(a) i domini di collisione sono 10

$$(b) L_{min} = (2 + t_{prop} + TR) R = (2 \cdot \frac{d}{v} + TR) R \\ = \left(\frac{2d}{10 \cdot 10^6 \text{ m/s}} + 0,000020 \text{ s} \right) 10 \cdot 10^6 \text{ bit/s}$$

d dipende dalla dimensione dei domini di collisione

$$(TIPPO II) \quad d = 200 \text{ m} \quad L_{min} = (0,00004 \text{ s} + 0,00002 \text{ s}) 10000000 \text{ bit/s} = 600 \text{ bit}$$

$$t_{trama} = L/R = F/R$$

$$(TIPPO I) \quad d = 100 \text{ m} \quad L_{min} = (0,00002 \text{ s} + 0,00002 \text{ s}) 10000000 \text{ bit/s} = 400 \text{ bit}$$

$$t_{prop} = \frac{d}{C} = \frac{d}{v}$$

$$(TIPPO III) \quad d = 300 \text{ m} \quad L_{min} = (0,00006 \text{ s} + 0,00002 \text{ s}) 10000000 \text{ bit/s} = 800 \text{ bit}$$

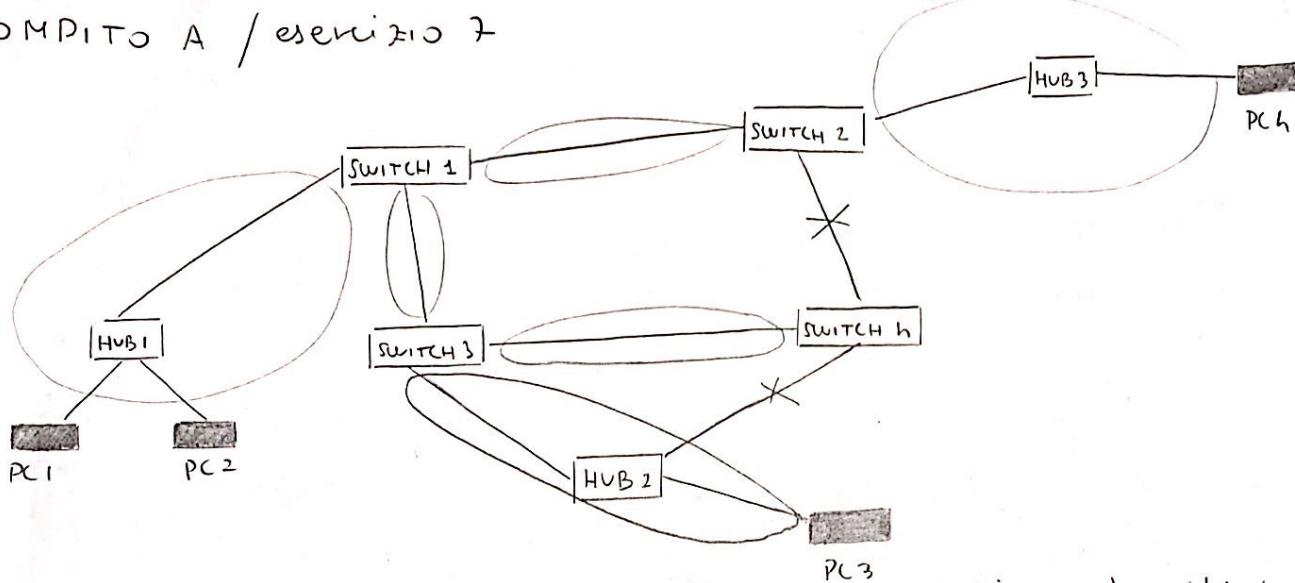
$$E = \frac{L/R}{L/R + 2 \cdot 2,71 \cdot d/C}$$

$$(c) F = 400 \text{ bit} \quad PC_1 \rightarrow PC_h \quad d_{min} = 5 \cdot 100 \text{ m} = 500 \text{ m}$$

$$E = \frac{t_{trama}}{t_{trama} + 2 \cdot e \cdot t_{prop}}$$

$$E = \frac{400 \text{ bit} / 10 \cdot 10^6 \text{ bit/s}}{100 \text{ bit} / 10 \cdot 10^6 \text{ bit/s} + 2 \cdot 2,71 \cdot 500 \text{ m} / 10 \cdot 10^6 \text{ m/s}} = \frac{0,00004 \text{ s}}{0,00004 \text{ s} + 5,4366 \cdot 0,00005 \text{ s}} = \frac{0,00004 \text{ s}}{0,00031183 \text{ s}} = 0,12$$

COMPITO A / esercizio 2



Calcolare l'efficienza a regime della rete ipotizzando che:

$$R = 1 \text{ Mbit/s} \quad \text{Capacità di trasferimento dei canali}$$

$$d = 5 \text{ m} \quad \text{Lunghezza di tutti i segmenti}$$

$$F = 128 \text{ bit} \quad \text{Lunghezza delle frame ethernet}$$

$$C = 2 \cdot 10^8 \text{ m/s} \quad \text{Velocità di propagazione del segnale sul mezzo}$$

La probabilità di successo in un intervallo di contesa è il valore limite $1/e$

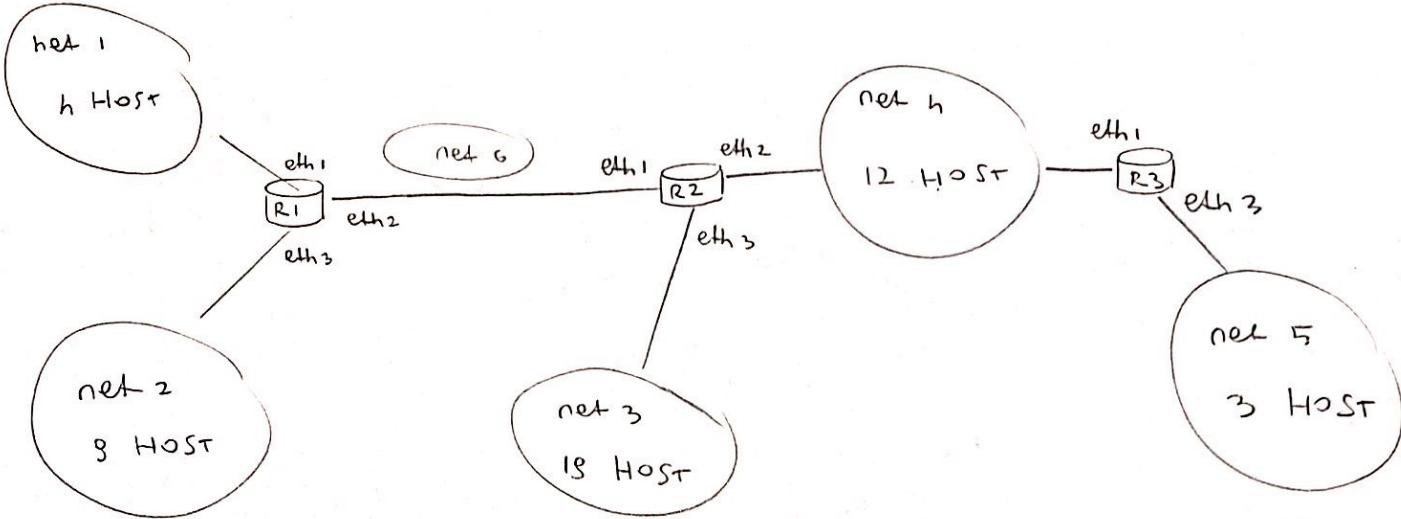
dove valutare l'efficienza in corrispondenza del dominio di collisione più ampio, ovvero dove la rete è più inefficiente.

$$d_{\max} = d \cdot 2 = 10 \text{ m}$$

$$\eta = \frac{t_{trans}}{t_{trans} + 2t_{propagation}} = \frac{L/R}{L/R + 2 \cdot e^{-d/C}} = \frac{F/R}{F/R + 2 \cdot 2,71 \cdot \%}$$

$$= \frac{128 \text{ bit} / 1 \cdot 10^6 \text{ bit/s}}{128 \text{ bit} / 1 \cdot 10^6 \text{ bit/s} + 5,6366 \cdot 10 \text{ m} / 2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} = \frac{0,000128 \text{ s}}{0,000128 \text{ s} + 0,00000027 \text{ s}}$$

$$= \frac{0,000128}{0,00012827} = 0,988$$



- (a) predisporre uno schema di indirizzamento a maschera di lunghezza variabile a partire dal blocco di CLASSE C 192.168.6h.0 che tende ad avere un'efficienza minima superiore a 0,75
- (b) calcolare l'efficienza ottenuta come rapporto tra il numero di indirizzi complessivamente utilizzati per gli host e il numero totale di indirizzi impegnati

(a)

net 3	19 HOST	$2^5 = 32$	— 5 bit	/27
net h	12 HOST	$2^4 = 16$	— 4 bit	/28
net 2	9 HOST	$2^4 = 16$	— 4 bit	/28
net 1	1 HOST	$2^3 = 8$	— 3 bit	/29
net 5	3 HOST	$2^3 = 8$	— 3 bit	/29
net 6	24 HOST	$2^2 = 4$	— 2 bit	/30

$$\begin{aligned} E &= \frac{\# \text{indirizzi assegnati}}{\# \text{indirizzi disponibili}} \\ &= \frac{22+16+32+2+6+4}{8h} = \frac{62}{8h} = 0,775 \\ \boxed{E = 0,775 > 0,75} \end{aligned}$$

192.168.6h.0 /2h

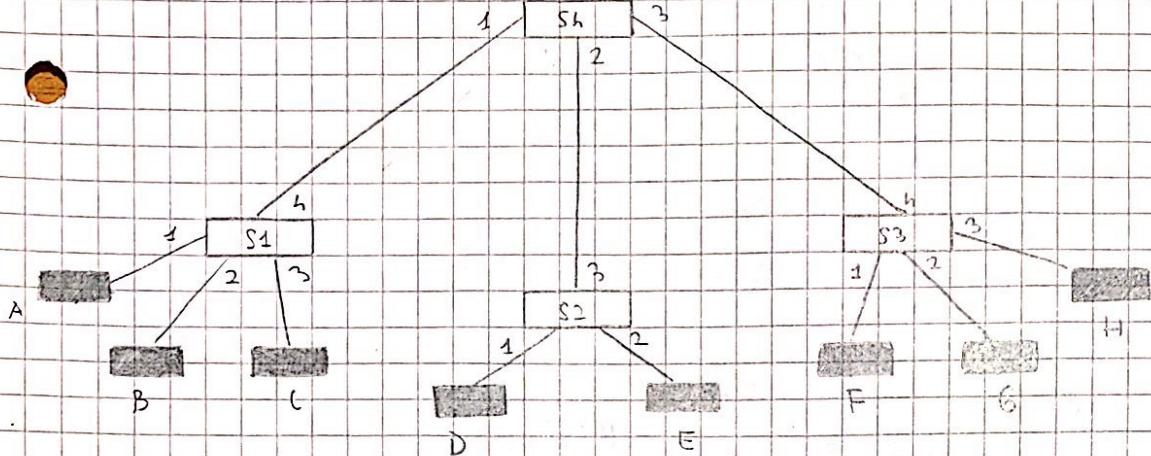
net 3	192.168.6h.0 /27	↳ 192.168.6h.1	↳ 192.168.6h.31	19 + 3 = 22
net h	192.168.6h.32 /28	↳ .33	↳ .47	12 + 4 = 16
net 2	192.168.6h.48 /28	↳ .49	↳ .63	9 + 3 = 12
net 1	192.168.6h.64 /29	↳ .65	↳ .71	h + 3 = 7
net 5	192.168.6h.72 /29	↳ .73	↳ .79	3 + 3 = 6
net 6	.80 /30	↳ .81	↳ .83	2 + 2 = 4

R1
 ↳ eth 1 192.168.6h.65 (net 1)
 ↳ eth 2 192.168.6h.81 (net 6)
 ↳ eth 3 192.168.6h.49 (net 2)

R2
 ↳ eth 1 192.168.6h.82 (net 6)
 ↳ eth 2 192.168.6h.33 (net 1)
 ↳ eth 3 192.168.6h.1 (net 3)

R3
 ↳ eth 1 192.168.6h.3h (net h)
 ↳ eth 3 192.168.6h.73 (net 5)

Simulazione esame 1

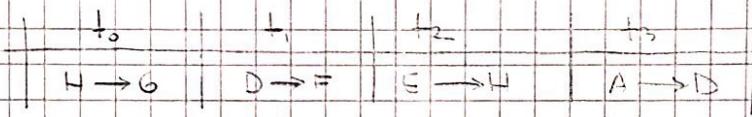


disp. MAC

A	11
B	22
C	33
D	hh
E	55
F	66
G	77
H	88

Assumerem tabella switch inizialmente vuota.

Riempirla dopo lo scambio conoscitivo di h trame MAC



-		-		-		-	
MAC	PORT	MAC	PORT	MAC	PORT	MAC	PORT
88	h	88	3	88	3	88	3
hh	h	hh	1	hh	h	hh	2
-11	1	-55	2	-55	h	-55	2
		-11	3				h

ogni switch con tabella vuota memorizza nella switch table la coppia (MAC mittente, porta da cui arriva la trama) e nel caso trovi il MAC destinatario tra le copie (MAC, port) già memorizzate, inoltre la trama solo sulla porta corrispondente, altrimenti inoltre la trama su tutte le porte tranne quella da dove è arrivato la trama.

Ipotizziamo che tutti i link della rete abbiano lo stesso lunghezza ($L = 150 \text{ m}$), che la rete funzioni ad un ritmo binario $R = 20 \text{ Mbit/sec}$, che la velocità di propagazione del segnale sul mezzo trasmissivo sia $C = 2 \cdot 10^8 \text{ m/sec}$ e che il tempo di rivelazione della collisione sia $TR = 50 \mu\text{s}$.

