

# Indirizzo MAC

giovedì 10 febbraio 2022 15:07

## LAN

LAN è l'acronimo di local area network e serve per connettere dispositivi in aree limitate alle decine di metri o poche centinaia. Hanno un basso tasso di errore e sono spesso gestite da una organizzazione.

Le LAN possono essere

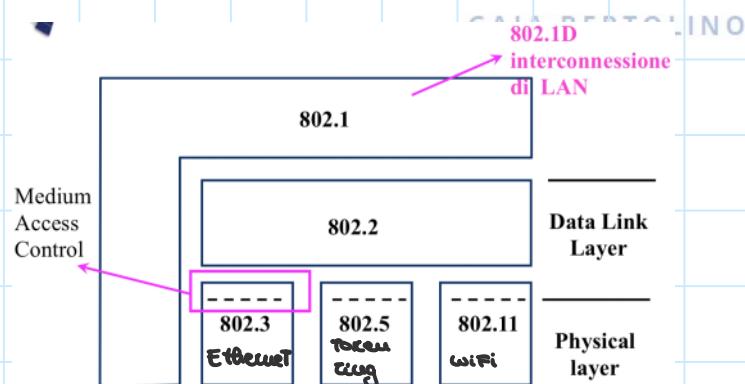
- ad alta velocità
- Commutate (switched LAN)
- virtuali (VLAN) → topologia logica separata da quella fisica  
↳ diversa dalla VPN
- ATM LAN
- Wireless LAN (w-LAN)



## APPUNTI DI INGEGNERIA

### INFORMATICA

#### Schemi della standardizzazione



## PROGETTAZIONE

In un progetto bisogna definire

- Sistemi di comunicazione → tecnologie
- Topologia → disposizione dei dispositivi

• Topologia → disposizione dei dispositivi

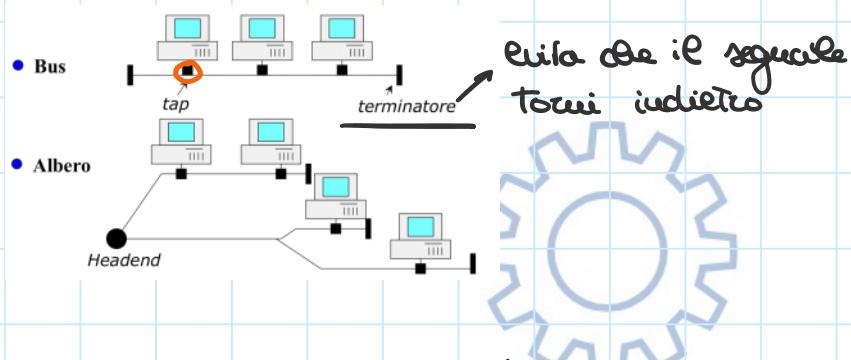
- Protocollo di accesso → accesso alle risorse esclusiva o no

es. Accesso: controllo di token

Mezzi: doppio, cavo coassiale

Topologia: maglia, stella

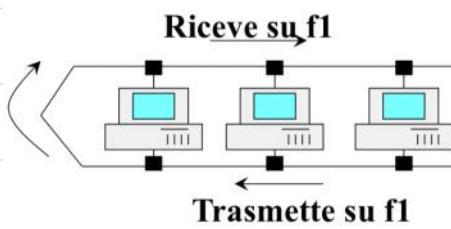
## Topologie



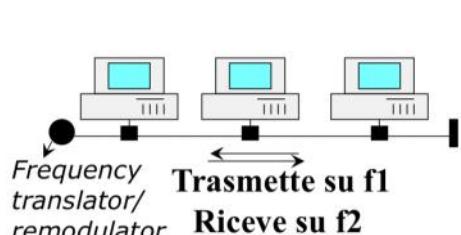
**BUS** → interazione completa bidirezionale dove però si possono verificare collisioni e ascolti

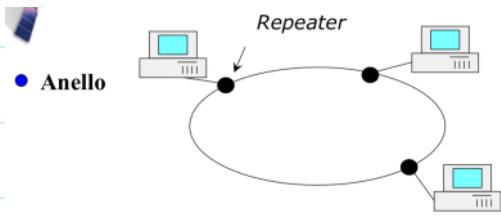
Soltanamente le topologie a bus sono implementate attraverso cavo coassiale in modalità unidirezionale bidirezionale su due frequenze diverse

Configurazione duale

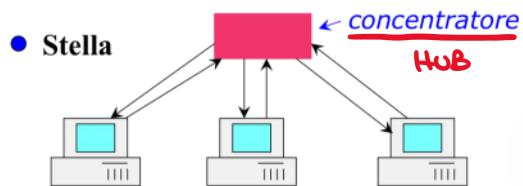


Configurazione split





**STELLA** → I collegamenti sono punto-punto. Solitamente un nodo invia il messaggio (ha il token) e gli altri aspettano in attesa di poter avere il token per poter utilizzare la rete.



**STELLA** → L'Hub svolge funzioni di ripetitore e concentratore.

Ciò vuol dire che tutti i nodi possono ricevere trasmissioni da altri nodi.

Stella diffusa → L'hub invia il segnale verso tutti i nodi oppure non verifica gli indirizzi MAC

stella non diffusa → detto switch, individua gruppi o coppie di comunicatori verificando gli indirizzi MAC

## INDIRIZZAMENTO

Le trasmissioni sono divise in trame.

