



Esercizi

1 (36)

DURATA  $T = 5 \text{ h} = 18000 \text{ s}$

# CD-ROM = ?

$L_{CD} = 452,560 \text{ Mbyte} = 7,62048 \text{ Gbit}$

$f_s = 44 \text{ kHz}$

numero  
livelli  
di quantizzazione

$M = 65536 = 2^b \Rightarrow b = 16$

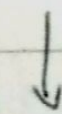
numero  
di bit

$P = f_s \cdot b \approx 702 \text{ Kbit/s} \rightarrow P_{TOT} = 2 \cdot P = 1,4 \text{ Mbit/s}$

2 canali

$L_{TOT} = P_{TOT} \cdot T(s) = 25,344 \text{ Gbit}$

numero di  
bit per  
l'intero  
concetto



# CD-ROM =  $\frac{L_{TOT}}{L_{CD}} \approx 3,325$

4 CD

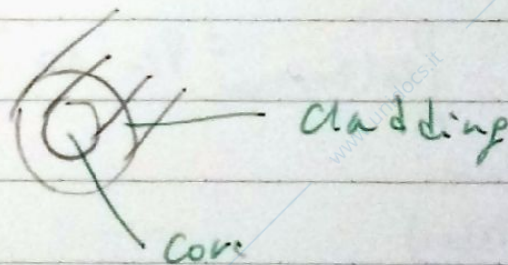
## Mezzi trasmissivi

I mezzi trasmissivi hanno una banda passante tipicamente di tipo passa-basso.

Cavi:

→ doppino: 2 cavi di rame intrecciati

→ fibra ottica: 2 cilindri di vetro concentrici con 2 indici di rifrazione diversi



i cavi

2 tipi:

Angoli  
interferiscono  
tra loro

si trovano  
a distanze  
+ corte

- fibra monomodo: solo con un

Si propaga  
per tutto

angolo (in 1 modo)  
si propaga tutta  
fibra

← - fibra multi-modo: + angolo



3

Mo	Tu	We	Th	Fr	Sa	Su
----	----	----	----	----	----	----

No. RETI DI TELE.Date 08.10.19

Differenza tra doppino e fibra

$$\alpha_{\text{FIBRA}} = 0,2 \text{ dB/km}$$

$$\alpha_{\text{DOPPIO}} = 200 \text{ dB/km}$$

$$P_{\text{RX}} = P_{\text{TX}} \times 10^{-\left(\frac{\alpha t}{10}\right)}$$

potenza  
ricevuta

potenza trasmessa

dopo 1km:

$$\hookrightarrow P_{\text{RX(FIBRA)}} = P_{\text{TX}} \cdot 10^{-0,02} = 0,95$$

$$P_{\text{RX(DOPPIO)}} = P_{\text{TX}} \cdot 10^{-20} \approx 0$$

es. (2.3. libro)