Calcolare la dimensione minima delle trame ethernet tale da garantire la possibilità di rivelazione di collisione nel caso in cui:

(a) S1 sia sostituito da un HUB

(b) S1 e Sh siano entrambi sostituiti con un HUB ciascuno

$$(a) \quad L = 150 \text{ m} \quad \text{s1 sostituito da un HUB} \Rightarrow d_{\min} = 2 \cdot 150 \text{ m}$$

$$R = 20 \text{ Mbit/s}$$

$$C = 2 \cdot 10^8 \text{ m/s}$$

$$TR = 50 \mu\text{s}$$

$$d_{\min} = 300 \text{ m}$$

$$L_{\min} = (2 + t_{prop} + TR) R = (2 \cdot \frac{d}{v} + TR) R = (2 \cdot \frac{d}{C} + TR) R$$

$$= \left(\frac{600 \text{ m}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} + 0,00005 \text{ s} \right) 20 \cdot 10^6 \text{ bit/s}$$

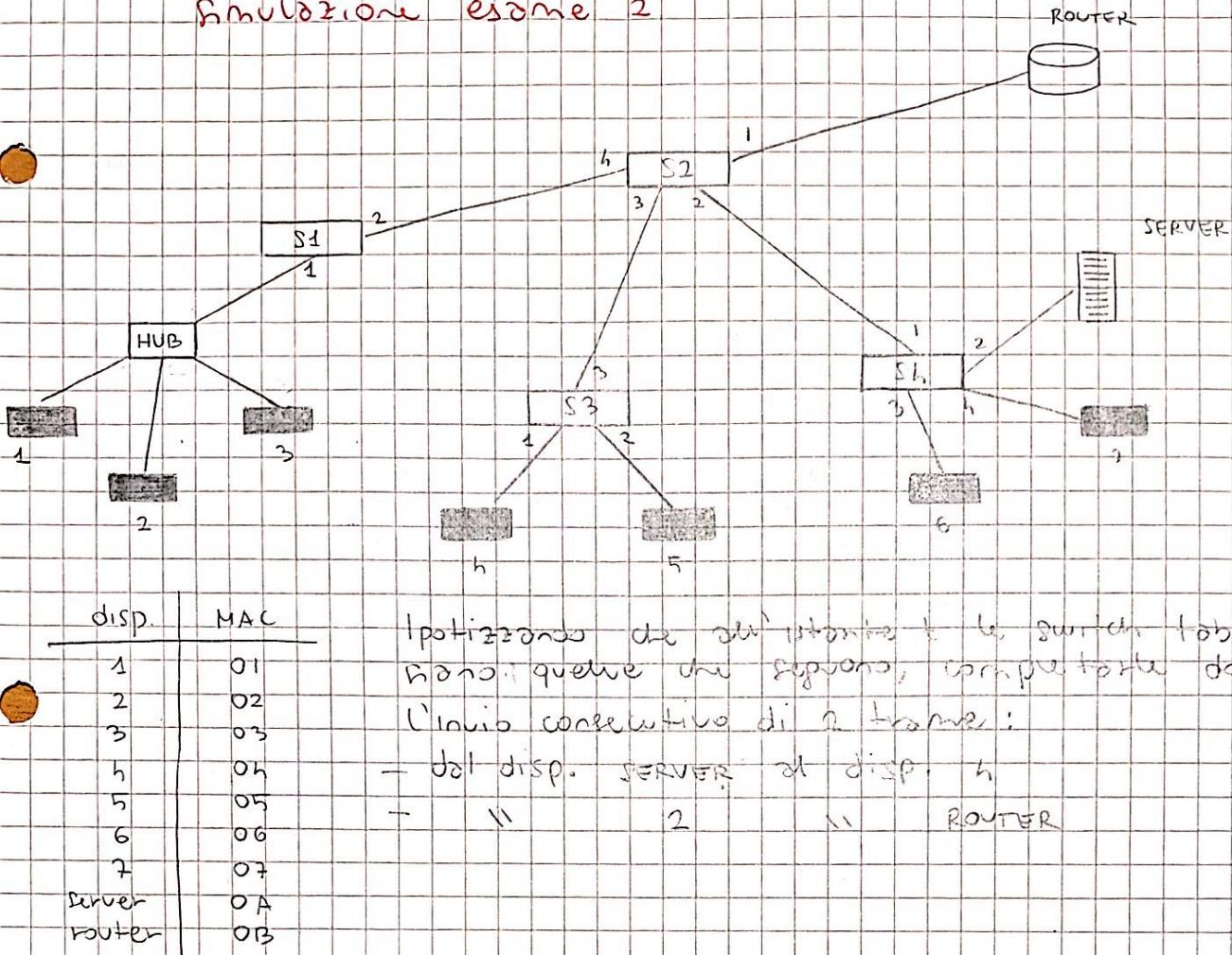
$$= (0,000003 + 0,00005 \text{ s}) 20 \cdot 10^6 \text{ bit/s} = 1060 \text{ bit}$$

$$(b) \quad \text{s1 e s2 sostituiti da un HUB ciascuno} \\ \Rightarrow d_{\min} = 3 \cdot 150 \text{ m} = 450 \text{ m}$$

$$L_{\min} = (2 \cdot \frac{d}{C} + TR) R = \left(\frac{900 \text{ m}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} + 0,00005 \text{ s} \right) 20 \cdot 10^6 \text{ bit/s}$$

$$= (0,0000045 \text{ s} + 0,00005 \text{ s}) 20 \cdot 10^6 \text{ bit/s} = 1090 \text{ bit}$$

Simulazione esame 2



Ipotizzando che all'interno di le switch table non ci siano due entry che sopravvivono, compiuto dopo l'invio consecutivo di 2 frame:

- dal disp. SERVER al disp. h
- " " 2 " " ROUTER

- S1		- S2		- S3		- Sh	
MAC	port	MAC	port	MAC	port	MAC	port
03	1	03	4	03	3	03	1
0h	2	0h	3	0h	1	0h	1
02	1	0A	2	0A	3	0A	2
		02	4	02	3	02	1

Ipotizzando che tutti i segmenti di collegamento siano lunghi $D = 400 \text{ m}$, che la velocità di propagazione nel mezzo sia $V_{\text{prop}} = 200.000 \text{ km/sec}$ e che il ritmo di trasmissione delle frame sia $R = 10 \text{ Mbit/sec}$. Determinare il limite teorico della dimensione delle frame minima (L_{\min}) per il corretto funzionamento del protocollo di accesso multiplo.

$$\frac{L_{\min}}{C} \geq 2 \cdot t_{\text{prop}}$$

Velocità di prop. (velocità del segnale nel mezzo) \rightarrow massimo tempo di ritardo tra due terminali nello stesso dominio di collisione

$$L_{\min} \geq 2 \cdot C \cdot t_{\text{prop}}$$

d_{\max} — massima distanza tra due terminali (corrisponde al dom. di collisione più grande)

$$d_{\max} = D \cdot 2 = 400 \cdot 2 = 800 \text{ m} = 0,8 \text{ km}$$

t_{prop} non deve

$$L_{\min} \geq 2 \cdot \frac{d_{\max}}{V_{\text{prop}}} \cdot R = 2 \cdot \frac{D}{C} \cdot R$$

$$L_{\min} \geq 2 \cdot \frac{0,8}{200.000} \text{ Km} \cdot \frac{1}{1000000} \cdot 10 \frac{\text{Mbit}}{\text{sec}} = 0,00032 \text{ Mbit} = 0,32 \text{ Kbit} = 320 \text{ bit}$$

Ipotizzando che la lunghezza di tutti i segmenti di collegamento sia $D = 100 \text{ m}$, che il ritardo di propagazione sia $\delta = 5 \text{ \mu s/km}$ e il ritmo di trasmissione delle frame sia $R = 10 \text{ Mbit/s}$, det. il limite teorico della dimensione minima delle frame (L_{\min}).

$$\frac{L_{\min}}{c} \geq 2 + t_{\max} \quad \text{con } t_{\max} \text{ massimo tempo di ritardo tra due terminali dello stesso dominio di collisione}$$

$$L_{\min} \geq 2 \cdot t_{\max} \cdot c \quad | \quad d_{\max} \text{ massimo distanza tra due terminali}$$
$$d_{\max} = 2 \cdot D = 200 \text{ m} = 0,2 \text{ Km}$$

$$L_{\min} \geq 2 \cdot c \cdot d_{\max} \cdot \delta \quad | \quad L_{\min} \geq 2 \cdot c \cdot 0,2 \cdot 5 \cdot 10^{-6} = c \cdot 8 \cdot 10^{-6}$$

$$L_{\min} \geq 10 \cdot 8 \cdot 10^{-6} = 80 \text{ bit}$$

scheduling (traffic best effort)
 link x con capacità C bit/sec
 S flussi f_i di pacchetti ($1 \leq i \leq S$)
 L'ognuno richiede una banda $w(f_i)$ bit/sec ($1 \leq i \leq S$)
 Lo scheduler alloca un link x ad ogn. flusso f_i
 L'la banda per ogni link x è $R(f_i)$ bit/sec ($1 \leq i \leq S$)

obiettivo
 riportare la capacità di un link in modo equo fra i flussi (FAIRNESS)

dato un link con banda C bit/sec
 vettore delle bande richieste $[w(f_1), \dots, w(f_2), \dots, w(f_S)]$

allora

l'allocation $[R(f_1), \dots, R(f_2), \dots, R(f_S)]$ è detta
 AMMISIBILE se $\sum_{i=1}^S R(f_i) \leq C$

max-min FAIRNESS
 l'allocation di banda sul link x è detta max-min FAIR (MMF)
 se non è possibile incrementare la banda di un flusso s mantenendo
 l'ammissibilità dell'allocation senza ridurre la banda di un altro flusso
 p con $R(f_p) < R(f_s)$

• Un allocation MMF è quella per cui il flusso che riceve la
 banda minore ha la banda maggiore possibile senza avere spreco di
 risorse

ALGORITHM
 i) scelgo il flusso f_j dell'insieme dei flussi con richiesta di banda

minore

ii) se $w(f_j) \leq C/N \Rightarrow R(f_j) = w(f_j)$

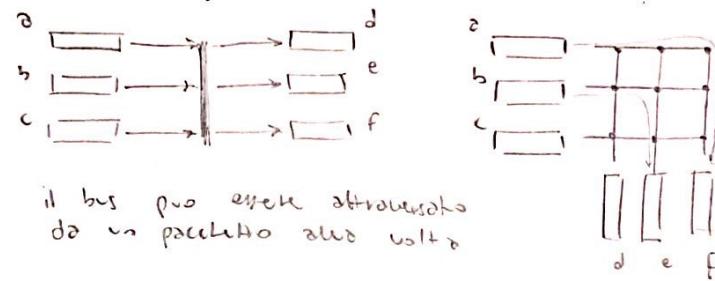
iii) se $w(f_j) > C/N \Rightarrow R(f_j) = C/N$

iv) $N=N-1$, $C=C-R(f_j)$, rimuovo il flusso f_j precedentemente scelto
 finché l'insieme non è vuoto torna ad ii)

OSS
 $w(f_i)$ banda richiesta dal flusso
 C capacità del link
 N numero dei flussi nell'insieme

esercizio 3

(a) No,



(b) Si

il bus può essere attraversato da un pacchetto alla volta

(c) N

pacchetti provenienti da INPUT PORT diverse possono essere trasferiti contemporaneamente in OUTPUT PORT diverse

esercizio 4

speed up switching fabric = h

h pacchetti della stessa lunghezza arrivano su n INPUT PORT diverse e devono essere inoltrati su n OUTPUT PORT diverse con ritardo massimo D_{max} di un pacchetto in caso di struttura a

a) memoria condivisa ?

b) bus condiviso ?

c) crossbar ?

T tempo necessario al trasferimento di un pacchetto

T tempo necessario al trasferimento di un pacchetto

(a) il primo pacchetto può essere inviato immediatamente senza ritardo gli altri $h-1$ pacchetti sono bloccati dal primo che occupa la memoria durante il trasferimento, quindi poiché solo un pacchetto alla volta può occupare la memoria il ritardo massimo che deve attendere l'ultimo pacchetto per essere inviato è $D_{max} = (h-1)T$

(b) discorso analogo al punto (a) (solo un pacchetto alla volta può occupare il bus) $\Rightarrow D_{max} = (n-1)T$

(c) in questo caso h pacchetti provenienti da n INPUT PORT e destinati a n OUTPUT PORT, possono essere trasferiti in h percorsi diversi, tutti contemporaneamente quindi il ritardo massimo è 0 $D_{max} = 0$

esercizio scheduling

$$W(f_1) = 0.1$$

$$C = 1$$

$$W(f_2) = 0.5$$

$$W(f_3) = 10$$

$$W(f_n) = 5$$

•) $W(f_1) = 0.1, C = 1, N = h$

$$C/N = 0.25 \geq 0.1 = W(f_1) \Rightarrow R(f_1) = 0.1 = W(f_1), N = 3, C = 0.3$$

•) $W(f_2) = 0.5, C = 0.3, N = 3$

$$C/N = 0.3 < 0.5 = W(f_2) \Rightarrow R(f_2) = 0.3 = C/N; N = 2, C = 0.6$$

••) $W(f_n) = 5, C = 0.6, N = 2$

$$C/N = 0.3 < 5 = W(f_n) \Rightarrow R(f_n) = 0.3 = C/N, N = 1, C = 0.3$$

•••) $W(f_3) = 10, C = 0.3, N = 1$

$$C/N = 0.3 < 10 = W(f_3) \Rightarrow R(f_3) = 0.3 = C/N; N = 0 \quad \text{FINE}$$

$$R(f_1) = 0.1 \quad R(f_2) = 0.3 \quad R(f_3) = 0.3 \quad R(f_n) = 0.3$$

mino.

$$W(f_1) = 0.1$$

algoritmo mio

$$W(f_2) = 0.5$$

C bandas da assegnare
C va diviso per il numero di busi
tutti questi busi saranno < assegno
il resto va diviso per > e assegno

$$W(f_3) = 5$$

$$W(f_n) = 0.2$$

$$W(f_1) = 0.1 \quad C = 1 \quad N = h$$

$$C/N = 0.25 \geq 0.1 \quad R(f_1) = 0.1 \quad N = 3 \quad C = 1 - 0.1 = 0.9$$

$$W(f_n) = 0.2$$

$$C/N = 0.3 > 0.2 \quad R(f_n) = 0.2 \quad N = 2 \quad C = 0.9 - 0.2 = 0.7$$

$$W(f_2) = 0.5$$

$$C/N = 0.35 < 0.5 \quad R(f_2) = 0.35 \quad N = 1 \quad C = 0.35$$

$$W(f_3) = 5$$

$$C/N = 0.35 < 5 \quad R(f_3) = 0.35 \quad N = 0 \quad \text{FINE}$$

$$R(f_1) = 0.1 \quad R(f_2) = 0.35 \quad R(f_3) = 0.35 \quad R(f_n) = 0.2$$

fare il resto della SCHEDULING

es. 1.

numero flussi $h = 5$

capacità del link $1 \text{ Mbit/sec} = C$

lunghezza pacchetti $1000 \text{ bit} = L$

$$T_s = L/C = 1 \text{ ms} \quad \text{durata di slot}$$

• det. bit rate medio di ciascun flusso nell'intervallo

$$\begin{array}{ll} 12 \text{ pacchetti} & 16 T_s \\ = 0,75 \text{ bit/sec} \end{array} \quad \frac{12L}{16 T_s} = \frac{12 \cdot 1000 \text{ bit}}{16 \text{ ms}} = 750 \text{ bit/sec}$$

$$\begin{array}{ll} 5 \text{ pacchetti} & 16 T_s \\ \text{per i restanti 3 flussi} & \frac{5L}{16 T_s} = \frac{5000 \text{ bit}}{16 \text{ ms}} = 312,5 \text{ bit/sec} \end{array}$$

• det. ordine di trasmissione dei pacchetti con scheduling FIFO

1
2
3
 \downarrow
 h

• det. throughput per ciascun flusso nell'intervallo

$$\frac{7L}{16 T_s} = \frac{7000 \text{ bit}}{16 \text{ ms}} = 437,5 \text{ kbit/sec} = \frac{7C}{16}$$

$$\frac{3L}{16 T_s} = \frac{3000 \text{ bit}}{16 \text{ ms}} = 187,5 \text{ kbit/sec} \quad \text{per gli altri 3 flussi}$$