Ogni stazione ha un indirizzo MAC associato alla scheda di rete.

Ciò permette di risolvere problemi di collisioni nelle ricezione.

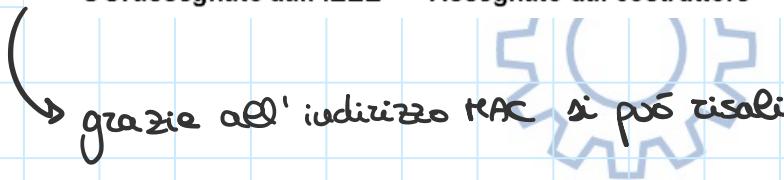
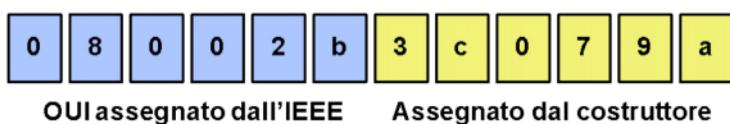
Tutti gli stazioni leggono l'indirizzo e valutano se l'informazione è indirizzata a loro o meno.

Indirizzi LAN/MAC /fisici sono simili e solitamente sono a 48 bit e cablati nelle porte delle schede di rete.

## Indirizzo MAC

Si compongono di due parti grandi 3 Byte ciascuna:

- I tre byte più significativi indicano il lotto di indirizzi acquistato dal costruttore della scheda, detto anche *vendor code* o *OUI (Organization Unique Identifier)*.
- I tre meno significativi sono una numerazione progressiva decisa dal costruttore



Gli indirizzi MAC sono di tre tipi:

- **single** → singola stazione
- **multicast** → di un gruppo di stazioni
- **broadcast** → di tutte le stazioni

**ICMP (Internet control message protocol)** → protocollo di servizio per reti a pacchetto che si occupa di trasmettere info riguardo malfunzionamenti, informazioni di controllo o messaggi.  
Solitamente è incapsulato nell'IP

# Esercitazione 1

giovedì 10 febbraio 2022 16:53



E01 -  
Esercizio -...

CORSO DI FONDAMENTI RETI DI TELECOMUNICAZIONI

## Esercizio Stop&Wait →

Venne mandato un  
frame e si  
aspetta l'ack

Due stazioni (A,B) vogliono scambiare un flusso dati di 2Mbit. In particolare, la sorgente A mette a disposizione di una destinazione B i dati. Il collegamento tra le due stazioni è diretto attraverso un collegamento ethernet. Il canale è asimmetrico e offre le seguenti caratteristiche:

- $C(A,B) = 800 \text{ Kbps}$
- $C(B,A) = 400 \text{ Kbps}$

La distanza tra i due Host è di 1Km, la velocità del mezzo trasmisivo è di  $2 \times 10^8 \text{ m/s}$ .

La PDU di livello 3 è di 1500 Byte. Refe

o protocol data unit

I nodi impiegheranno per elaborare la trama un tempo pari ad 1 ms; si consideri, inoltre, la capacità dei buffer (in trasmissione e in ricezione)  $\infty$ . Considerare che, la dimensione minima della trama di livello collegamento sarà pari alla dimensione dell'Header.

Gli Header dei livelli interessati alla trasmissione del flusso sono i seguenti:

- 20 Byte di livello trasporto;
- 20 Byte di livello Network; RETE
- 26 (22+4) Byte di livello collegamento; COLLEGAMENTO

Supponendo di voler utilizzare il protocollo Stop&Wait per inviare le trame tra i due host, rispondere ai seguenti quesiti:

1. Calcolare la dimensione Totale della trama Ethernet;
2. Calcolare il tempo di ciclo;
3. Calcolare il timeout sapendo che esso è il doppio del Tempo di ciclo;
4. Calcolare la durata della trasmissione dell'intero flusso.

DATALINK { Ethernet  
LAN  
Wireless



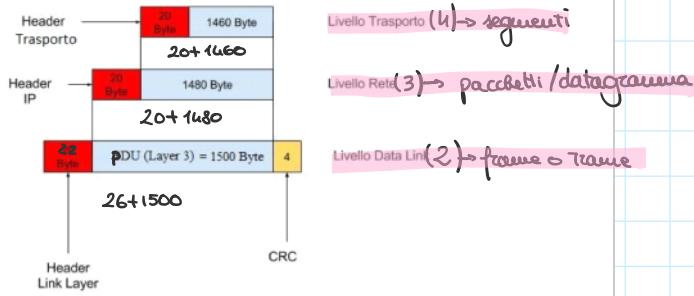
INGEGNERIA  
ATICA

GAIA BERTOLINO

Dispense a cura del gruppo di Telecomunicazioni (CultureLab) - Università della Calabria - DIME.

## Quesito (1)

Per rispondere al primo quesito è sufficiente considerare il riferimento fornito, ovvero che la dimensione della PDU Layer 3 è di 1500 Byte.

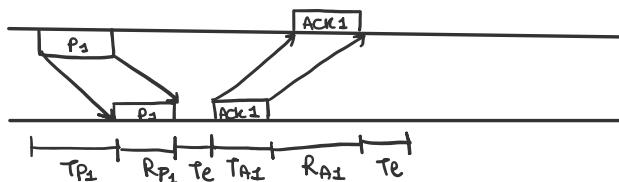


Dalla Figura mostrata, è facile calcolare che la dimensione totale della trama ethernet è di 1526 Byte.