$$C = 10 \text{ Mbit/s}$$

lunghezza  $L$  del cavo occupata da un bit

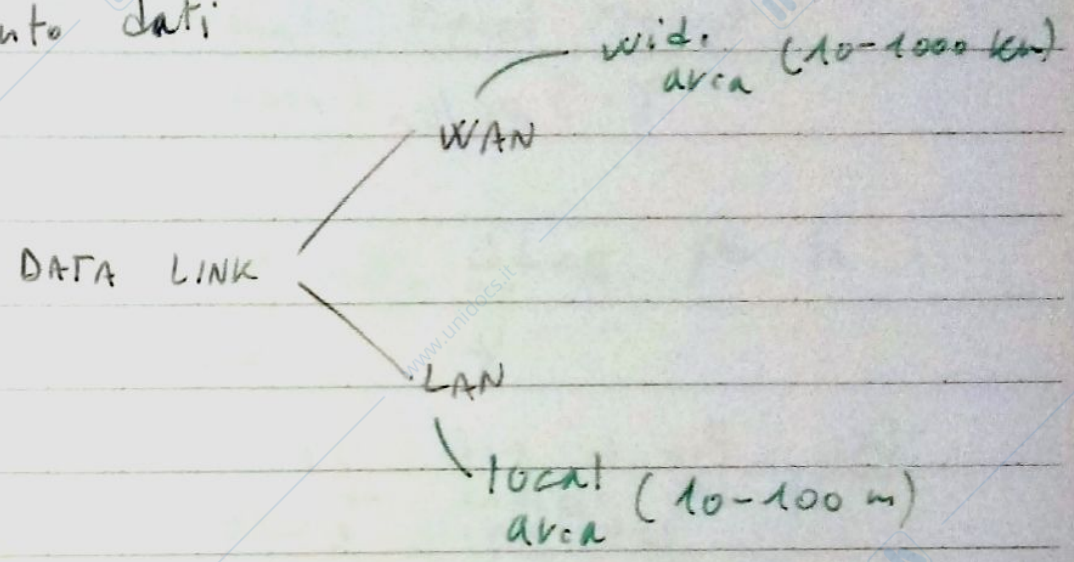
$$T_b = \frac{1 \text{ bit}}{C} = 0,1 \mu\text{s}$$

$$L = 2 \cdot 10^8 \frac{\text{m}}{\text{s}} \cdot 10^{-7} \text{ s} = 20 \text{ m}$$

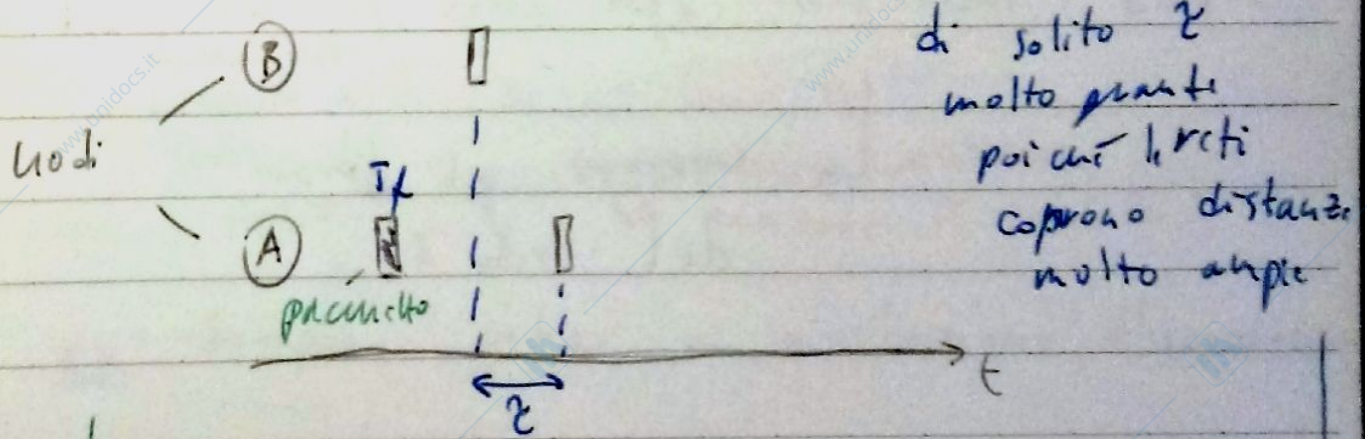
velocità

# LIVELLO 2 (PILA PROTOCOLLARE)

Il livello 2 è detto DATA LINK o collegamento dati



## Wan (reti geografiche)



l'unità informativa trasmessa tra i nodi dello stesso livello si chiama trama

Introduciamo  $a = \frac{L}{T_f}$  → di solito molto grande  
RITARDO NORMALIZZATO  $T_f$



5

No. RETI DI TELE.Date 08.10.17

Mo	<input checked="" type="checkbox"/>	We	Th	Fr	Sa	Su
----	-------------------------------------	----	----	----	----	----

05

1000 bit a 1Gbit/s

$$\hookrightarrow T_s = 1 \mu s$$

$$\tau = 5 \mu s / km \cdot 1000 = 5 ms$$

$$a = \frac{\tau}{T_s} = 5000$$

Oss. Per le reti locali sarà il contrario  $a \rightarrow 0$

Il livello 2 ha come obiettivo mascherare la "non-idealità" delle informazioni che voglio trasmettere agli altri protocollo.