Allocation Fair

$$\frac{3C}{16}$$

$$\frac{C}{h} = 250 \text{ kbit/sec}$$

Esercizi TCP (1.5 Lenti)

trasferimento di un file di L byte dall'host A all'host B, con le seguenti ipotesi:

- MSS = 536 byte (maximum sequence size)
- lunghezza complessiva degli header per segmento $L_H = 66$ byte
- capacità del collegamento $C = 155 \text{ Mbit/s}$
- larghezza della finestra $W = \infty$
- controllo di congestione disattivato

(a) cer. il valore massimo di L tale per cui i numeri di sequenza TCP non vengono esauriti

(b) per il valore di L ottenuto nel punto precedente, cal. il tempo minimo di trasmissione del file

OSS $L_H = 66$ byte — attenzione header TCP ha lunghezza 60 byte fissi + option variabili $\Rightarrow 60 + 26$

$W = \infty$ ma la grandezza della window in TCP è 2^{16}

non concorso né dist. fra A e B né congestione della rete nel tempo di elaborazione \Rightarrow le connessioni sono trasmetibili

a) Segno nei header TCP ha lunghezza $L_H = 22$ bit e numero il numero di sequenza dei byte trasmessi fino a congestione
range di valori possibili del campo segno è $[0, 2^{32}-1]$
quindi il numero massimo di byte numerabili è $L = 2^{32}$

il numero massimo di segmenti N_{TOT} è

$$N_{\text{TOT}} = \frac{2^{32}}{L_H + \text{MSS}} = \frac{2^{32}}{66 + 536} = 7134438 \cdot 66$$

i primi $N_{\text{TOT}} - 1$ segmenti hanno lunghezza massima 602 byte

l'ultimo segmento avrà lunghezza

$$L_{\text{last}} = 2^{32} - (N_{\text{TOT}} - 1) \cdot 602 = 102 \text{ byte}$$

la trasmissione dei N_{TOT} segmenti avverrà senza soluzione di continuità quindi il tempo totale di trasmissione del file sarà

$$\overline{T}_{\text{file}} = \frac{(N_{\text{TOT}} - 1) \cdot 602 \cdot 8}{155 \cdot 10^6} + \frac{102 \cdot 8}{155 \cdot 10^6} \approx 221,626 \text{ secondi}$$

p. 122 n° h8

dim. due finestre in A e h

frame emesse da A lunghezza costante

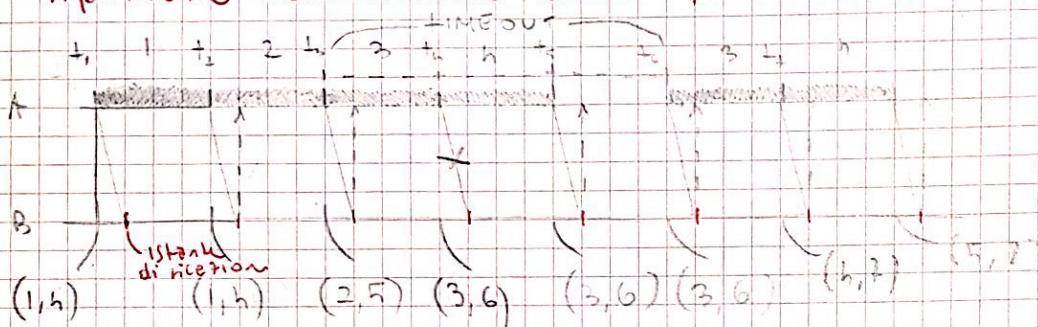
tempi di prop. pari a $\frac{1}{h}$ del tempo di trasm. di una frame

tempi di arrivo delle frame in B = tempi di trasm. dei riscontri verso A
L'arrivo di frame in B si verifica immediatamente dopo l'arrivo in A

B riscontra immediatamente frame dinto errori

consideran trasferimento da A a B di frame numerate da 1 a h
assumendo che le 3 arrivi errato in B

riportare l'evoluzion delle finestre di trasmissione



$$A = \{(1, h), (1, h), (2, 5), (3, 6), (3, 6), (3, 6)\}$$

$$B = \{1, 2, 3, 3, 3, 6\}$$

(strato di rete) genera N-PDU di dimensione fissa $n = 300 \text{ bit}$ information

(strato di collegamento) la DL-PDU $k = 20 \text{ bit}$ information
 $n = 11 \text{ byte}$ information
 CRC = h byte campo di controllo d'errore

(strato fisico) IT organizzati in frame, durata frame = 10 ms
 ogni frame contiene 13 IT
 un IT contiene segmento info DL-PDU
 uno su 13 IT è dedicato al trasferimento di informazioni

calcolare

- 1) capacità complessiva di trasferimento a livello fisico
- 2) capacità di trasferimento necessaria per trasmettere una N-PDU che si presenta a cadenza di frame
- 3) efficienza di utilizzazione statica relativa al trasferimento di bit information della N-PDU

$$(1) 20 + 8(11 + h) = 20 + 120 = 140 \text{ bit DL-PDU}$$

un IT contiene un DL-PDU

ogni frame contiene 13 IT e dura 10 ms

$$\Rightarrow \frac{13 \cdot 140 \text{ bit}}{10 \text{ ms}} = 182 \text{ bit/ms}$$

(2) capacità di trasferimento richiesto a livello fisico per il trasferimento di una N-PDU ereditato a vettore di frame e dato dalla somma delle capacità di trasferimento dei sub-canali di base richiesti per il trasferimento della N-PDU.

un sub-canale di base è costituito da un IT a cadenza di frame

$$\therefore (N\text{-PDU}) 352 \text{ bit} + (\text{DL-PDU}) 11 \text{ byte} \times 8 = 352 \text{ bit} \text{ (campo dati)}$$

$$N = \left\lceil \frac{352}{82} \right\rceil = h \text{ numero di DL-PDU} \quad \text{un IT accomoda esattamente uno DL-PDU}$$

quindi non necessarie h IT

dim. DL-PDU = 140 bit = capacità di un sub-canale di base

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

$$C = h * C_s = h * 14 \text{ kbit}/\text{sec} = 56 \text{ kbit}/\text{sec}$$

(3) efficienza di utilizzazione statica è dato dal rapporto fra numero di bit utili da trasferire e il numero complessivo di bit

$$(N-DOU) \text{ bit utili } = 300$$

$$\text{bit complessivi } h * l_{IT} = 560$$

$$E = \frac{300}{560} = 0,535$$

P. 77 n° 17

multiplicazione statica opera su un canale suddiviso in IT organizzati in TRAME. durata trama 0,5 μs.
ogni IT contiene 10 bit.

dett. numero di IT assegnati per servire una SOVRAMULTIPLICAZIONE una sorgente continua che emette al ritmo binario di 35 Mbit/sec

$$\text{trame } 0,5 \mu\text{s} = t_{trame}$$

$$\text{ogni IT contiene } 10 \text{ bit} = L_{IT}$$

$$C = 35 \text{ Mbit/sec}$$

ritmo binario delle

sorgente

$$C_s = \frac{L_{IT}}{t_{trame}}$$

calcolo del sistema

$$C_s = \frac{10 \text{ bit}}{0,5 \times 10^{-6} \mu\text{s}} = \frac{10.000.000}{0,5} = 20 \text{ Mbit/sec}$$

$$h_{IT} = \left\lceil \frac{C}{C_s} \right\rceil = \left\lceil \frac{35 \text{ Mbit/sec}}{20 \text{ Mbit/sec}} \right\rceil = 2$$

P. 77 n° 18

con le stesse ipotesi. n° 17

dett. il numero di trame - base di cui è composto la multitrama necessaria per servire una sorgente continua che emette a $5,1 \frac{\text{Mbit}}{\text{sec}}$ nel caso in cui si operi una SOTTO-MULTIPLICAZIONE con assegnazione di IT a cadenza di multitrama

$$t_{trame} = 0,5 \mu\text{s}$$

$$L_{IT} = 10 \text{ bit}$$

$$C = 5,1 \frac{\text{Mbit}}{\text{sec}}$$

$$n_{trame} = \left\lceil \frac{C}{F} \right\rceil = \left\lceil \frac{20 \text{ Mbit/sec}}{5,1 \text{ Mbit/sec}} \right\rceil = 4$$

ritmo binario
medio

P-h7 n°17

servizio di trasferimento con connessione multipla sono tramato effettuato su canali con capacità di trasferimento $C = 2 \text{ Mbit/sec}$

è necessario multipolare due classi di sorgenti

(1) ritmo binario costante $6h \text{ Kbit/sec}$

(2) Ritmo di tipo ON/OFF con frequenza di emissione durante il periodo ON di 32 Kbit/sec

durata media periodo ON $T_{ON} = 10 \text{ s}$

durata media periodo OFF $T_{OFF} = 30 \text{ s}$

N_x numero di sorgenti ripartimenti 8bit classe $x = \{1, 2\}$

assumere criterio di PRE-ASSEGNAZIONE relativa su base banda media coeff. di utilizzazione del canale multiplo ≤ 0.25

(1) rappresentare graficamente l'insieme delle coppie N_1 e N_2 che possono avere esattezza del ritmo

(N_1 ascia, N_2 ordinata)

1. si verificano le condizioni che la somma dei ritmi binari medi delle sorgenti che verranno multiplicate non superi la capacità di trasf. del canale.

per mantenere i ritardi di multiplessione il canale multiplo dovrà essere utilizzato per una percentuale di tempo $\leq 100\%$

(in questo caso $\leq 25\%$)

(classe 1) $6h \text{ Kbit/s} = R_{m,1}$

(classe 2) il ritmo binario medio è dato dal prodotto del ritmo binario di picco 32 Kbit/s per il coeff. di attività della sorgente A

$$A = \frac{\text{durata media del periodo ON}}{\text{somma delle durate del periodo ON e OFF}} = \frac{10 \text{ s}}{10 \text{ s} + 30 \text{ s}} = \frac{1}{4} = 0,25 \text{ s}$$

$$R_{m,2} = \frac{R_{p,2}}{A} = \frac{32 \text{ Kbit/sec}}{0,25 \text{ s}} = 128 \text{ Kbit/sec}$$

$$N_1 R_{m,1} + N_2 R_{m,2} \leq 0,25 \times C$$

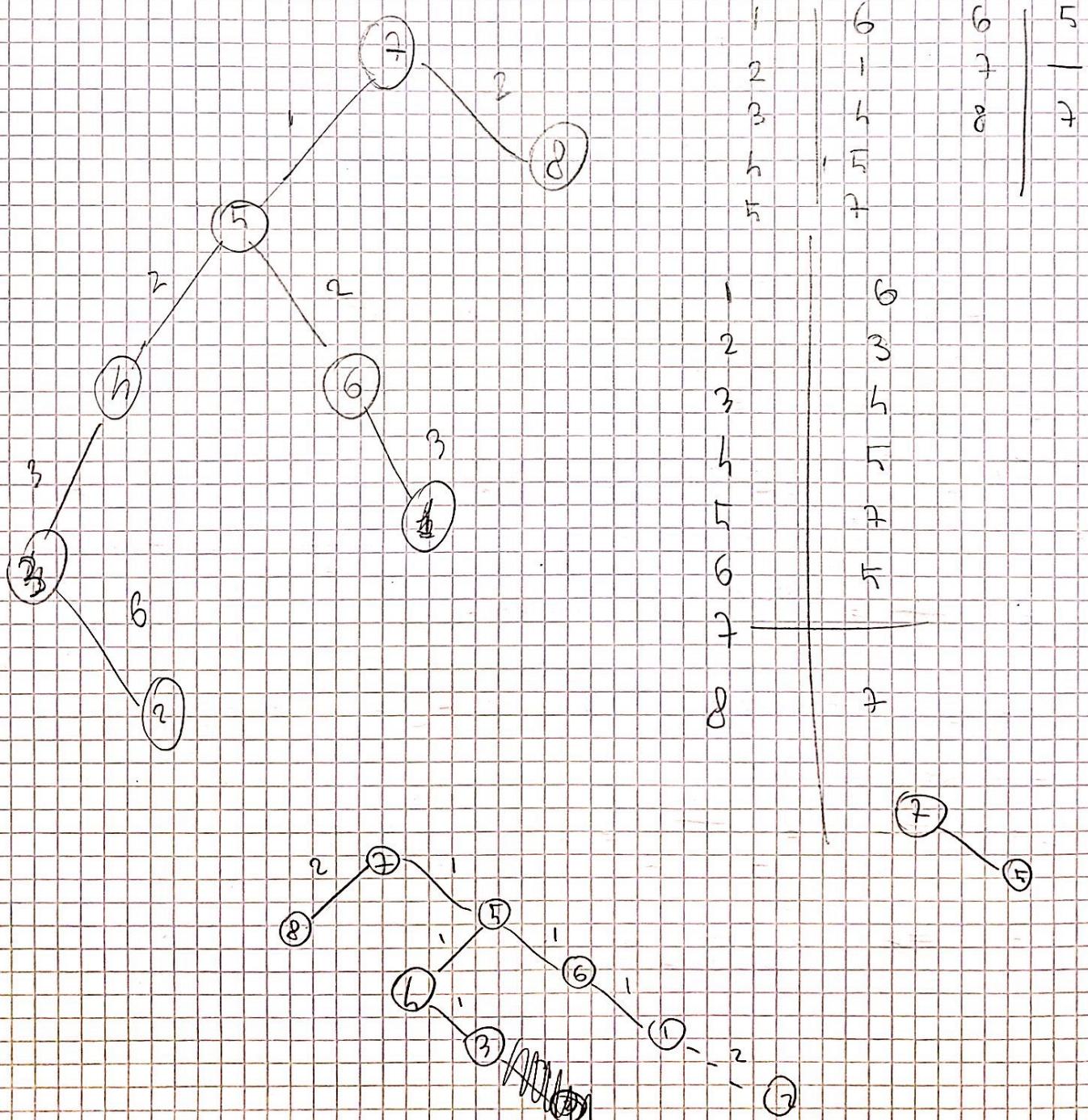
$$N_1 6h \text{ Kbit/s} + N_2 128 \text{ Kbit/sec} \leq 0,25 \times 2 \frac{\text{Mbit}}{\text{s}}$$

$$N_1 6h + N_2 8 \leq 1500$$

$$\text{Se } N_2 = 0 \Rightarrow N_1 = \left\lfloor \frac{1500}{6h} \right\rfloor = 23 \text{ sorgenti multiplicheibili della classe 1 sulla linea}$$

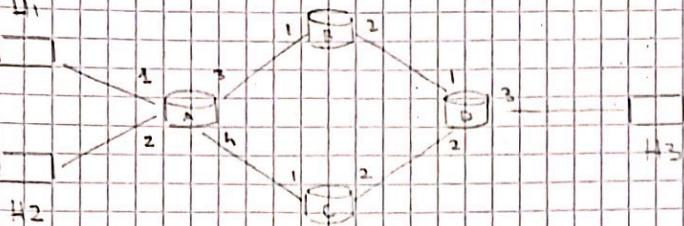
$$\text{Se } N_1 = 0 \Rightarrow N_2 = \left\lfloor \frac{1500}{8} \right\rfloor = 187 \text{ sorgenti multiplicheibili della classe 2 sulla linea}$$

	1	2	3	h	5	6	8	
0	5,7	∞	∞	∞	(1,7)	3,7	2,2	7
1	5,7	∞	∞	2,5		2,5	2,4	7,5
2	5,7	∞	3,4	3,5			2,3	7,5,6
3	3,6	∞	3,4					7,5,6,8
4	3,6	7,8	(3,5)					75h683
5	3,6	(6,3)						75h6832
6	(3,6)							



es. strato di rete

1.