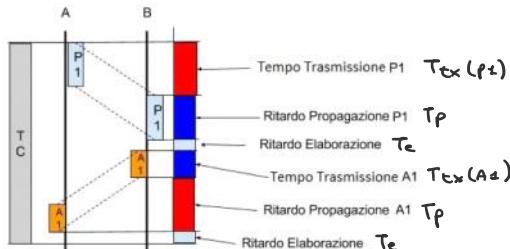
## Quesito(2)

Per calcolare il Tempo di ciclo relativo all'invio di una trama si dovrà procedere seguendo i seguenti passi.

Passo 1. Identificare il diagramma di sequenza. In questo caso il diagramma è molto semplice in quanto sono coinvolte solo due stazioni. Vediamo nel disegno che segue come si realizza.



Dispense a cura del gruppo di Telecomunicazioni (CultureLab) - Università della Calabria - DIMES.



Dal diagramma è facile intuire che il **Tempo di Ciclo** è dato dalla somma delle componenti del ritardo accumulato durante il fragitto dal pacchetto e dal suo ack.

$$T_C = T_p + T_{tx(P_1)} + T_e + T_{tx(A_1)} + T_p + T_e$$

Dalla formula precedente è possibile effettuare delle considerazioni:

- Essendo i nodi fissi, la distanza tra i nodi non varia, il mezzo rimane invariato e quindi possibile dedurre che il **Ritardo di propagazione** può essere considerato costante. Esso è quindi calcolabile come:

$$T_p = \frac{d}{v} = \frac{1000}{2 \times 10^8} = 5 \times 10^{-9} [s]$$

- Il tempo di trasmissione, invece, è un ritardo che è variabile e dipende dalla capacità del link a disposizione della trasmissione e dalla dimensione della trama. Nel nostro caso la capacità del link rimane costante ed è quindi possibile calcolare il ritardo come una costante. Di conseguenza il ritardo di trasmissione sarà calcolabile come mostrato di seguito:

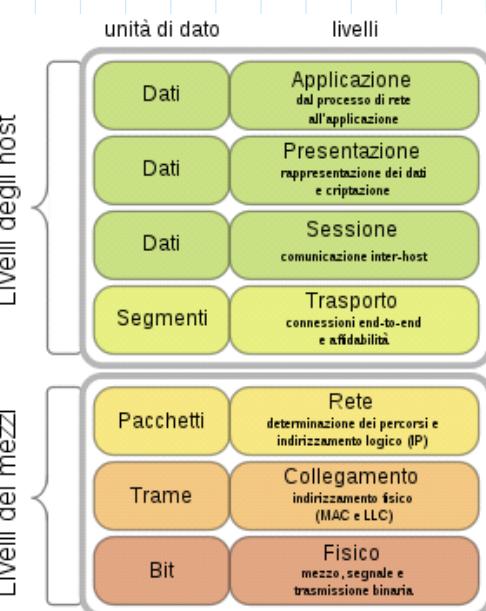
$$T_{tx(P_1)} = \frac{L + H}{C(A, B)} = \frac{1526 * 8}{800000} = 0,01526 [s]$$

(\* L è la dimensione del SDU di livello Rete e H è la dimensione del Header di livello collegamento)

- Dall'assunzione fatta nella traccia, la dimensione minima della trama di livello collegamento è pari alla dimensione dell'Header. In questo caso la nostra lunghezza minima della trama, che sarà quella dell'ACK, è di 26 Byte. Di conseguenza il ritardo di trasmissione dell'ACK è pari a:

$$T_{tx(A_1)} = \frac{H}{C(B, A)} = \frac{26 * 8}{400000} = 0,00052 [s]$$

Dispense a cura del gruppo di Telecomunicazioni (CultureLab) - Università della Calabria - DIMES.



$$T_C = 2 \cdot T_e + T_{p1} + R_{p1} + T_{A1} + R_{A2}$$

**Tempo di ciclo** → tempo necessario ad invio di dati e ricezione dell'ACK.

Nel caso dell'alfabetico stop & wait si ha:

- un ritardo iniziale  $T_e$  di elaborazione del pauro segnale
- un ritardo di propagazione del segnale  $T_p$
- un tempo di trasmissione del segnale  $T_{tx(I)}$
- un tempo di elaborazione  $T_e$  del segnale ricevuto
- un ritardo di propagazione dell'ACK  $T_p$
- un tempo di trasmissione  $T_{tx(O)}$

Se  $T_e$  non è indicato allora si trascura.

Il tempo di ciclo sarà:

$$\begin{aligned} T_{tot} &= T_e + T_p + T_{tx(I)} + T_e + T_p + T_{tx(O)} = \\ &= 2T_e + 2T_p + T_{tx(I)} + T_{tx(O)} \end{aligned}$$

Si ha che:

- $T_e$  è dato o trascurato

$$T_p = \frac{d}{v} \quad \text{in } \mu\text{s} = s$$

$$T_{tx} = \frac{L}{C(x,y)} \quad \text{bit} = s$$

Possiamo quindi adesso calcolare il Tempo di ciclo come:

$$T_c = \underbrace{2 \cdot T_p}_{2Tp} + \underbrace{2 \cdot T_e}_{2Te} + \underbrace{T_{R(p_3)}}_{T_R(A_1)} + \underbrace{T_{R(A_1)}}_{Quesito(3)}$$

Il terzo punto richiede il calcolo del Timeout, che sarà pari a 2 volte il tempo di ciclo.