$\hookrightarrow$  corregge gli errori del livello 1

# Strategie controllo di errore

- FEC → Forward error correction
- ARQ → Automatic repeat request

→ FEC : Aggiungo un codice per la correzione

→ ARQ : Aggiungo un codice per la

rivelazione di errore

in questo caso rimando il pacchetto

il codice occupa meno bit rispetto al codice di FEC

Se ci sono molti errori devo continuare a mandare il pacchetto

es. Semplice codice a rivelazione d'errore

Devo trasmettere 00

funziona solo con un errore alla volta

POSSIBILI RIVELAZIONE

00	01
10	11

in questo caso significa che ci è un errore

www.unidocs.it - Appunti e dispense per superare i tuoi esami universitari

www.unidocs.it - Appunti e dispense per superare i tuoi esami universitari



Intuiti se faccio una doppia ripetizione

Il codice mi da

000	001	011	101
100	010	110	111

faccio FEC

perché l'informazione

è 000 e 111

è molto 3 bit addizionali

per ogni bit

molto dispendioso

→ Noi usavamo ARQ

ARQ

Aspetto

la conferma che il pacchetto sia stato ricevuto correttamente

Stop and wait

Continuous ARQ

provo a continuare a mandare non sa perché cosa succedeva

→ Stop and Wait

detto di acknowledge

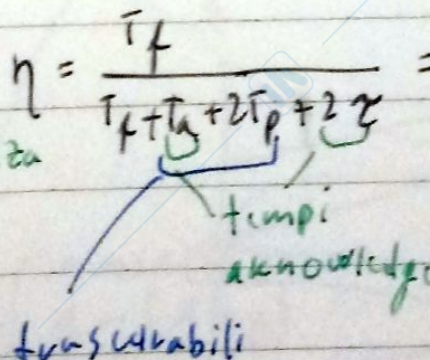
Arrivò un pacchetto che mi arriva come conferma dopo aver inviato la mia informazione.

il tempo tra i vari pacchetti di una sequenza A sarà costituito da i vari tempi del pacchetto di acknowledge

NON EFFICIENTE: diva aspettava tantissimo.

Soprattutto nelle reti propagate

efficienza  $\eta = \frac{T_f}{T_f + T_p + 2T_p + 2\tau} = \frac{T_f}{T_f + 2\tau} = \frac{1}{2 + 2a}$