(a) rete datagram, det. la tabella di Routing di A tale che tutto il traffico verso H3 sia notato su interfaccia 3

router A

dest. address	output interface
H3	3

(b) rete datagram, det. la tabella di Routing di A tale che tutto il traffico da H1 a H3 sia notato su interfaccia 3
da H2 a H3 sia notato su interfaccia 1

è impossibile determinarla

(c) rete a circuito virtuale
in cui sono alcune connessioni tra H1 e H3 e tra H2 e H3

scrivere una possibile tabella di forwarding di A tale che:

traffico da H1 a H3 sia notato su interfaccia 3

traffico da H2 a H3 sia notato su interfaccia 1

router A

interfaccia ingresso	VC1 ingresso	interfaccia uscente	VC1 uscente
1	10	3	20
2	11	1	21

(d) det. tabelle di forwarding anche di B C e D

router B

in	VC1 in	out	VC1 out
1	20	2	30

router C

in	VC	out	VC
1	1	21	2

router D

in	VC1 in	out	VC1 out
1	30	3	50
2	40	3	60

2. rete a circuiti virtuali con VC di larghezza 2 bit

assumere che:

collegamenti

- la rete deve impostare un circuito virtuale su A, B, C, D
- su ciascun collegamento sono attivi al più due VC
- gli indirizzi di VC dei collegamenti sono

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

Ipotizzando che un circuito virtuale possa attraversare solo uno dei 4 collegamenti

a) se un VC deve usare lo stesso VC: si fissa il collegamento.

Quale VC potrebbe essere assegnato ad questo VC?

non esiste nessuna configurazione possibile perché

A	B	C	D
00	01	10	11
01	10	11	00
= 00	= 10	= 11	= 00
= 11	= 00	= 00	= 00

b) se 2 diversi VC devono essere assegnati allo stesso collegamento, quanti contatti si possono avere per i VC a disposizione?

$$2^h = 16 \text{ configurationi}$$

3. 2 pacchetti arrivano contemporaneamente su due diverse porte di input di un Router e non ci sono altre porte

(a) switching con struttura a bus fabric

può trasportare contemporaneamente i due diversi pacchetti o due diverse porte di output?

No, il bus può trasportare un solo pacchetto alla volta

(b) switching con struttura circolare

può trasportare contemporaneamente a due diverse porte output?

Sì, fanno due percorsi differenti

(c) come b ma solo verso porta di output?

No

b. router con switching fabric con speed-up = n

assumere tutti pacchetti dunque stesso tempo per ciascuno

n pacchetti arrivano nello stesso momento a n porte di input diversi entro nello stesso n° porte di output diversi

per ritardo massimo di un pacchetto si fa somma dei

(a) a memoria condivisa

+ è il tempo che impiega un pacchetto per essere trasportato
il primo pacchetto viene inviato dopo quindi i ritardi $n-1$
dovono attendere il primo

$$D_{max} = (n-1) +$$

(b) bus condiviso

$$D_{max} = (n-1) +$$

(c) cache

vengono inviati tutti i pacchetti contemporaneamente

$$D_{max} = 0$$

6. (a)

11100000	00	0
11100000	01000000	1
11100000	.	2
11100001	1	3
alti numeri		

(b)

$$1 \rightarrow 3$$

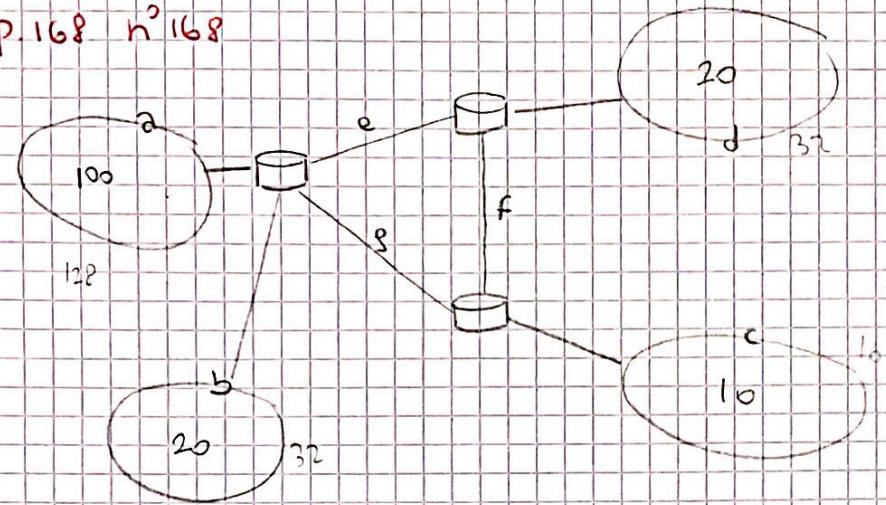
$$2 \rightarrow 2$$

$$3 \rightarrow 3$$

7. rete \rightarrow pacchetto con indirizzi \rightarrow 2 n.

prefix	visito	oltre indirizzo di indirizzo dest. e numero per ogni interfaccia
00	0	
010	1	
01	2	
10	2	
11	3	
0	00 000000	2^6 = 64
1	010 000000	2^5 = 32
2	011 000000	2^5 = 32 } + = 86
10	000000	2^6 = 64 }
11 000000	2	
<u>Lost ID</u>		

P. 168 n° 168



def. un possibile INDIRIZZAMENTO con tecniche
indirizzi con classe C

Ho bisogno di 2 fattore (una per ogni classe)

a) 100 host $2^7 = 128$

b) 20 host $2^5 = 32$

c) 10 host $2^4 = 16$

e, g + f 2 host = $2^2 = 4$

a) C. 0000 0000 /25

b) C. 0100 0000 /25

c) C. 1001

d) C. 101

e) C. 110

f) C. 111

g)

- A 0 → 18
- B 10 → 116
- C 110 → 128
- D 1110
- E 11110

subnetting con
maschera fissa.

a partire da

P.170 n° 67

Indirizzi di classe C 193.212.100.0 /24

dove definito 6 sottoreti, lo più grande 25 host

1. subnetting a maschera fissa determinare la maschera

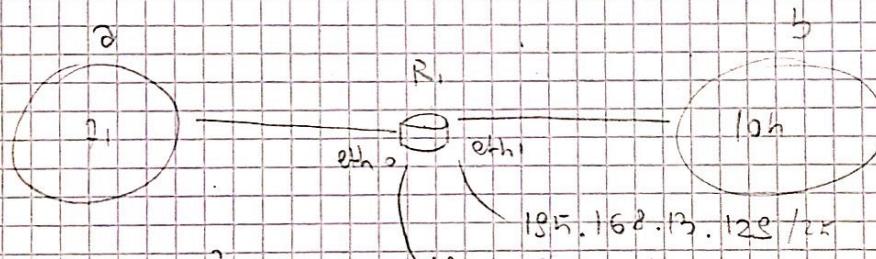
$$25 \text{ host } 2^5 = 32$$

$8 - 5 = 3$ posso indirizzare $2^3 = 8$ sottoreti con 32 host ognuno
con $/27$

193.212.100.00000001	2	193.212.100.00011111
.00100001	3	.00111111
.01000001	2	.01011111
.01100001	2	.01111111
.10000001	2	.10011111
.10100001	2	.10111111

n° 68

Classe C 195.168.13.0 /24



$$b = 10h \quad 2^2 = 128 \quad 195.168.13.1 /25$$

$$a = 71 \quad 2^7 = 128$$

195.168.13.00000000 /25 a 195.168.13.01111111 b a

195.168.13.10000000 /25 a 195.168.13.11111111 b

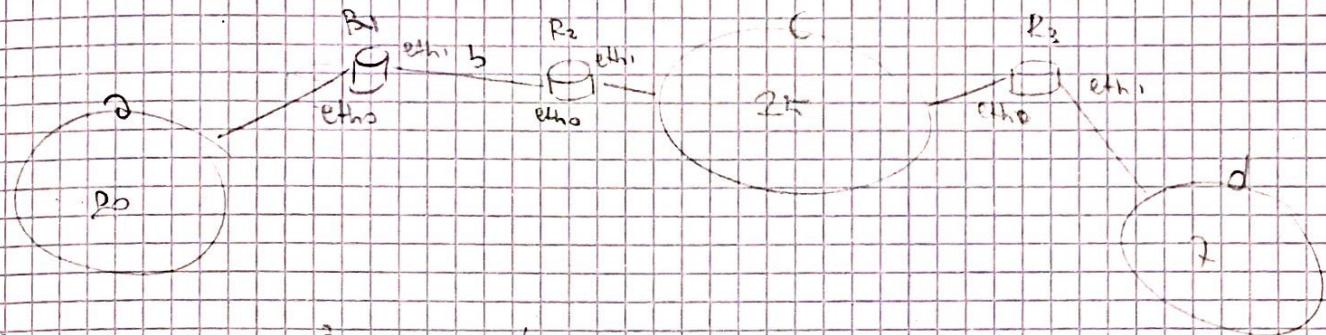
R1

195.168.13.0 /25 | eth 0

195.168.13.128 /25 | eth 1

69

Indirizzo di classe C 195.168.13.0/25



a) 20 host $2^2 = 4 \rightarrow 128 / 25$

c) 25 host $2^5 = 32 / 27$

d) 2 host $2^1 = 2 / 23$

b) 1 host $2^0 = 1 / 24$

195.168.13.0/25

(a)

195.168.13.1 R1 eth0

195.168.13.2 a 195.168.13.126

195.168.13.128/22

(c)

195.168.13.129 R2 eth1

195.168.13.131 a 195.168.13.158

195.168.13.130 R3 eth0

195.168.13.160/28

(d)

195.168.13.161 R3 eth1

195.168.13.162 a 195.168.13.176

195.168.13.180/30

195.168.13.181 R1 eth1

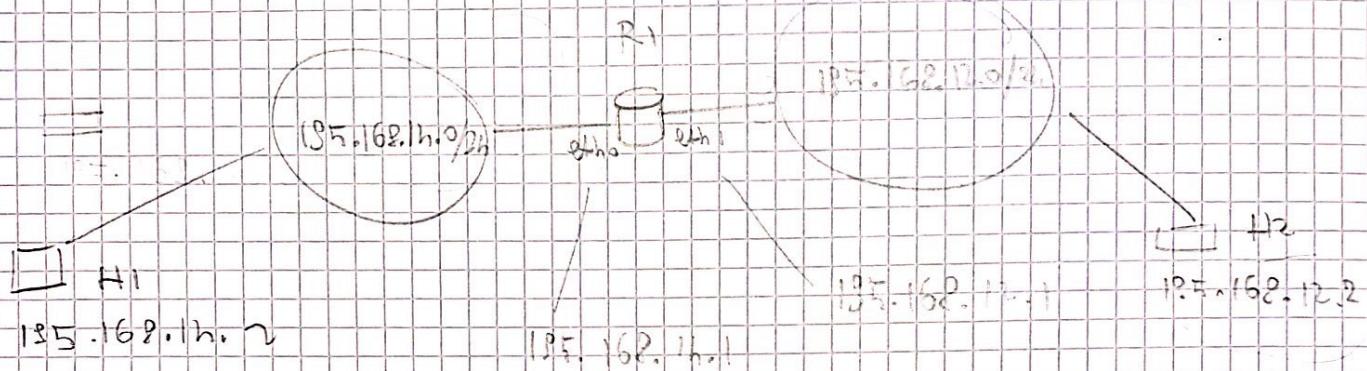
(b)

195.168.13.182 R2 eth0

crochette

- h8 a
- 50 a
- 51 c
- 52 b
- 53 c

P.128 n° 71



R₁

135.162.12/2h 21h
" " 11/2h 21h

P. P. n° 28 parte 2

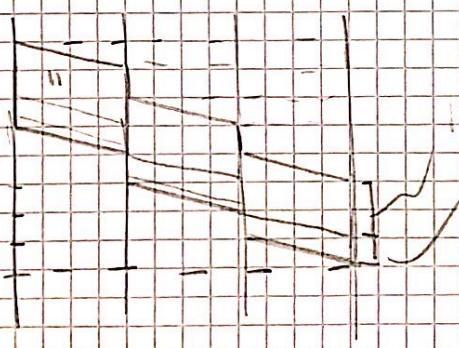
(b) a 200 mm = due frammenti $\frac{560}{50} = 12$

12 frammenti = 11 * 10.50 1 10.10

C = 6h bit/sec $d = 10 \text{ m}$

$$\frac{P_1}{C} = \frac{60}{6h} = 0.8375 \text{ ms}$$
$$\frac{P_2}{C} = \frac{20}{6h} = 0.3125 \text{ ms}$$

T₁ N N T₂

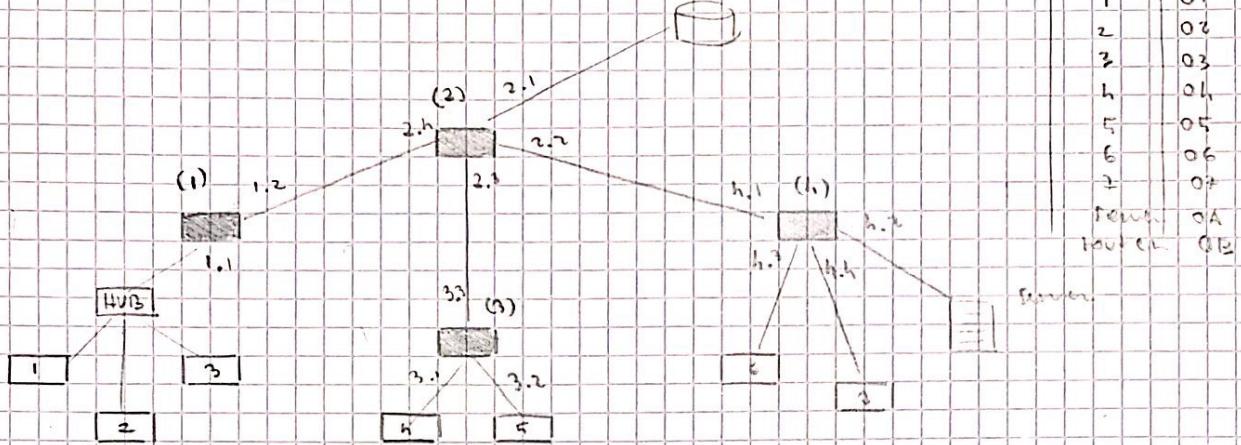


$$11 \cdot 0.8375 = 10.3125 + 0.3125 = 10.625$$

$$0.8375 \cdot 2 + 10.625 + 3.0 = 12.5$$

polter

Simulation esame 2



segmenti lunghi 100 m = d

olt. limite latenza 50 ms. quindi tempo minimo per inviare un frame (latenza + tempo di propagazione di un frame) (latenza)