$$T_o = 2 \times T_c = 0,03556[s]$$

## Quesito(4)

Per calcolare questo punto dobbiamo considerare la dimensione del segmento a livello trasporto. Questo perché i dati generati dai livelli più alti dovranno essere segmentati dal protocollo di livello trasporto. Questa procedura è effettuata considerando la dimensione massima del segmento (MSS) che nel nostro caso:

$$MSS = 1500 - 20 - 20 = 1460[Byte]$$

Dove i 1500 sono i byte del PDU di livello rete, mentre i 20+20 sono gli header di livello rete e livello trasporto:

$$\begin{aligned} n &= \frac{2000000}{1460 * 8} = \lceil 171,223 \rceil = 172 \\ \text{payload} &= 172 \end{aligned}$$

La durata della trasmissione complessiva sarà data dalla seguente equazione:

$$D = n \times T_c = 172 \times 0,017785 = 3,05902[s]$$

Dispense a cura del gruppo di Telecomunicazioni (CultureLab) - Università della Calabria - DIMEs.

## Canale con Perdite

In questa variante vedremo come cambia il comportamento del protocollo nel momento in cui il canale non permette il giusto invio dei pacchetti. Partendo dai dati precedenti, supponiamo ora che il canale si comporti nel seguente modo:



Nel periodo di ON tutti i pacchetti inviati sul canale non subiranno perdite, mentre nel periodo di OFF tutte le trasmissioni non saranno possibili.

- $t_{(s,OFF)} = 2sec$  Tempo di start dello stato di OFF del canale;
- $t_{(e,OFF)} = 3sec$  Tempo di end dello stato di OFF del canale;

Vediamo ora come procedere per calcolare la durata complessiva della trasmissione. Il primo passo è vedere quante trame riusciremo a trasmettere nel periodo di ON. Per farlo basta calcolare la seguente equazione:

$$\begin{aligned} x \times T_c &\leq T_{ON} \\ x &\leq \frac{T_{ON}}{T_c} \\ x &\leq \frac{2}{0,017785} = 111,82 \\ x &= [111,82] = 111 \end{aligned}$$

Il pacchetto con id = 111 sarà l'ultimo pacchetto inviato correttamente; la trasmissione del pacchetto 112 invece cadrà nel periodo in cui il canale non permette trasmissioni, quindi dobbiamo calcolare quando la trasmissione del pacchetto 111 termina. In questo istante partirà il Tempo di ciclo del pacchetto 112, che non terminerà a causa dello stato del canale, di conseguenza scatterà il primo Timeout.

$$t(112)_{NOK} = 111 \times T_c = 111 \times 0,017785 = 1,9741[s]$$

A partire da questo istante ( $t = 1,9741$ ) il pacchetto 112 non potrà completare il proprio ciclo di trasmissione fintanto che il canale rimane nello stato di OFF. Calcoliamo quindi quante ritrasmissioni sono necessarie per raggiungere il primo ciclo di invio che andrà a buon fine. Il ragionamento è simile al precedente.

$$t_{OFF} = t_{(e,OFF)} - t = 3 - 1,9741 = 1,025865[s]$$

Dobbiamo quindi verificare quante ritrasmissioni entrano in questo periodo  $\rightarrow$  intervallo di off

Dispense a cura del gruppo di Telecomunicazioni (CultureLab) - Università della Calabria - DIMEs.

Il tempo di timeout è il tempo massimo di attesa di una risposta (che deve arrivare prima della sua scadenza).

Il tempo di timeout è dato dalla Traccia.

La durata di trasmissione dell'intero flusso

si basa sulla dimensione del dato da mandare.

È importante dunque quel è la dimensione del payload del segmento (livello di trasporto) perché mi serve per capire in quanti pacchetti bisogna dividere il dato.

La durata della trasmissione è data dal tempo di ciclo per il numero di pacchetti da mandare



Nel caso di un canale con funzionamento a intermittenza si procede nel seguente modo:

1) Si calcolano gli x pacchetti che si riescono a mandare nel tempo  $T_{ON}$

$$x \cdot T_c \leq T_{ON}$$

2) Si calcola quando termina il pacchetto x e si vuole provare a mandare il pacchetto  $x+1$

3) Si vede quanto dura il tempo di  $T_{OFF}$

4) Si calcola quante volte viene mandato il pacchetto  $x+1$  (fallendo)

$$y \cdot T_{OFF} \geq T_{OFF}$$

5) Si ottiene il tempo in cui ricomincia l'invio corretto del pacchetto

6) Si calcola la durata complessiva di trasmissione come

$$D = (u-x) T_c + y \cdot T_{OFF} + x \cdot T_c = u \cdot T_c + y \cdot T_{OFF}$$

$$y = \lceil \frac{t_{OFF}}{T_o} \rceil = \lceil \frac{1,025865}{0,03556} \rceil = \lceil 28,88 \rceil = 29$$

quindi sono necessari 29 timeout affinché si possa ritrasmettere il pacchetto in modo corretto. Quindi il pacchetto 112 sarà trasmesso 29 volte male e 1 volta correttamente. La trasmissione corretta del pacchetto 112 avverrà all'istante

$$t(112)_{OK} = 1,9741 + y \times T_o = 1,9741 + 1,03124 = 3,00534[s]$$

La durata complessiva della trasmissione sarà quindi calcolata con la formula seguente  
 $D = (n - x) \times T_c + y \times T_o + (x \times T_c) = (n - x + x) \times T_c + y \times T_o = n \times T_c + y \times T_o$   
 $D = 172 \times T_c + 29 \times T_o = 3,05902 + 1,03124 = 4,09026[s]$

Dispense a cura del gruppo di Telecomunicazioni (CultureLab) - Università della Calabria - DIMES.