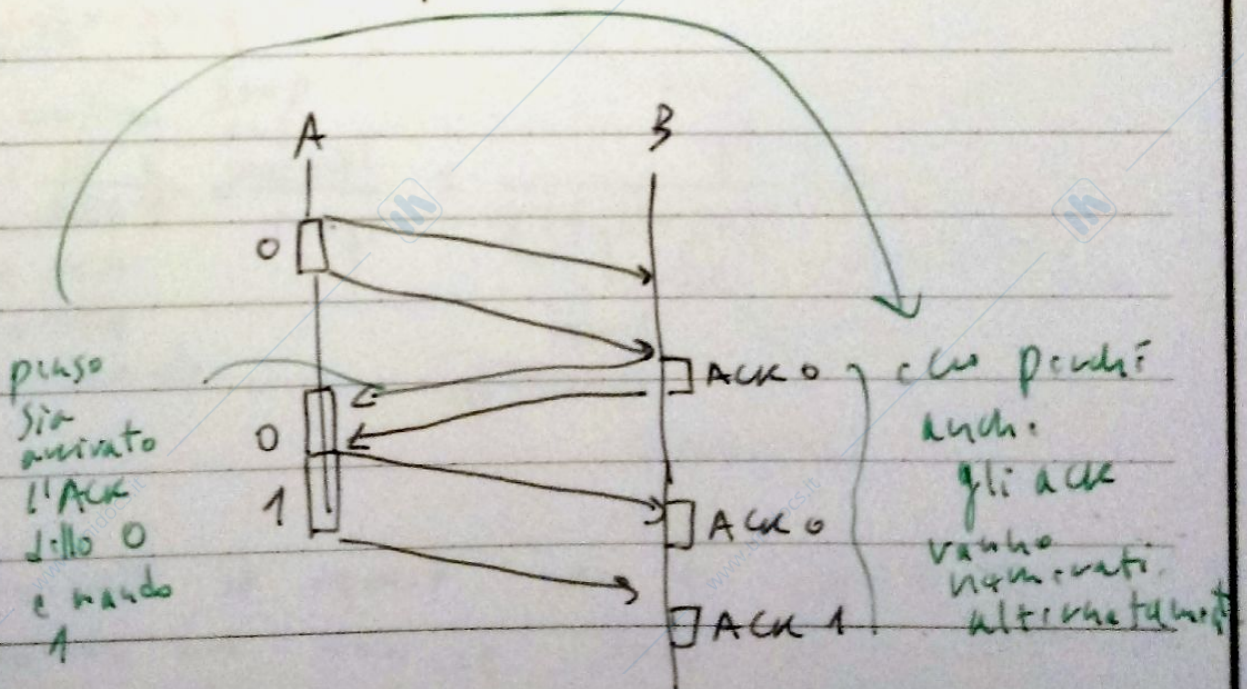
C'è bisogno di un tempo di time-out, oltre il quale se non mi arriva la risposta lo non arriva il pacchetto o si perde il

riscontro) ricevendo il pacchetto

↓  
 visto che il pacchetto di acknowledgment  
 può arrivare più tardi o perdersi  
 il riscontro di un pacchetto a  
 pacchetti alternati si alternano  
 delle denominazioni con 0 e 1

↓  
 lo frame avanzato  
 denominazione  
 101010

↓  
 Cost se arriva  
 00 se due di stat  
 per errore



Dimostrazione → Quanto vale l'efficienza in caso di errori

Supponiamo di avere:

$-p$  = probabilità bit errato

$-P$  = probabilità che sia sbagliata una trama

veggiamo trovare

$P(p)$

$P(\text{ALMENO UN BIT SBAGLIATO}) = 1 - P\{(L_f + L_b) \text{ bit senza errori}\}$

unico caso in cui non ci sia errore ma deve essere almeno uno

$\hookrightarrow P(p) = 1 - (1-p)$

www.unidocs.it - Appunti e dispense per superare i tuoi esami universitari

www.unidocs.it - Appunti e dispense per superare i tuoi esami universitari

Abbiamo poi:

$N_s$  = numero medio di tentativi per avere un successo

$$N_s = \sum_{i=1}^{\infty} i a_i$$

probabilità di successo alla  $i$ -esima trasmissione

$$a_i = (p^{i-1})(1-p)$$

non ci ha fatto  $i-1$  volte, mettiamo che ci ha fatto la  $i$ -esima otteniamo questa probabilità

$$\hookrightarrow N_s = \sum_{i=1}^{\infty} i p^{i-1} (1-p) = (1-p) \sum_{i=1}^{\infty} i p^{i-1} = \frac{1}{1-p}$$

da Serie Geometriche

$$\sum_{i=1}^{\infty} x^i = \left( \frac{1}{1-x} \right)$$

$$\hookrightarrow \frac{d}{dx} \left( \sum_{i=1}^{\infty} x^i \right) = \frac{d}{dx} \left( \frac{1}{1-x} \right)$$

$$\sum_{i=1}^{\infty} i x^{i-1} = \frac{1}{(1-x)^2}$$

$$\eta = \frac{T_f}{(N_s - 1)(T_f + T_o) + T_f + T_a + 2T_p + T_e}$$

efficienza
   
TENTATIVO FALLITO
TENTATIVO CON SUCCESSO

considerando poi il

$$T_o_{min} = T_a + 2T_p + 2e$$

$$\hookrightarrow \eta_{MAX} = \frac{1-P}{1+2a}$$

→ ARQ Continuous

Trasmetto i pacchetti senza aspettare i ricevitori, visto che quest'ultimo metodo non è efficiente (Stop and wait).