Velocità di propag. nel mezzo 200000 km/s

tempo di propagazione delle informazioni su c

$$\frac{L_{\min}}{c} = 2 \cdot t_{\text{prop}, \max}$$

$$L_{\min} = 2 \cdot 0,0000015$$

$$200000 : 1 = 0,8 : *$$

$$\frac{0,8}{200000} = 0,0000004 s$$

$$L_{\min} = 2 \cdot t_{\text{prop}, \max} + c$$

$$t_{\text{prop}} = \frac{M_{\min}}{c}$$

$t_{\text{prop}} = 2d$ andata e ritorno

$$L_{\min} \geq 20 \cdot 0,0000004 M_{\min}$$

$$\geq 0,00032 M_{\min}$$

$$\geq 0,32 \text{ Kbit} = 320 \text{ bit}$$

$$04 \rightarrow 0h \quad 02 \rightarrow 0B$$

switch 1

03	1.1
0h	1.2
0A	1.2
02	1.1

switch 2

03	2.h
0h	2.3
0A	2.2
02	2.h

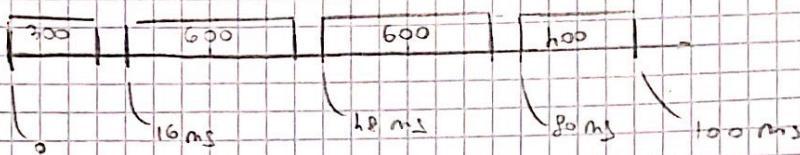
switch 3

03	3.3
0h	3.1
0A	3.3
02	3.3

switch 4

03	h.1
0h	h.1
0A	h.2
02	h.1

ogni pacchetto IP ha
 $H = 20$ byte e
 total weight indicata in
 figura



$$R_p = ? \quad R_m = ?$$

$$\frac{600 \text{ byte}}{100 \text{ ms}} = \frac{600 \text{ byte}}{36 \text{ ms}} = \frac{20 \text{ byte/ms}}{1.1 \text{ ms}} = \frac{16.7 \text{ bit/ms}}{1 \text{ ms}} = 16.7 \text{ bit/ms} = R_p$$

$$\frac{300 + 600 + 600 + 600 \text{ byte}}{100 \text{ ms}} = \frac{1.800 \text{ byte}}{100 \text{ ms}} = \frac{18 \text{ byte}}{1 \text{ ms}} = 18 \text{ bit/ms} = 15.2 \text{ bit/ms} = R_m$$

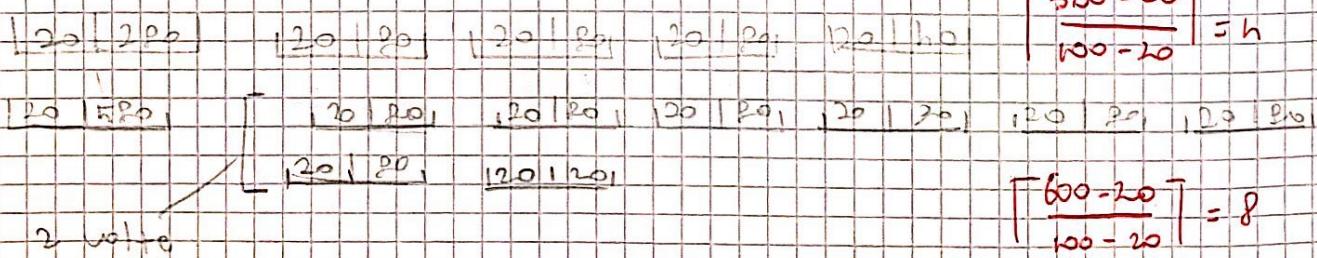
A quante sorgenti di traffico di questo tipo possono essere moltiplicate su base banda media su una linea di capacità $C = 10 \text{ Mbit/s}$ se si vuole ottenere un'utilizzazione massima della linea di 0,65?

$$n \cdot R_m \ll p \cdot C \sim \text{capacità linea} \quad n = \frac{0.65 \cdot 10}{15.2 \cdot 10^{-3}} = \frac{6500}{15.2} = h^{27.0}$$

Utilizzo
 medio Utilizzazione
 massima linea
 numero di
 sorgenti

$$h \approx h^{27.0}$$

frammentazione dei pacchetti IP per lo strato inferiore
 calcolato erigendo da V_1 con $L_{max} = 100$ byte del campo Info.
 quanti frammenti vengono generati?



$$h + 8 \times 2 + 5 = 9 + 6 = 25 \quad \left[\frac{400 - 20}{100 - 20} \right] = 5$$

- moltiplicazione statica opera su un canale suddiviso in IT organizzati in frame

durata frame 8 ms

ogni IT contiene 2h bit

numero minimo di IT che devono essere assegnati per permettere con sovrmultiplication una fonte continua che emette a 28 kbit/s

$$\frac{28 \text{ kbit/s} \cdot 8 \text{ ms}}{2h \text{ bit}} = \lceil 8,3 \rceil = 10$$

- LAN opera con protocollo MAC CSMA/CD

capacità di trasferimento 1000 Mbit/s = c

lunghezza del mezzo 1 Km = d

velocità di propagazione del mezzo 200000 Km/s

LAN formato da un unico segmento

lunghezza minima dura frame MAC

$$\frac{L_{\min}}{c} \ll 2 \cdot d + t_{prop} \quad L_{\min} \ll 2 \cdot d \cdot c + t_{prop}$$

$$t_{prop} = 200000 : 1 = 1 : \times \frac{1}{200000} = t_{prop} = 0,000005 \text{ s}$$

$$L_{\min} \ll 2 \cdot 1000 \frac{\text{Mbit}}{\text{s}} \cdot 0,000005 \cancel{s} = 0,01 \text{ Mbit} = 10 \text{ kbit}$$

- 151.100.58.182 /27 spazio di indirizzamento

dett. quale indirizzo vi appartiene

151.100.58.1100000

151.100.58.00011101 X

151.100.58.11011100 V

151.100.58.10 X

Simulazione esame i

Goback N

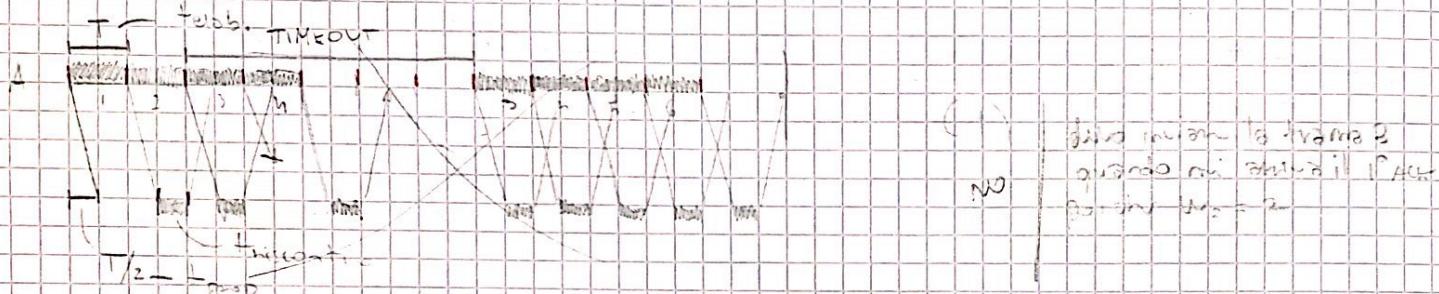
A opera con finestre in emissione $W_S = 2$ trasmittendo da frame 0 a B
 Tempo di transm. frame $\frac{1}{T_{prop}} = \frac{1}{T}$
 ritardo di prop. $\frac{1}{T_{prop}} = T/2$

risconti emessi da B impiegano $\frac{1}{T_{prop}} = T/2$ per arrivare a A
 B invia riscontri ad ogni frame ricevuto

temporizzatori per ogni frame emesso $\frac{1}{T_{meas}} = 5T$

Temporizzazione trasmissione

frame B arriva orario in B



$$(2) \text{ calcolo efficienza di trasferimento delle 6 frame}$$

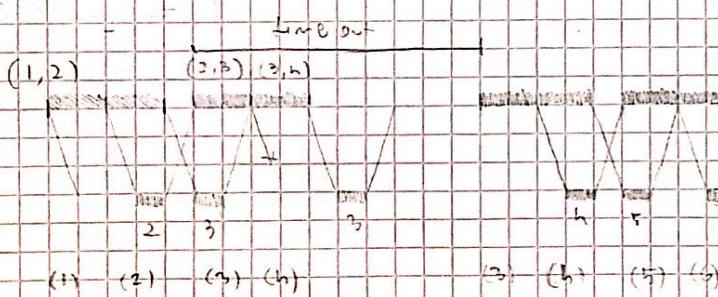
espresso come rapporto fra tempo utile delle 6 frame e tempo totale

$$\text{tempo utile} = 6T \quad \frac{1}{T_{totale}} = 2T + 5T + hT + 2\frac{T}{2} + \frac{T}{2}$$

$$= 11T + \frac{T}{2} = 12,5T$$

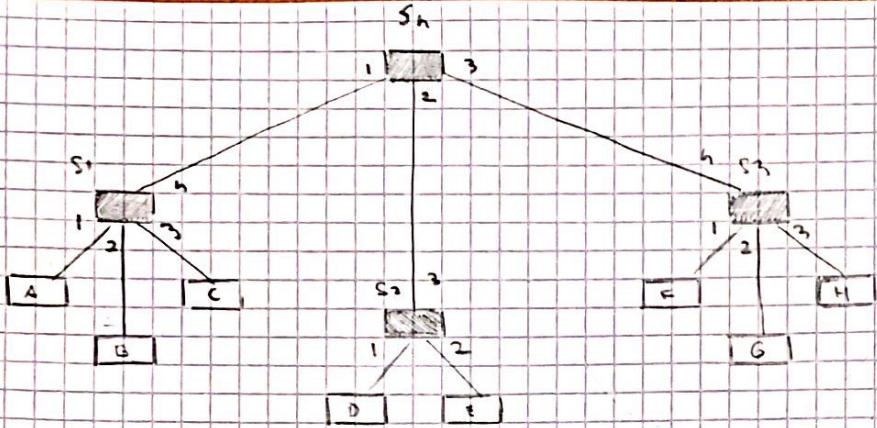
$$\xi = \frac{\text{tempo utile}}{\text{tempo totale}} = \frac{6T}{12,5T} = 0,48$$

(3) $W_S = 3$ (uso aspettare il primo ACK) quindi $W_{S,\min} = 3$



$$2T + 5T + 2T + 7T + \frac{T}{2} + \frac{T}{2} + 3Th = 11T + \frac{5}{2}T = 13,5T$$

$$(2) \xi = \frac{6T}{13,5T} = 0,44$$



complete the switching table di S_1 , dopo le transazioni precedenti.

h fa un MAC

S_1

S_2

- 1) $H \rightarrow G$
- 2) $D \rightarrow F$
- 3) $E \rightarrow I$
- 4) $C \rightarrow D$

MAC	port
88	h
hh	h
ii	i

MAC	port
88	3
hh	h
ii	i
rr	r
tt	t

o: $E \rightarrow H$
 info da S_2
 a S_1 da S_2
 già conosciuto
 non trova H
 quindi non inoltra
 o si ne S_3

MAC	port
88	3
hh	2
ii	2
rr	1

MAC	port
88	3
hh	1
ii	2
rr	3

II. ARQ GO-BACK N

$$A - W_S = 6$$

Una frame trasmesso segno h, i, 6, 7 e riceve un riscontro con frame=2
 quali frame verranno erette il riscontro raffigura che A ha abbinio
 disponibile a che non sia scaduto nel tempo?

- a) 2-3
 - b) h-i-6-2-8-?
 - c) 2-8-8
- v posso non è scaduto tempo di attesa = 6
- ~ No, 2 linea già inviato

campionamento di brani musicali analogici di durata 3 minuti con banda 30 kHz si ottiene file di dimensione 16200 Kbyte. Quanti bit a campionamento sono stati utilizzati nella conversione ANALOGICO - DIGITALE

$$30 \text{ kHz} = 30 \text{ kbit/s}$$

in 3 min $\rightarrow 180 \text{ s}$

16200 Kbyte dopo campionamento $\rightarrow 16200 \times 8 = 129.600 \text{ Kbit}$

$$F_C = 2 \text{ Ws} \quad \text{longezza banda}$$

$$\checkmark \text{ freq. campionamento} \quad F_C = 2 \cdot 2 \frac{\text{Kbit}}{\text{s}} + 60 \text{ kbit/s}$$

$$\frac{129600 \text{ Kbit}}{\text{campion. } 60 \text{ kbit/s} \cdot 180 \text{ s}} = \frac{129600 \text{ Kbit}}{10800 \text{ Kbit}} = \boxed{12}$$

$\frac{1}{F_C}$ secondi di campionamento

A trasmette a B attraverso 3 link con ritmo

$$600 \text{ kbit/s} = R_1$$

$$1 \text{ Mbit/s} = R_2$$

$$2 \text{ Mbit/s} = R_3$$

qual è il throughput per il trasferimento se non c'è traffico nella rete

collo di bottiglia R_1 600 kbit/s

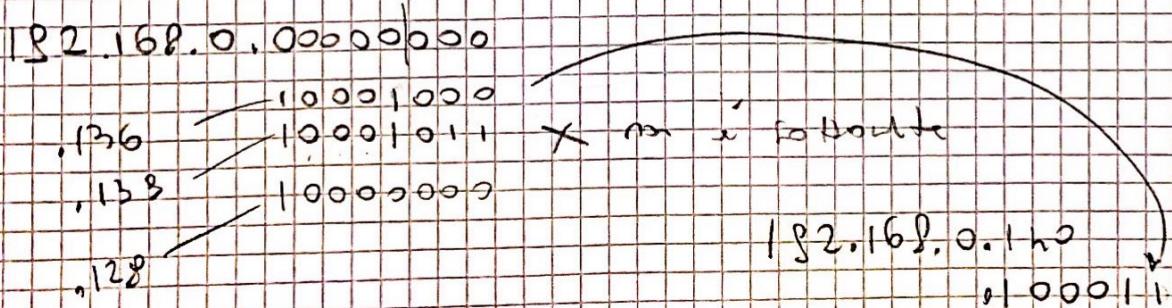
Indirizzo class C 192.168.0.0/24

considerare maschera di 32 host

e quali sottoreti appartengono 192.168.0.1-10?