## Riscontri cumulativi → nei riscontri cumulativi si riceve un

ack per tutta una finestra.

Ciò tuttavia causa una velocità maggiore di risposta ma, essendo utilizzato l'ack del frame finale si ha un rallentamento del tempo di ciclo.

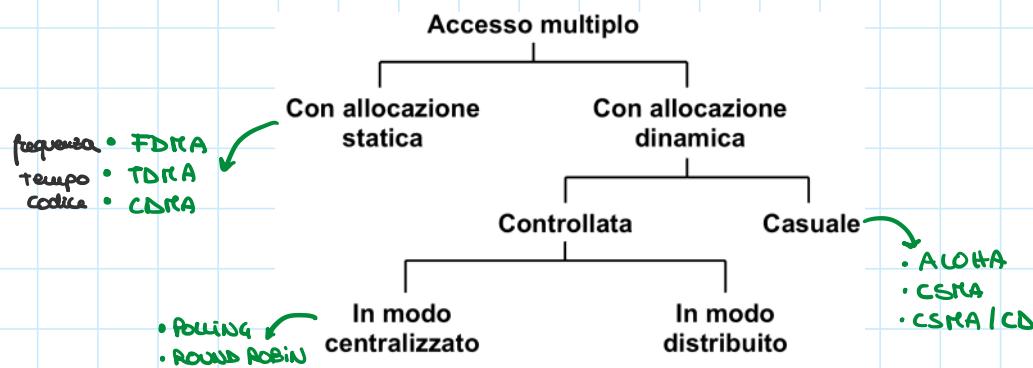
## Tecniche di accesso

giovedì 10 febbraio 2022 19:03

I protocolli di accesso servono a regolare e rendere esclusivi gli accessi a mezzi ad accesso multiplo.

In caso di collisione è necessario bufferizzare i dati per evitare che si perdano.

In particolare le tecniche sono così classificate:



### ALLOCAZIONE STATICÀ

#### TDRA (Time division multiple access)

L'accesso al canale è a turno ed ad ogni slot è associato uno slot di durata fissa ad ogni turno.

#### FDRA (Frequency division multiple access)

Lo spettro è diviso in sottopartiti di frequenza diversa ed ad ogni slot è assegnata una sottofrequenza fissa.

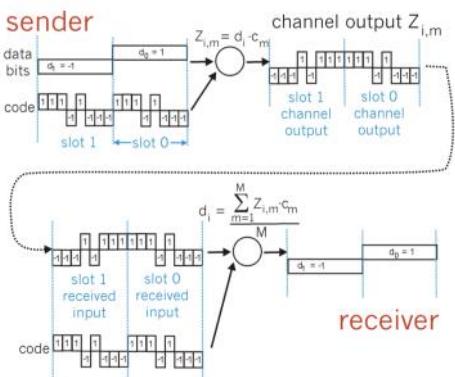
#### CDRA (Code division multiple access)

Ogni utente ha un codice e tutti gli utenti usano la stessa frequenza codificando i dati attraverso il proprio codice.

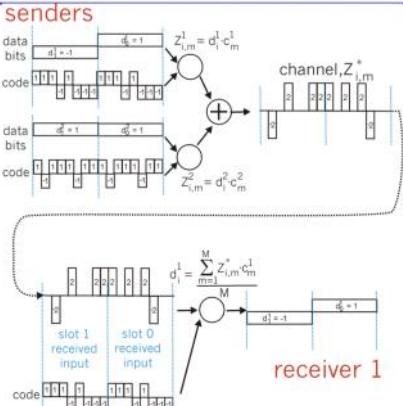
Se i codici sono "ortogonali" l'interferenza fra segnali è minima.

APPUNTI DI INGEGNERIA  
INFORMATICA

## CDMA Codifica/Decodifica



## CDMA: interferenza di 2 utenti



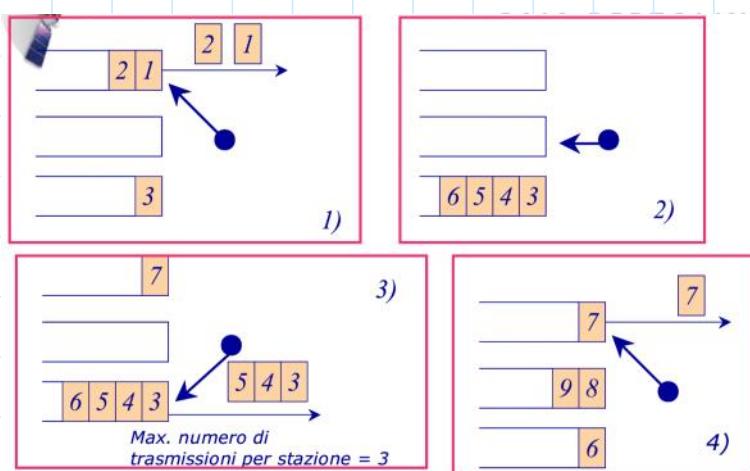
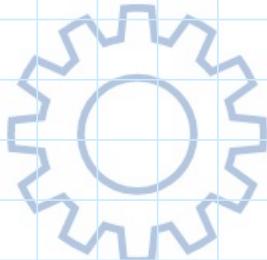
L'allocazione statica non è tuttavia super efficiente poiché il traffico della LAN è molto variabile.