visto  $\downarrow$  che mandiamo tanti pacchetti in successione, non mi basta piú la numerazione binaria per distinguere i vari pacchetti

$\hookrightarrow$  numerazione ciclica modello N  
 $N = 2^b$

www.unidocs.it - Appunti e dispense per superare i tuoi esami universitari

www.unidocs.it - Appunti e dispense per superare i tuoi esami universitari

→ Non posso avere N troppo grandi

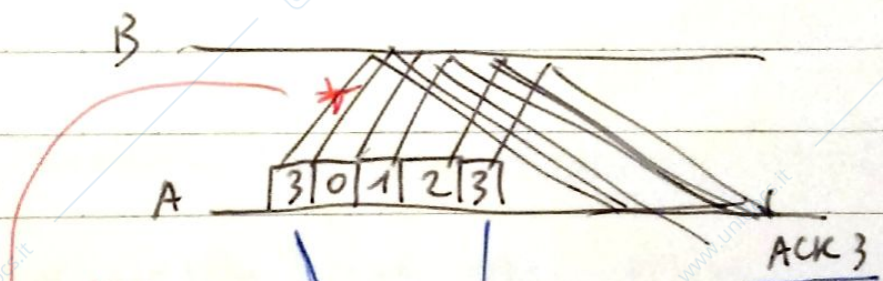
questo va aggiunto nell'header

devi occupare meno bit possibili

es. scelgo

N=4

(0, 1, 2, 3)



mettiamo che si perda il pacchetto 3

arriva ACK 3 ma di quale pacchetto?

ARRIBUITA: Non posso avere 2 pacchetti con lo stesso numero per la vite

$W \leq N$   
numero max di pacchetti emessi per cui non aspetto ilACK

www.unidocs.it - Appunti e dispense per superare i tuoi esami universitari

www.unidocs.it - Appunti e dispense per superare i tuoi esami universitari

→ Utilizziamo per avere  $W \leq N$  il  
metodo di **DOPPIA FINESTRA SCORREVOLE**

↳ **FINESTRA DI TRASMISSIONE**

$W_s =$  il numero  
di pacchetti  
che posso  
mettere  
sulla rete  
viscontro  
dell'ultimo  
pacchetto

$L_s =$  il numero dell'ultimo pacchetto  
per cui non ho ricevuto  
viscontro

Abbiamo poi una finestra di ricezione

$W_r$  completa = mi dice il numero  
di pacchetti che  
posso ricevere

ossia quando  
i pacchetti al  
livello 3 solo  
se sono in fila

fuori sequenza

→ con le 2 finestre ho un **DOPPIO BUFFER**



Mo	✓	We	Th	Fr	Sa	Su
----	---	----	----	----	----	----

La finestra  $W_s$  appena arriva 4m  
 riscontro si inverte

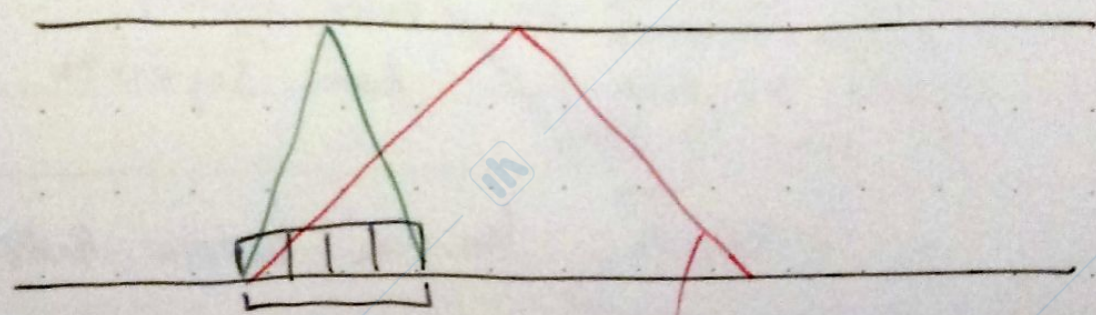
↳ problema se  
 la finestra  
 è solo di 2  
 quando arriva  
 l'ACK la finestra  
 si è già esaurita