$$32 = 2^5 \Rightarrow 5 \text{ bit} \quad 8 - 5 = 3 \text{ bit} = 2^3 \text{ host per sottorete}$$

$$2^3 = 8 \text{ host}$$



Fragments IP con $H = 20$ byte e total length = 600 byte
MF (more fragment = 0) fragment offset = 18

(espresso in unità di 8 byte)

lunghezza totale dei pacchetti originari?

$$18 \times 8 = 144 \text{ byte} \sim \text{dim. totale di tutti gli altri frammenti}$$
$$600 + 144 = 744 \text{ byte}$$

dove viene ribanciato 155.36.65.0

prefix	port	0.0.0.0/16	0.0.0.0/18	0.0.0.0/20
155.36.0.0 /16	1	match 16		
155.36.64.0 /18	2	match 18		
155.36.0.0 /18	3	X		
155.36.64.0 /20	4		0.0.000000	match 20 ✓

LAN opera con protocollo MAC CSMA/CD

frame MAC $L_{min} = 10$ byte

lunghezza segmento $0.4 \text{ Km} = d$

Velocità prop. 200000 Km/s

dati: massima capacità di trasferimento

$$\frac{L_{min}}{c} \leq 2 \cdot d \cdot t_{prop, max}$$

$$t_{prop, max} = 200000 : 1 = 0.4 : x$$

$$\frac{0.4}{200000} = t_{prop}$$

$$t_{prop} = 0.000002 \text{ s}$$

$$\frac{1}{c} \leq 2 \cdot d \cdot 0.000002$$

$$L_{min}$$

$$C \geq \frac{L_{min}}{2 \cdot d \cdot 0.000002} = \frac{10 \text{ byte}}{0.8 \cdot 0.000002 \text{ s}}$$

$$C \geq \frac{10}{0.000016} = 625 \text{ Mbyte/s}$$

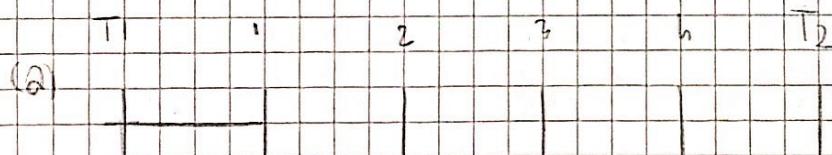
50 Mbit/s

considerare trasferimento messaggio M lungo FxL bit
da T₁ a T₂ attraverso h nodi

- ogni collegamento trasmette a R $\frac{k\text{bit}}{\text{sec}}$
ogni nodo utilizza commutazione PROPE and FORWARD
considere 2 casi
- (a) invio messaggio da T₁ a T₂ senza segmentazione
e senza aggiungere HEADER
- (b) invio messaggio con segmentazione in pacchetti
ognuno costituito da H bit di Header e L bit
campo informativo
- calcolare valore di L tali per cui ritardo di
trasferimento da T₁ a T₂ sempre minore nel
caso (b) rispetto a (a)

importante valore L = valore del ritardo di
trasferimento calcolato nel caso (b) con il valore
minimo determinato in (1)

$$F = 10 \quad H = 10 \quad R = 200 \frac{\text{kbit}}{\text{sec}}$$



$$M = 10L \text{ bit}$$

$$20000 : 1 = 10L : x$$

$$x = \frac{10L}{20000} = 0,0005L \text{ s}$$

$$t_{\text{trans}} = 0,0005 \text{ s}$$

$$\frac{L+H}{R} = \frac{10L}{200000}$$

p. 86 n° 31

800 bit da trasferire da A \rightarrow B

rete a pacchetto con 2 nodi intermedi con capienza $C = h \cdot 10^{-3}$

L variabile $L_{max} = 800$ bit

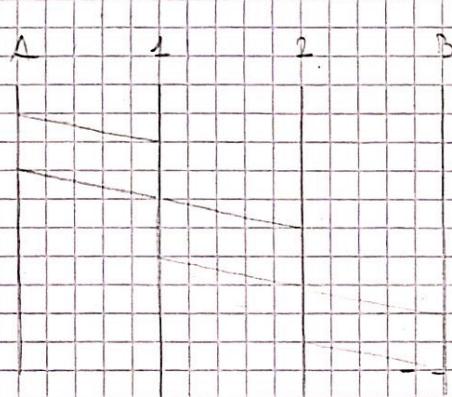
H = 18 bit

1) calcolo ritardo di trasferimento

D = 0.5 ms ritardo di propagazione

tempo di elaborazione dati inizializzazione +

tempo di accodamento trasmissione



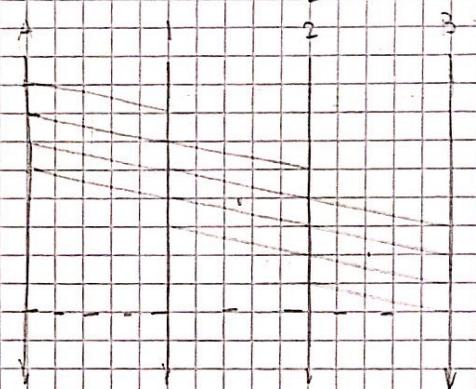
$$L = L_{max} = 800 \text{ bit}$$

$$\frac{L}{C} = \frac{800 \cdot 10^{-3}}{18} = 0.0212 \text{ s}$$

$$0.0212 \text{ s} = 21.2 \text{ ms}$$

$$2(21.2 + 0.5) = 65.1 \text{ ms}$$

2) calcolo nel caso la lunghezza massima del pacchetto viene ridotta a $\frac{1}{3} L$ (fragmentazione)



$$L_{max} = 300 \text{ bit}$$

$$2 \cdot 300 \text{ bit} + 200 \text{ bit}$$

$$2 \cdot 300 \text{ bit} + 200 \text{ bit}$$

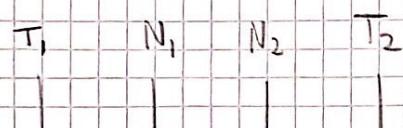
$$\frac{200 \cdot 10^{-3}}{18} = 0.0089 \text{ s} = 8.9 \text{ ms}$$

$$\frac{200 \cdot 10^{-3}}{18} = 0.0062 \text{ s} = 6.2 \text{ ms}$$

$$h \cdot (8.9) + 6.2 + 3 \cdot 0.5 = 3h \cdot 8 + 6.2 + 1.5 = 12.5$$

P. 81 n° 28

messaggio di $M = 560$ bit



$C = 6h \text{ Kbit/sec}$ capacità di trasferimento

in bit/sec

o $6h \text{ Kbit/sec} = 6h \cdot 10^3 \text{ bit/sec}$

$d = 16 \text{ ms}$ ritardo di propagazione

per trasferire a circuito (a)

ii a pacchetto (unità connessione)

(a) tempo istaurazione connessione S

tempo di attraversamento di ogni rete $t = 0.5 \text{ ms}$

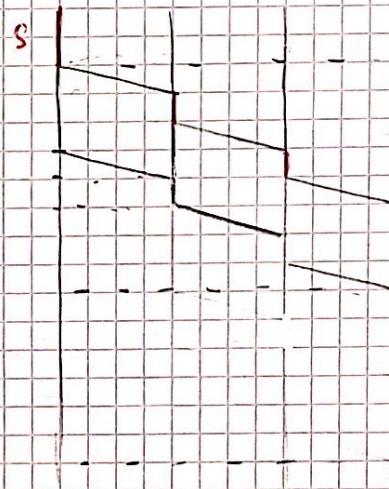
(b) $H = 10 \text{ bit}$ $R = 50 \text{ bit}$ max tempo utile

ritardo

ritardo di attraversamento trasmettita

Il ritardo di trasferimento di H nel caso (a) e (b)

(a) $T_1 \quad N \quad N \quad T_2$



$$C = 6h \text{ Kbit/sec} = 6h \cdot 10^3 \frac{\text{bit}}{\text{sec}}$$

$$= 6h \frac{\text{bit}}{\text{ms}}$$

$$\frac{M}{C} = \frac{560}{6h} = 8.75 \text{ ms}$$

$$S + \cancel{\frac{N}{C}} + 3d + 2t$$

$$= S + 3(8.75) + 3 \cdot 10 + 2(0.5)$$

$$26.25 \quad || \quad 30 \quad || \quad -1$$

$$= S + 57.25 \text{ circuito}$$

Rete a circuito non fa store and forward quindi

quindi $\frac{M}{C}$ deve calcolarlo ogni punto solo una volta

P. 71 n° 26

$$C_{LAN} = 128 \text{ kbit/s} \quad \text{capacità trasferimento}$$

G UI

L'impiego della UI (byte)

20	10	16	5	10	12	\rightarrow
0	3	5	2	10		

calcolare

1) R_m A quale attivita

Velocità binaria media

$$R_p = 16 \text{ byte/s}$$

$$16 : 1 = 12 : x \quad x = \frac{1}{12} = 0.25$$

$$T_{att} = 10s + 0.25s = 10.25s$$

$$R_m = \frac{20 + 10 + 16 + 5 + 10 + 12}{10.25} \text{ byte} = \frac{73}{10.25} = 6.25 \text{ byte/s}$$

$$\lambda = \frac{R_m}{R_p} = \frac{6.25}{16} = 0.39$$

2) numero massimo di flussi che possono essere multipletti su una linea di capacità $C_M = 1152 \text{ bit/sec}$
 soddisfare un criterio di accettazione a base banda di picco e a base banda media

(in questo caso l'utilizzazione di C_M)
 non deve superare 25 %

base
banda
di
picco

~ la capacità si ottiene

$$\left\lfloor \frac{C_M}{R_p} \right\rfloor$$

$$R_p = 16 \text{ byte/sec} = 16 \cdot 8 \text{ bit/sec} = 128 \text{ kbit/sec}$$

$$\left\lfloor \frac{1000}{128} \right\rfloor = 7.8 = 7$$

base
banda
media

$$\frac{C_M}{R_m}$$

oss: ha il vincolo (< 75 %)

~ kbyte

$$\left\lfloor \frac{1000 \times 0.75}{0.05k} \right\rfloor = [13.0] = 13$$

$$6.25 \cdot 8 \cdot 10^{-3} \text{ kbyte}$$

P. 75
(crocelte)

Velocità binaria costante $R = 8 \text{ kbit/s}$

3 ram. di una rete \rightarrow pacchetto

$$\curvearrowleft ① C_1 = 32 \text{ kbit/s}$$

$$\curvearrowleft ② C_2 = 26 \text{ kbit/s}$$

$$\curvearrowleft ③ C_3 = 32 \text{ kbit/s}$$

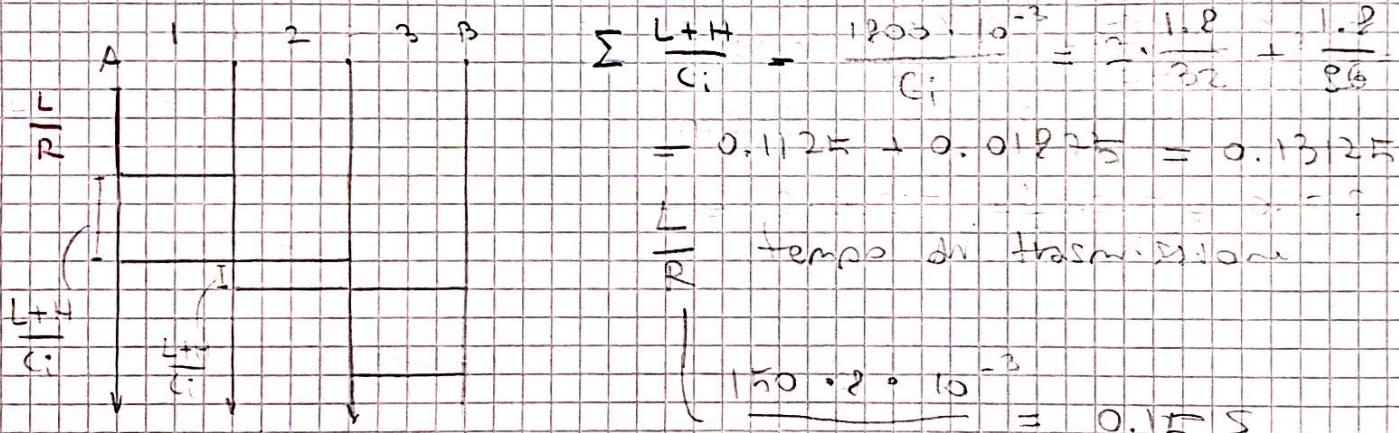
$L = 150 \text{ byte}$ campo informativo

$H = 25 \text{ byte}$ intestazione

ritardi trascurabili

- 1) calcolare i ritardi di trasferimento per i 3 canali
intervalli di tempo tra l'arrivo di un bit e quelli
di dimensione 1 \rightarrow ultimo bit

$$H + L = 25 + 150 = 175 \text{ byte} = 1400 \text{ bit}$$



$$t_{\text{tot}} = 0.15 + 0.13125 = 0.28125 \text{ s} = 281.25 \text{ ms}$$

- 2) calcolare di L per cui è minimizzato il ritardo di trasf.
 \rightarrow dat. totale bit/s

$$\frac{L}{R} = \frac{L+H}{C_1}$$

P. 15 h° 15

multiplicazione statica opera su un canale subcanale IT
organizzato in frame

durata frame 0,5 μs per frame contiene 8 IT
ogni IT contiene 10 bit

determinate

1. capacità complessiva del canale multiplo
2. numero di IT per assegnare con sovrmultiplicazione una sorgente continua che emette un ritmo binario di 35 Mbit/sic
3. numero di frametti di cui è composta la multiframe se si vuole servire una sorgente informativa continua che emette a 5,1 Mbit/sic operando una sotto-multiplicazione con assegnazione di un IT a coda di multiframe
4. numero di bit che devono essere assegnati in un IT a periodicità di frame-bin Si si vuole servire la stessa sorgente continua di cui in 3 operando una sotto-multiplicazione a frazione di slot

$$(1) C = \frac{L_{frame}}{T_{frame}} = \frac{8 \times 10 \text{ bit}}{0,5 \mu\text{s}} = \frac{80 \text{ bit}}{0,5 \times 10^{-6} \text{ s}} = \frac{16000000 \text{ bit}}{0,5 \cdot 10^{-6} \text{ s}}$$
$$= 16000000 \frac{\text{bit}}{\text{s}} = 160 \text{ Mbit/s}$$

(2) numero di IT necessari per la SOVRAMULTIPLICAZIONE si ottiene dal rapporto tra ritmo binario F della sorgente (CBR) e la capacità dei subcanali di base Cs

$$Cs = \frac{L_s}{T_{frame}} = \frac{10 \text{ bit}}{0,5 \times 10^{-6} \text{ s}} = \frac{10000000 \text{ bit}}{0,5 \cdot 10^{-6} \text{ s}} = 20000000 \frac{\text{bit}}{\text{s}}$$
$$= 20 \text{ Mbit/s} \quad L_s \text{ rappresenta dunque slot in bit}$$
$$\quad T_{frame} \text{ durata di uno frame in secondi}$$

$$n_{IT} = \left\lceil \frac{F}{Cs} \right\rceil = \left\lceil \frac{35 \text{ Mbit/sec}}{20 \text{ Mbit/sec}} \right\rceil = 2 \quad \text{bisogna assegnare il minimo numero intero di canali in modo di soddisfare il requisito della sorgente}$$