## ALLOCAZIONE DINAMICA

### CONTROLLATA

#### Polling

Ogni stazione ha il proprio turno per Trasmettere e può inviare un numero limitato di frame per turno.



La gestione del token di autorizzazione causa un piccolo overhead o, altrimenti, si ricorre a messaggi di polling fra stazioni che tuttavia risultano comunque essere ingomberanti.

## Token ring

Una stazione accede il token, che conterrà i suoi riferimenti, e una volta finito ne genera uno vuoto. Dunque le stazioni sono trattate in maniera paritaria e non sono divise in primaria - secondaria come nel polling.

## CASUALE

Non è vero a priori quali nodi richiederanno la comunicazione; dunque potrebbero verificarsi molte collisioni.

### Protocollo del sottolivello MAC

Un protocollo MAC di accesso random specifica

- come accorgersi delle collisioni
- come recuperare in caso di collisione.

I feedback, oltre che dall'ACK, possono essere dati dal canale stesso e dalla presenza di comunicazione in atto.

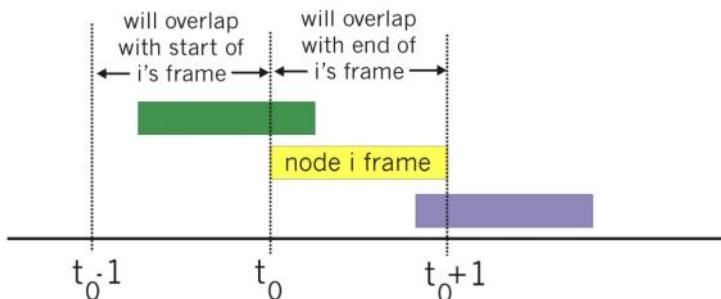


## Aloha

In tale tecnica la stazione non ascolta il canale ma rimane in ascolto solo di ACK/NACK e, in caso di collisione, aspetta un tempo random prima di provare che è preferibile rispetto all'uno di un tempo fisso  $t$ .

Non vi è sincronizzazione tra i pacchetti vengono mandati quando arrivano.

**Intervallo di vulnerabilità** → dato il tempo di trasmissione  $T$ , il tempo di vulnerabilità (che è dato da  $2T$ ) è il tempo in cui un pacchetto mandato andrà in collisione con altri pacchetti.



**Postazioni** → La trasmissione dei pacchetti ha una distribuzione di

**Posizioni** → La trasmissione dei pacchetti ha una distribuzione di Poisson con tasso medio di arrivo  $\lambda$  pkt/s, i pacchetti sono generati a intervalli costanti, il data rate è fisso e i pacchetti hanno una lunghezza (e durata) costante.

La frequenza di trasmissioni nell'unità di tempo è pari a  $G = \lambda \cdot T$  dove  $T$  è l'unità di tempo.

→ traffico normalizzato sul canale (Erlangiano)

Se  $G > 1$  allora i pacchetti superano il max rate, dunque  $G$  deve essere  $0 < G < 1$ .

La probabilità si esprime tramite poisson:

$$P_c(u, T) = \frac{(\lambda T)^u e^{-\lambda T}}{u!} = \frac{G^u e^{-G}}{u!}$$

La probabilità di non avere collisioni per un tempo pari al periodo di vulnerabilità ( $2T$ ) ovvero avere zero collisioni è pari a  $P_S = e^{-2G}$

Il numero di pacchetti inviati con successo nell'intervallo  $T$  sarà pari a  $G = G_{\text{ERLANG}} \cdot \underline{\text{THROUGHPUT}}$

Dato che relazione, il punto di massimo sarà

$S_{\max} = 0,1839$  [Erlang] dunque il protocollo introduce una percentuale di accesso pari a 18,39% e dunque vi è un limite sul throughput del canale.

Per utilizzare al meglio l'alpha va comunque superare un carico offerto  $G$  pari a 0,5 ovvero un utilizzo del canale superiore al 50% (più utilizzo = più occupazione = più collisioni)

**Slotted Aloha** → Le stazioni possono trasmettere solo all'inizio di un qualsiasi Time slot (non in qualsiasi momento generico).

Ne consegue che se a un nodo viene trasmesso un pacchetto allora lo trasmette all'inizio del prossimo slot mentre se c'è

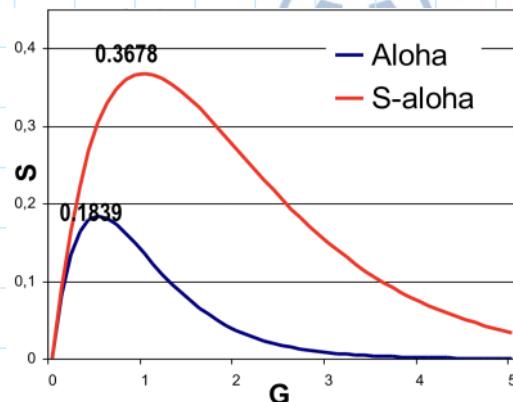
Ne consegue che se a un nodo viene Trasmesso un pacchetto allora lo trasmette all'inizio del prossimo slot mentre se c'è una collisione ritrasmette negli slot seguenti con casualità finché non ha successo.

Dunque la differenza principale è che la casualità è applicata creando slot temporali della stessa durata.