↓  
 si dice che la finestra "strozza"  
 |  
 bisogna aspettare

per non avere strozzo:

$$W_s T_f \geq T_R + T_A + 2T$$

- più o  
 meno  
 come bello  
 stop and  
 wait



$W_s T_f$   
 ↳  
 tempo trasmissione  
 pacchetto

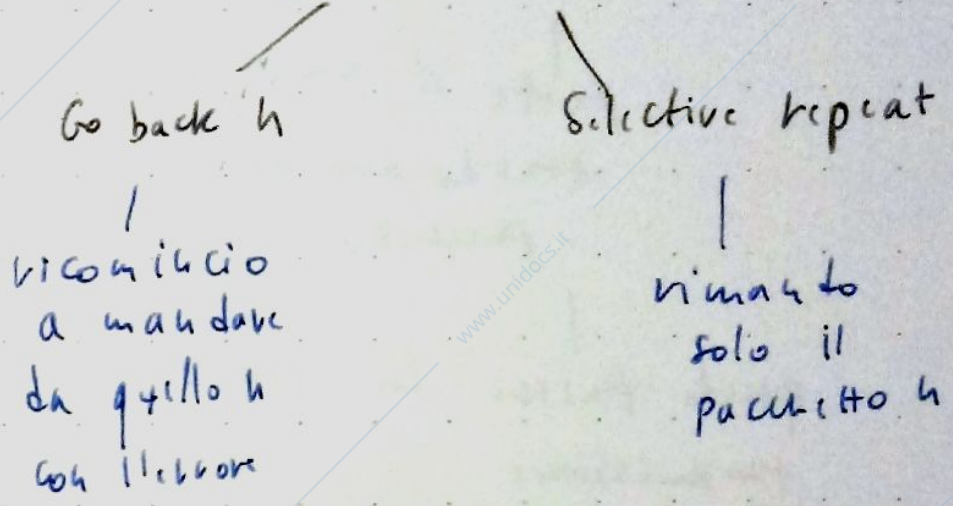
strozza

16

Mo	<del>Tu</del>	We	Th	Fr	Sa	Su
----	---------------	----	----	----	----	----

Quando c'è un errore cosa succede?

ARQ continuous



NACK = visoconto negativa della trama i

|  
 Scrive il visoconto  
 che non è arrivato  
 il pacchetto N e lo  
 dice dicendo che è  
 arrivato il pacchetto n+1

→ Go back-h

Quando un pacchetto 'h' ha un errore o non è arrivato

parte il pacchetto quando arriva il pacchetto uti

↓  
quando finisce la finestra di trasmissione

↓  
riparte a trasmettere da quello che sbaglia



1

No. RETI DI TELE.

Mo	Tu	W	Th	Fr	Sa	Su
----	----	---	----	----	----	----

Date 09.10.19

L'ACK è cumulativo rispetto a ciò che è arrivato prima

↳ Se arriva prima una di  $n$  viene mandato il NACK, se poi arriva l'ACK di  $n$  viene mandato anche l'ACK di  $n+1$

in questo modo mi proteggo dalla perdita di ACK, infatti se ricorressi lo stesso l'ACK di  $n+1$ , nel caso precedente, essendo l'ACK cumulativo significherebbe che è arrivato anche l'ACK di  $n$  (il che non è vero)

il NACK di  $n$  invece arriva appena il pacchetto  $n+1$  è stato ricevuto

↳ indica visconteo negativo della trama  $n$ , ma anche visconteo positivo fino a  $n-1$