(3) operando una SOTTOMULTIPLICAZIONE a MULTFRAMA bisogna stabilire ogni quante frame deve essere assegnato l'IT per ottenere la capacità richiesto dalla sorgente considerando il rapporto tra la capacità dei subcanali di base Cs ed il ritmo binario F della sorgente (CBR)

$$n_{frame} = \left\lfloor \frac{Cs}{F} \right\rfloor = \left\lfloor \frac{20 \text{ Mbit/sec}}{5,1 \text{ Mbit/sec}} \right\rfloor = 3$$

(h) operando sottomultiplicazione a frazione di slot è necessario stabilire quanti bit si devono assegnare a ciascuno slot affinché si raggiunga il ritmo binario richiesto F

serve una porzione di slot proporzionale al ritmo binario della sorgente

$$n_{bit} = \left\lceil \frac{L_s \times F}{C_s} \right\rceil = \left\lceil \frac{10 \text{ bit} \times 5.1 \text{ Mbit/sec}}{20 \text{ Mbit/sec}} \right\rceil = \left\lceil \frac{51}{20} \right\rceil = 3 \text{ bit}$$

es strato rete 2

1. router connette 3 sottoreti
prefisso interface 223.1.12 /25

- 1 deve servire 60 interfacce
- 2 deve servire 80 ~
- 3 deve servire 12 ~

• 3 indirizzi delle 3 sottoreti

$$\Rightarrow 2^2 = 4 \text{ indirizzi } \quad /25$$

$$) 2^6 = 64 \text{ indirizzi } \quad /26$$

$$3) 2^4 = 16 \text{ indirizzi } \quad /28$$

223.1.12.0 /25

↳ (2) — 223.1.12.0 | 00000000 — 223.1.12.0 /25

↳ (1) — 223.1.12.10 | 00000000 — 223.1.12.10 /26

↳ (3) — 223.1.12.1100 | 0000 — 223.1.12.1100 /28

• intervallo di indirizzi non disponibili

$$223.1.12.122 + 16 = 223.1.12.208$$

$$256 - 208 = 48$$

↳ Host rete 3

2. sottorete con prefisso 128.119.60.64 /26

h sottoreti con lo stesso numero di indirizzi

• scrivere i prefissi delle sottoreti

128.119.60.64 /26 — 128.119.60.0|0000000 /26

1) 128.119.60.64 — ...01000000/28 2 010001111/28

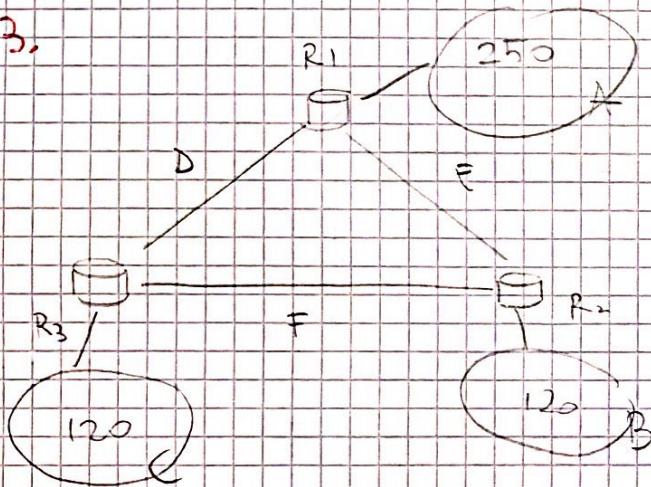
2) 128.119.60.80 — ...01010000/28 2 010011111/28

3) 128.119.60.96 — ...01100000/28 2 010100001/28

4) 128.119.60.112 — ...01110000/28 2 010110001/28

Ogni sottorete avrà $2^4 = 16$ host

3.



1) assegnare gli indirizzi alle 6 sottoreti

I primi indirizzi disponibili saranno 216.92.256.0/23

→ 216.92.1111110.00000000 /23

$2^8 = 256 \rightarrow 216.92.1111110|00000000 /24$

finisce 216.92.11111111

$2^7 = 128 \rightarrow 216.92.1111111.0|00000000 /25$

1111111.01111111 /25

$2^7 = 128 \rightarrow 216.92.1111111.1.0|00000000 /25$

11111111

p. 158 n° 61

frammento di datagramma con

H_{IP} byte = header }
 D_{IP} byte = data } \rightarrow si riduce la dimensione
della trasmis.

L byte dimensione massima }
 L byte dimensione }

vi della trasmis. \rightarrow due malfunz. \rightarrow si riduce la dimensione

1. quanti frammenti due generano i byte?

$$\frac{D_{IP}}{L - H_{IP}}$$
 frammenti

2. dimensione complessiva dei VI da trasferire utilizzando

$$H_{IP} = 10 \text{ byte}$$
$$H = 80 \text{ byte}$$
$$D_{IP} = 5200 \text{ byte}$$
$$L = 2000 \text{ byte}$$

$$\frac{5200}{2000 - 10} = 3 \text{ frammenti}$$

$$\frac{|ho|1860}{1^{\circ}} - \frac{|ho|1860}{2^{\circ}} - ho | \underbrace{5200 - 2 \cdot 1860}_{1280}$$

$$|ho|1280$$

$$\frac{H}{1^{\circ}} \frac{H_{IP}}{2^{\circ}} \frac{D_{IP}}{3^{\circ}} = 1000 \text{ byte}$$

3,820

11

1280

3^{\circ}

3,820

11

p. 161 n° 62

ROUTER interconnette due reti S₁ e S₂

S₁ - (2)-PDU H₁ byte e L₁,max byte

S₂ - (2)-DDU H₂ byte e L₂ byte (costante)

1. considerando taggamento IP da S₁ a S₂ → da trasmettere

2. → taggamento IP da S₂ a S₁ →

H₁ = 20 byte e h60 byte total length

H₂ = 20 byte e 100 byte total length

1. calcolare frammenti necessari per 1. e efficienza

2. " " per 2. e efficienza

$$H_1 = 100$$

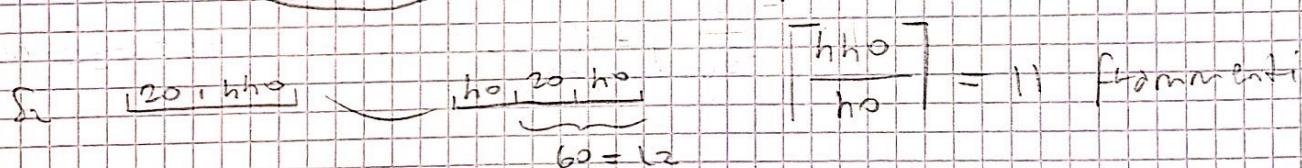
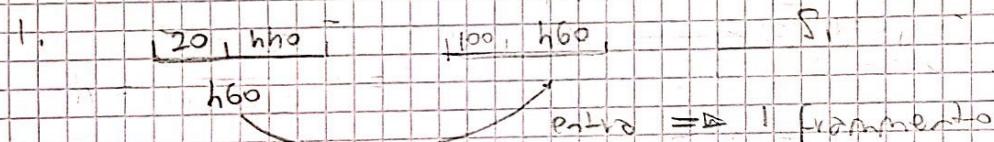
$$H_{1p} = 20 \quad D_{1p} = 100 - 20 = 80 \quad (1)$$

$$L_{1,\text{max}} = 80$$

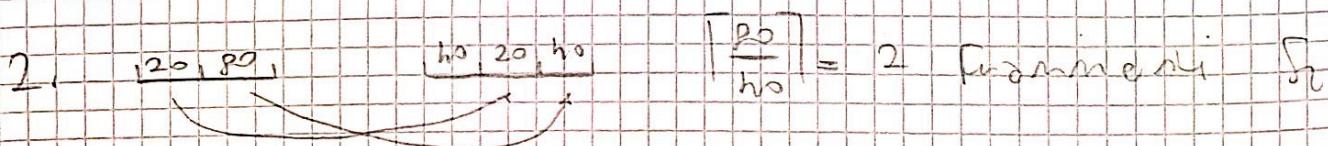
$$H_{1p} = 20 \quad D_{1p} = 100 - 20 = 80 \quad (2)$$

$$H_2 = 100$$

$$L_2 = 60$$



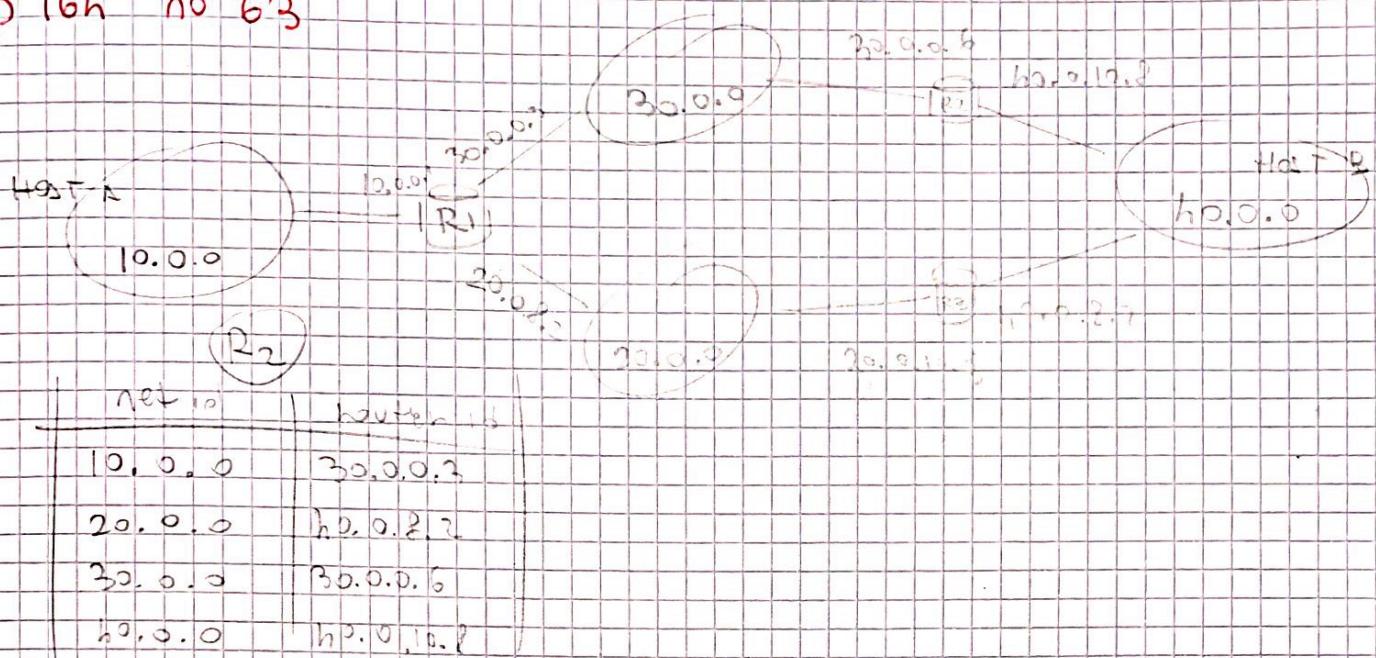
$$\bar{E} = \frac{\text{info utili}}{\text{info totali}} = \frac{h80 \text{ byte}}{11 \cdot (h80 + 60)} = \frac{h80}{1100} = 0,6$$



dal punto di vista della rete non è necessario frammentare

$$\bar{E} = \frac{80}{2(100+60)} = \frac{80}{320} = 0,25$$

P16h n° 63



R1 qualas i i novas id ppr stetopramma da A e B

30.0.0.6 oppure 30.0.0.3

P16h n° 6h

133.15.0.0/20	1
133.15.1.0/22	2
133.15.12.0/22	3
133.15.16.0/20	4
133.15.16.12/30	5

I quattro host possono essere allocazi nella sottorete 133.15.16.0/20
della porta (2)

133.15.1.0/22 \Rightarrow $32 - 22 = 10$ $2^10 = 1024$ host

2. Verificare quali porte vengono utilizzate un pacchetto con indirizzo

133.15.16.5

133.15.16.5000000000 interfaccia h
133.15.16.5000011000
133.15.16.50000101

P.167 n° 65

- 1h9.80.80.0 / 20	1
* 1h9.135.25.0 / 2h	3
215.80.56.0 / 22	2
1h9.80.96.0 / 2h	h
- 1h9.80.6h.0 / 20	5
- 1h9.80.110.0 / 23	6

(1h9.80.25.2 the port?)

1h9.80.0100 | 0111.00000111

1h9.80.0101 | 0000.00000000 no match 20

w w.01000000.00000000 match 20

w w.01101110.00000000

1. 5

2. Let's compare the previous answer appropriate

1h9.80.80.0 / 20 ~ 1h9.80.6h.0 / 20

01010000

0100|0000

/18 — 1h9.80.6h.0 / 18

p23 n°7

U lunghezza pacchetto in byte (pacchetto, 10)

H = header header

50	20	60	10	80	60	-
5.5	2	6.5	5.5	8	5.5	1

1) ritiene brevi di picco e medio tempo di servizio attivato (A)

$$\frac{1}{R_p} \quad \frac{1}{R_m}$$

tra 5.5 e 5.5 frammento 60 byte quindi 60 byte/sec

$$T_{tot} = 5.5 + 1 = 10.5$$

$$R_m = \frac{50 + 20 + 60 + 10 + 80 + 60}{10.5} \text{ byte/sec} = \frac{230}{10.5} \text{ byte/sec} = 21.85 \text{ byte/sec}$$

$$= 20.85 \text{ byte/sec}$$

$$R_p = 60 \text{ byte/sec} \quad A = \frac{R_m}{R_p} = \frac{20.85}{60} = 0.69$$

2) indicare il numero di frammenti complessivo

VI costituite da $h = 20$ byte di interazione e campo info

lunghezza variabile con massima lunghezza $L = 60$ byte

10	10	100	30	150	20	100	20	100	20	100	20
----	----	-----	----	-----	----	-----	----	-----	----	-----	----

120	10	10	120	10	20	10	20	120	10	20	10
60	120	10	10	60	20	10	20	120	10	20	60

11 frammenti

120 10 10
60 max

p. 28 n. 10

rete a circuito

$$L_{\text{loop}} = 100 \text{ bit} \quad H_{\text{loop}} = 20 \text{ bit}$$

$$L_{\text{IP}} = 120 \text{ bit} \quad H_{\text{IP}} = 10 \text{ bit}$$

$L_2 = 250 \text{ bit}$ dimensione costante del campo informativo delle UI di strato 2