Lo slot di ritrasmissione sarà calcolato nel seguente modo :

- viene scelto  $x$  fra  $[0, 2^{\min(k, \max)}]$  dove  $k$  è il numero di collisioni subite e  $\max$  è un valore massimo settato per la ritrasmissione
- $0 \times$  indica il numero di slot di attesa.

In questo caso l'intervallo di utilizzabilità diventa  $T$  e avrà una probabilità di successo pari a  $P_s = e^{-G}$ . Ne consegue che il canale è usato per trasmissioni utili per il 37% del tempo.



### CSMA (Carrier Sensing Multiple Access)

Per trasmettere dati una stazione deve avere un feedback dal canale. Lo strumento che rileva l'occupazione del canale è il carrier sensing.

Se il canale è occupato si utilizzano due approcci :

- CSMA persistente → verifica che il canale sia libero con probabilità  $p$
- CSMA persistente → verifica dopo un tempo random

Un canale libero è detto **IDLE**.

Inoltre, il CSMA funziona sempre a slot.

A causa dei ritardi tuttavia non vi è assoluta mancanza di collisioni.

Una collisione si verifica se due stazioni accedono al canale in istanti che distano tra loro un tempo inferiore a quello di propagazione fra le due stazioni perché la seconda stazione deve avere il tempo di accorgersi che è stato mandato un segnale nel canale.

In questo caso il periodo di vulnerabilità sarà pari a  $2\tau$  con  $\tau$  ritardo di propagazione da estremo a estremo sul bus (perché vi è bisogno di riconoscere della collisione).

Nel caso di CSMA persistente, l'istante successivo è identificato nei seguenti modi:

- **1-persistente:** il terminale ascolta finché il canale è libero e poi trasmette con probabilità 1
- **non-persistente:** il terminale aspetta un tempo random prima di ritrasmettere (wireless-LAN) (come se avesse colpito)
- **p-persistente:** il terminale aspetta finché il canale è libero e quindi trasmette con probabilità p, oppure con probabilità 1-p ritarda la trasmissione di un tempo casuale
- **CSMA/CD (with collision detection):** interrompe la trasmissione appena si accorge di una collisione

**CSMA/CD** → Tale variazione è capace di verificare la presenza di collisioni. In questo caso la lunghezza minima del frame affinché il meccanismo di CD abbia un effetto è

$$L_{\min} = (2\tau + \text{TR})R \rightarrow \text{capacità del canale (bit/s)}$$

tempo di permanenza  
verso stato di collisione

Eso avrà una performance del tipo:  $f = \frac{G e^{-\alpha t}}{G(1+2\alpha) + e^{-\alpha t} - G(1-f)(1-e^{-\alpha t})}$

## ARQ : Go-back-N

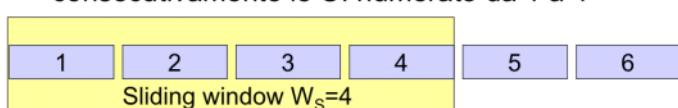
### Finestra in emissione

- I protocolli a finestra permettono la trasmissione consecutiva di  $W_S$  unità informative ( $W_S$ =finestra in emissione)
- Tali meccanismi aumentano la portata dato che evitano periodi di attesa dei riscontri in cui non si ha trasmissione
- Il protocollo Stop&Wait è un caso particolare dei meccanismi a finestra con  $W_S=1$

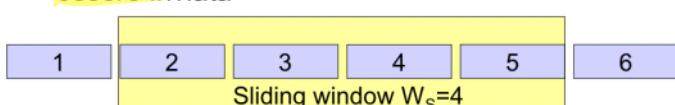
**iNERIA**  
**A**

### Principio della finestra scorrevole

- Inizialmente l'entità trasmittente può trasmettere consecutivamente le UI numerate da 1 a 4



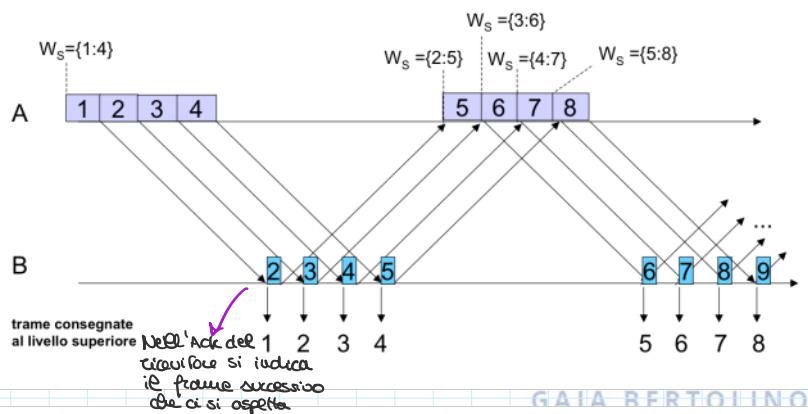
- Quando riceverà il riscontro positivo relativo alla UI 1 la finestra potrà scorrere e la UI 5 potrà essere inviata