← questo non accade ad selective repeat



Mo	Tu	W	Th	Fr	Sa	Su
----	----	---	----	----	----	----

No. 2021 DI TELE

Date 09.10.19

Nel  $60-BAEK-u$  nel buffer di ricezione  
 $W_r$  visivo solo 1 posto, poiché voglio  
 che i pacchetti siano sempre in sequenza.



altrimenti se mi arrivasse  
 $u+1$  al posto di  $u$  significa  
 che devo cambiare quindi  
 ripartire da  $u$

ps.

$$N=8 \begin{cases} W_s=7 \rightarrow (W_s \leq N-1) \\ W_r=1 \end{cases}$$

→ Selective Repeat

Anche se arrivano fuori sequenza non li butto  
 via, ma non li mando a livello 3 finché  
 non si riempie il buco che contraddistingue la  
 sequenza.

↳  $W_s = W_r = \frac{N}{2}$  poiché

$$W_s + W_r > N$$

genera ambiguità



3

No. RETI DI TELE.

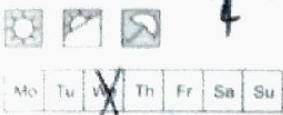
Mo	Tu	W	Th	Fr	Sa	Su
----	----	---	----	----	----	----

Date 09.10.19

Se c'è un errore al pacchetto è continto ad occupare la finestra di ricezione e quando compare il NACK di  $n$ , quando mi rimane solo il buco dedicato ad  $n$  in  $W_r$ , rimanendo il pacchetto  $n$  e poi gli ACK riprendono in modo cumulativo (ossia  $n + \text{pacchetti messi in ricezione} + 1$ )

↳ si ricorda che la finestra di ricezione rimane bloccata in quel modo finché non viene l'ACK di  $n$

quindi se si utilizza ancora un errore dopo aver mandato  $n$  non vede avanti perché la finestra non può scorrere



Il caso si complica se arriva anche, 4h TIME-OUT

↳ perché  $n$  è non vicino l'ACK di  $n-1$

perché supera il time-out

$n-1$  è stato ricevuto  
ma non l'ACK  
 $n-1$  nella  
finestra  $W_r$

↓  
quando arriva il NACK di  $n$

dopo aver ricevuto l'ACK di  $n+1$

rimando  $n$

ACK  
cumulativo

il che significa  
che anche  
 $n-1$  è stato  
ricevuto

e poi comincia a rimandare

i pacchetti finché non  
si ricompa la finestra

4h

Se viene

rimandato

$n-1$  per

l'arrivo del

time-out

— ma questo viene scartato

perché ricevuto l'ACK di

3 la finestra scorre

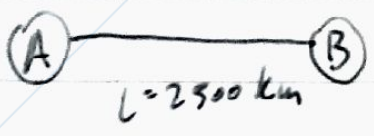
anche perché  $n-1$

l'abbiamo in realtà

(ricevuto)

Esercizi

1 (es. 1 Appello 30-a parte-2004)



$\tau = 5 \mu s / km$   
↓

$\tau_L = 12,5 ms$

$C = 20 + 8 \text{ kbit/s}$

$L_a = 40 \text{ byte} = 320 \text{ bit}$

$L_{frame} = 1540 \text{ byte} = 12320 \text{ bit}$   
(1500 + 40)

↓  
header

$T_p = \emptyset$

$L_i = 10000 \text{ byte}$

Trama

# TRAMA =  $\left\lceil \frac{10000}{1500} \right\rceil = 7$

di cui

6 · 1500 byte

1 · 1000 byte

↓  
 $T_{frame} = \frac{L_{frame}}{C} = 6,02 \mu s$

↓  
 $T_{LASE} = \frac{L_{LASE}}{C} = 4,07 \mu s$   
 $(1000 + 40) \cdot 8$

$T_a = \frac{L_a}{C} = 156 \mu s$

tempo trasmissione  
acknowledge



6

Mo	Tu	W	Th	Fr	Sa	Su
----	----	---	----	----	----	----

No. RETI DI TELE.Date 09.10.19

$$T_{\text{TRASF (Stop and wait)}} = 6 (T_{\text{prop}} + T_a + 2\tau) + L_T / C_{\text{eff}} + T_a + 2\tau = 216,2 \mu\text{s}$$