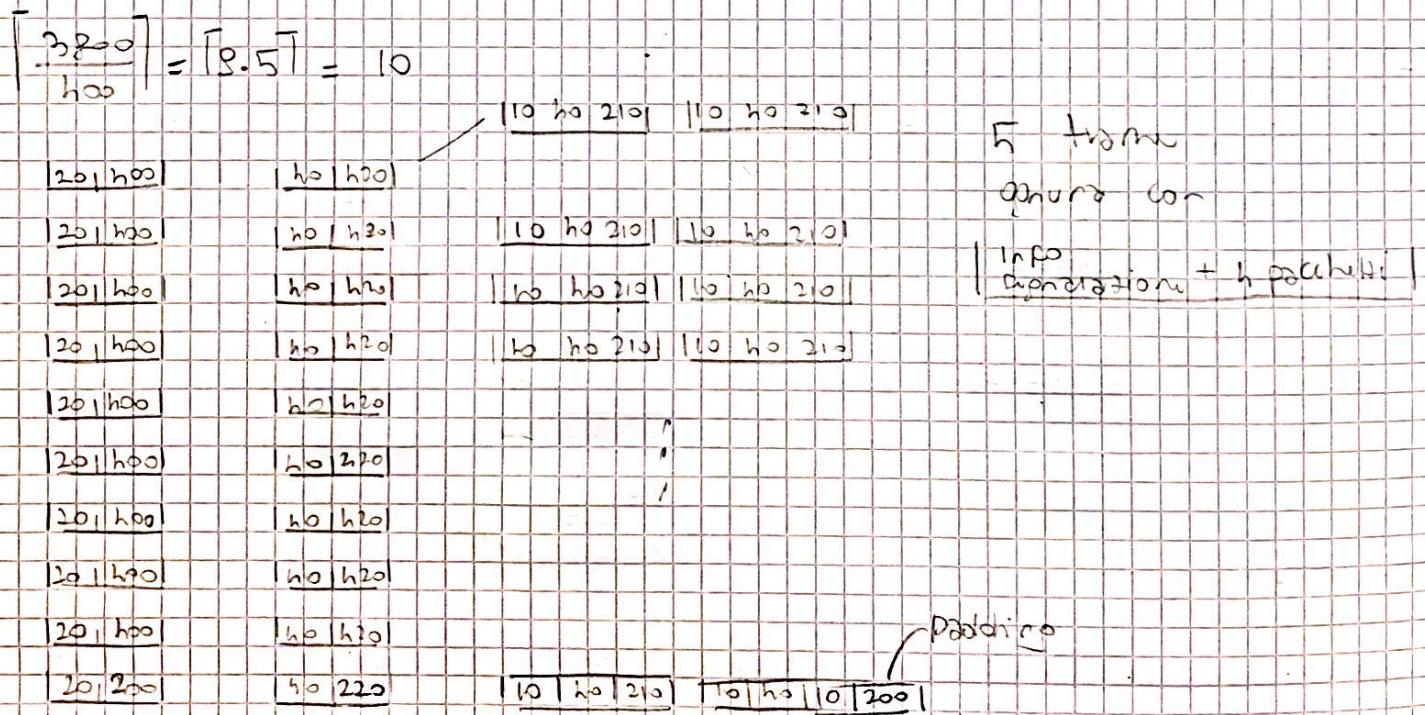
$$H_2 = 10 \text{ bit} + \text{HEADER}$$

strato 1 moltiplicazione statica con $\approx 1 - 2$ segmenti in frame ognuno di periodo 10 ms

Un IT è in grado di trasferire per intero una UI
Uno str. 5 IT alla trasmissione di trame
della info di signification di strato 2

Si vuole trasferire un file di 3800 bit

1. rappresentare le UI graficamente per il trasferimento di file



2. calcolare percentuale di extra information richiesta

$$\frac{10 \cdot 20 \text{ bit}}{200} (\text{H}_{\text{loop}})$$

$$\frac{10 \cdot 10 \text{ bit}}{100} (\text{H}_{\text{IP}})$$

600 bit

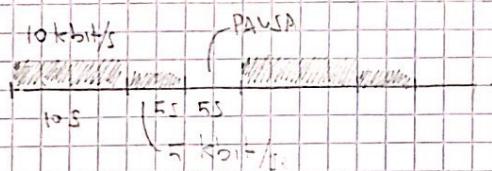
$$20 \cdot 10 \text{ bit} (\text{H}_2) + \frac{10 \cdot 10 \text{ bit}}{100} (\text{H}_{\text{IP}} \text{ extra ricevuti per fram.})$$

$$+ 200 \text{ bit} (\text{padding}) = 200 + 100 + 200 = 500 \text{ bit}$$

$$5 \cdot 260 (\text{padding}_2 = \text{UI}) = 1300 \text{ bit}$$

$$1300 + 600 + 500 = 2400$$

5. Sorgente a ritmo binario variabile (VBR) energetica

1. ritmo binario medio R_m

$$R_m = \frac{10s \cdot 10\text{kbit/s} + 5s + 5s \cdot 10\text{kbit/s}}{10s + 5s + 5s} = \frac{100 + 25}{20} \text{ kbit/s} = 12,5 \text{ kbit/s}$$

= 6,25 kbit/s

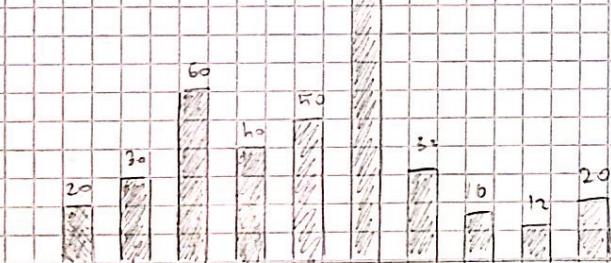
$$2. G = \frac{R_p}{R_m} \quad \begin{array}{l} \text{ritmo di picco} \\ \text{ritmo medio} \end{array}$$

$$\text{Coefficiente A} = \frac{R_m}{R_p} = \frac{6,25}{10} = 0,625 \approx 1$$

sovraccarico VBR
e capacità
tranne preoccupazioni
di sequenze

P.20

6.



bit uniformemente distribuiti nel tempo

1) det R_p , R_m

$$120 \text{ byte} = 120 \cdot 8 \text{ bit} = 960 \text{ bit}$$

$$\frac{960 \text{ bit}}{10 \text{ ms}} = 24 \text{ bit/ms}$$

$$24 \frac{\text{bit}}{\text{ms}} \cdot 1000 = 24000 \frac{\text{bit}}{\text{s}} = 24 \frac{\text{kbit}}{\text{s}}$$

$$R_p = 24 \frac{\text{kbit}}{\text{s}}$$

$$\frac{1}{\text{picco}}, R_m =$$

$$= \frac{8 \cdot 1000 \text{ bit}}{1000 \text{ ms}} = 8 \frac{\text{kbit}}{\text{s}}$$

$$8(30 + 30 + 60 + 50 + 50 + 120 + 32 + 16 + 12 + 20) \frac{\text{kbit}}{\text{s}}$$

$$= 8000 \frac{\text{kbit}}{\text{s}} = 8 \frac{\text{kbit}}{\text{s}}$$

$$2. C = 2 \text{ kbit/s} = 8 \text{ bit/ms}$$

in ms seconds 320 bit $\left(\frac{220 \text{ bit}}{10 \text{ ms}} \right)$

due dat. 11 buffer per transmission

$$20 \cdot 8 = 160 \text{ bit/ms}$$

$$30 \cdot 8 = 240 \text{ bit/ms}$$

$$60 \cdot 8 = 480 \text{ bit/ms} \rightarrow 160 - 320 = 160 \text{ bit free buffer}$$

$$10 \cdot 8 = 80 \text{ bit/ms}$$

$$50 \cdot 8 = 400 \text{ bit/ms} \rightarrow 160 + 80 = 240 \text{ bit buffer}$$

$$120 \cdot 8 = 960 \text{ bit/ms} \rightarrow 640 + 240 = 880 \text{ bit buf}$$

$$32 \cdot 8 = 256 \text{ bit/ms} \rightarrow 320 - 256 = 64$$

$$16 \cdot 8 = 128 \text{ bit/ms}$$

$$280 - 64 = 216 \text{ bit buf}$$

$$12 \cdot 8 = 96 \text{ bit/ms} \quad 320 + 128 = 192 \rightarrow 216 - 192 = 64 \text{ bit}$$

$$20 \cdot 8 = 160 \text{ bit/ms}$$

$$400 - 160 = 240 \text{ bit}$$

2) maximum memory occupied $200 \text{ bit} = 16 \text{ byte}$

dim. memory 16 byte

* (3) es lo p. 28

calcular tiempo minimo necesario a transferir file
kilobytes transcurridos

5 frame * 10 ms opn \rightarrow 50 ms

$\circlearrowleft 50 \text{ ms}$

esercizi sorgenti e moltiplicazione (WOMO)

sistema di trasmissione in banda traslata di tipo FDM che utilizza due canali di banda $W_1 \text{ MHz} = W_2 \text{ MHz}$

- nella 1^a banda modulazione h-QAM
- nella 2^a banda modulazione 16-QAM

calcolare capacità disponibili in condizioni idempiute su entrambi i canali

h-QAM

h-16QAM $\rightarrow 2 \text{ bit}$

$$C_1 = W_1 \log_2 4 = 1.$$

numero di simboli

$$C_1 = 5 \text{ MHz} \log_2 4 = 5 \text{ MHz} \cdot 2 = 10 \text{ MHz}$$

16 Q

16 simboli $\rightarrow 4 \text{ bit}$

$$C_2 = 10 \text{ MHz} \log_2 16 = 10 \text{ MHz} \cdot 4 = 40 \text{ MHz}$$

- multiplicate nel sistema delle sorgenti S di tipo ON-OFF con ritmo di picco $R_p = 500 \text{ kbit/s}$ e con coefficiente di attività $A = 0,25$

Calcolare il numero massimo di sorgenti che possono essere multiplicate, in banda modulata sul canale (1) e sul canale (2) volendo ottenere un coefficiente di utilizzazione per canale $P < 0,75$

$$A = \frac{R_m}{R_p} = 0,25 = \frac{R_m}{500 \text{ kbit/s}}$$

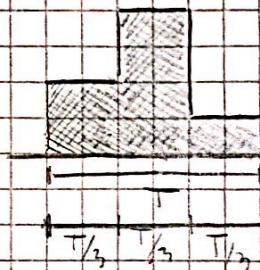
$$R_m = 500 \text{ kbit/s} \cdot 0,25 = 125 \text{ kbit/s}$$

$$N_1 \cdot R_m = 0,25 C_1 \rightarrow N_1 = \frac{0,25 C_1}{R_m} = \frac{0,25 \cdot 10000 \text{ KHz}}{125 \text{ Kbit/s}} = 60$$

$$N_2 \cdot R_m = 0,25 C_2 \rightarrow N_2 = \frac{0,25 \cdot 40000 \text{ KHz}}{125 \text{ Kbit/s}} = 240$$

sorgente digitale VBR emette durante un periodo temporale di $T = 15 \text{ s}$.

emissioni che avviene a ritmi binari che variano tra 3 valori ($R_1 = 150 \text{ kbit/s}$, $R_2 = 300 \text{ kbit/s}$
 $R_3 = 25 \text{ kbit/s}$)



Considerate che per trasmettere le informazioni il canale bisogna trasmettere un bit binario almeno equivalente al doppio della banda media della sorgente (R_m)

trasmettere questo sorgente su un canale in banda traslata in condizioni ideali di banda W con modulazione hQAM

banda W (H_2) minima per trasmettere?

$$R_m = 150 \frac{\text{kbit}}{\text{s}} \times \frac{T}{3} + 300 \frac{\text{kbit}}{\text{s}} \times \frac{1}{3} + 25 \frac{\text{kbit}}{\text{s}} \times \frac{T}{3}$$

$$= 150 \text{ kbit} \times 5 + 300 \text{ kbit} \times 5 + 25 \times 5$$

$$= 750 + 1500 + 375 = \frac{2625 \text{ kbit}}{15 \text{ s}} = 175 \frac{\text{kbit}}{\text{s}}$$

$$R_m = 175 \frac{\text{kbit}}{\text{s}}$$

QAM h \rightarrow h simboli
 simboli

$$C = W \log_2 L = 350 = W \log_2 h$$

$$R_m$$

banda

! \rightarrow si, dice il doppio

$$W = \frac{C}{\log_2 L} = \frac{350 \times 2}{2} = \frac{350}{2} = 175 \frac{\text{kbit}}{\text{s}}$$

$$= 175000 \text{ Hz}$$

Se comunque il canale multiplo avesse banda $W_m = 1 \text{ MHz}$, quante sorgenti potrebbero essere accomodate in modulazione TDM

$$N = \frac{W_m}{W} = \frac{1 \text{ MHz}}{0,175 \text{ MHz}} = 80$$

CRC

Si vuole trasmettere 101111

$$G(x) = x^2 + x + 1 \quad \text{polinomio generatore}$$

$$P(x) = x^5 + x^3 + x^2 + x + 1$$

$$\begin{array}{r} P(x) \cdot x^2 \\ \hline G(x) \end{array} \quad \text{grado del polinomio generatore } G(x)$$

$$P(x) \cdot x^2 = x^7 + x^5 + x^4 + x^3 + x^2$$

$$x = 10111100$$

$$\begin{array}{r} 101 \\ 111 \\ \hline 101 \\ 111 \\ \hline 101 \\ 111 \\ \hline 100 \\ 111 \\ \hline 110 \\ 111 \\ \hline 110 \\ 111 \\ \hline 111 \end{array}$$

esprimere in 7 bit ($\beta = 2$)

$$= 01 = R(x)$$

$$T(x) = R(x) + P(x)$$

$$\begin{array}{r} 10111100 \\ 01 \\ \hline \end{array}$$

$$T(x) = 10111101 \sim \text{quello che trasmesso}$$

Go back N

Mecanismi Go back N tra A e B

t_p ritardo di prop. = 8 ms

L lunghezza frame = 800 bit

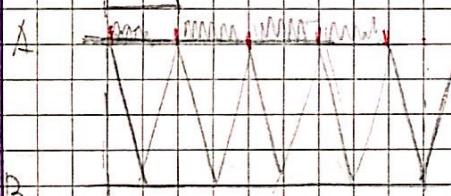
R tempo binario da A a B = 1 ms $\frac{1}{2}$ (risposta bit)

W_s finestra di emisione

formazione window

i trasmissioni in A e B
tempo stab.

- 1) valori di W_s per funz. errata fit abilità trasm.
senza salvaguardia continuità (uso di salvag.)
- 2) valori effettivi in assenza di errore fit W_s eff.



$$t_{trans} = 0,0008 \text{ s} = 0,8 \text{ ms}$$

$$\left(\left[t_p + t_{trans, \text{acc}} \right] + 1 = W_s \right) W_s = \frac{16 \text{ ms} + 0}{0,8 \text{ ms}} + 1 = 20 + 1 = 21$$

$t_{trans, \text{acc}}$

Funz. Ril. frame

continuità

$$E = \frac{t_{trans}}{t_{total}} = \frac{0,8 \times h}{0,8 \times h + 2 \times 8 \text{ ms}} = \frac{3,2}{3,2 + 16} = \frac{3,2}{20} = 0,16$$