→ Throughput (THR)

$$\text{THR} = \frac{L_T (\text{bit})}{T_{\text{TRASF (stop and wait)}}$$

quantità di dati scambiati

tempo impiegato a trasferirli

Il throughput è la capacità di sfruttamento utilizzo.

↳ C è un valore max

$$\hookrightarrow \text{THR} = \frac{8 \cdot 10000}{216,2} = 0,37 \text{ Mbit/s}$$

non conto l'header di solito

$$C \cong 2 \text{ Mbit/s} \quad \text{vs} \quad \text{THR} = 0,37 \text{ Mbit/s}$$

! nello stop and wait perdo molta della capacità ad aspettare

$$\eta = \frac{IHR}{C} = \frac{0,37}{2,049} = 0,181$$

efficienza

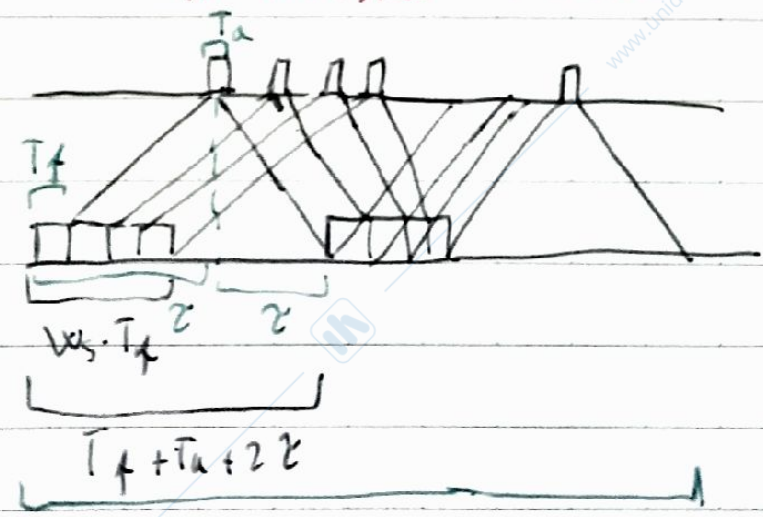
→  $W_s = 4, W_r = 1, T_0 = 40 \text{ ms}$

•  $W_s \cdot T_p = 4 \times 6,02 = 24,08 \text{ ms}$

•  $T_p + T_a + 2\tau = 6,02 + 25 + 0,156 = 31,176 \text{ ms}$

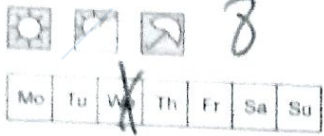
↳  $W_s \cdot T_p < T_p + T_a + 2\tau$

↓  
la finestra stozza



$T_{\text{transf}} (\text{Go-back-}n)$

$$T_{\text{transf}} (\text{Go-back-}n) = T_p + \tau + T_a + \tau + 2T_p + T_{\text{last}} + 2\tau + T_a = 72,44 \text{ ms}$$

No. RETI DI TELE.Date 09.10.19

$$\rightarrow \text{THR} = \frac{10000 \times 8}{72,44} = 1,10 \text{ Mbit/s}$$

↳ posso aumentarlo aumentando  
la finestra  $W_s$

così non strozza

$$\eta = \frac{\text{THR}}{c} = 0,539$$

Go-back-n

Per calcolare la dimensione ottima di  
 $W_s$  dobbiamo considerare che:

$$W_s T_f \gg T_p + 2\tau + T_a$$

$$\rightarrow W_s > 6$$