## Finestra in ricezione

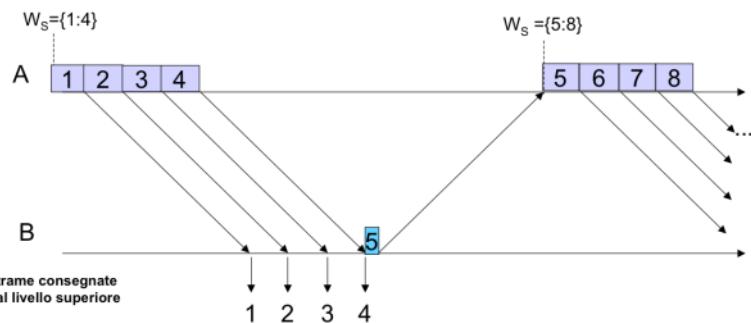
- La finestra in ricezione serve a permettere all'entità ricevente di considerare "buone" anche le UI giunte fuori sequenza.
- L'entità ricevente può infatti accettare tutte le UI che sono comprese tra limite inferiore e superiore della finestra  $W_R$
- Ciò può consentire alla entità trasmittente, in caso di errore, di riemettere solo la UI errata (**selective-reject**)
- $W_R \leq W_S$
- Se  $W_R=1$  ogni UI fuori sequenza viene scartata (**go-back-N**)

## Esempio $W_S=4$ (go-back-N)



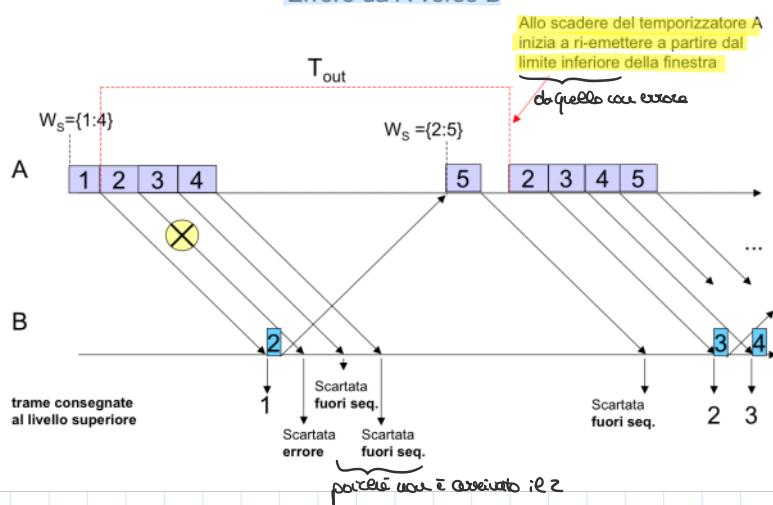
## Riscontri cumulativi (cumulative ACK)

↳ viene mandato l'ack solo per l'ultimo frame



## Esempio $W_S=4$ (go-back-N)

Errore da A verso B



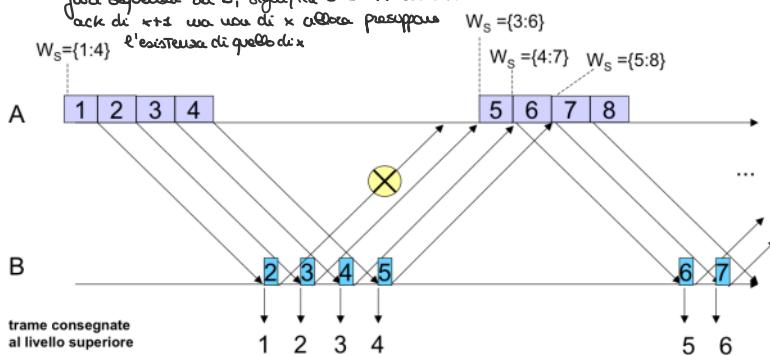
## Esempio $W_S=4$

Errore da B verso A

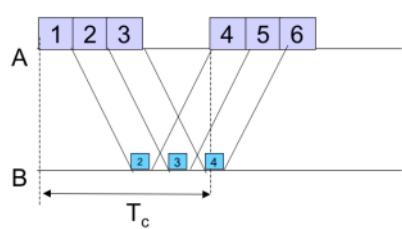
Grazie al fatto che gli ACK sono cummulativi, la perdita di ACK singoli non altera significativamente le prestazioni (se il time out è sufficientemente più lungo del tempo di ciclo).

Visto che uno può essere accettato un frame fuori sequenza da B, significa che A riceverà un ACK di  $n+1$  ma uno di  $n$  alla presenza

$W_S=1:4$  l'esistenza di quello di  $n$



## Calcolo della portata media massima



Caso 1: finestra piccola

$$W_S \frac{L + H}{C} < T_C$$

FINESTRA

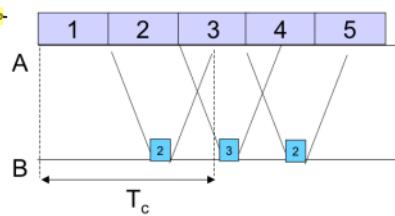
tempo di ciclo è tempo per l'inizio della precedente finestra e della seconda

Caso 2: finestra grande

(trasmissione senza soluzione di continuità)

$$W_S \frac{L + H}{C} \geq T_C$$

FINESTRA



NACK → negativo ACK inviato quando un frame genera errore  
 ↳ selective repeat



**Esercizio  
Selective Repeat**

Due stazioni, S e R, connesse attraverso un collegamento punto-punto, intendono trasferire uno streaming di dati con le seguenti caratteristiche:

- Direzione flusso (S→R);
- Rate di generazione della sorgente 2Mbps;
- Tempo di On della sorgente 5 secondi;

Si calcoli il numero di Trame da trasferire tra le stazioni e la durata totale della trasmissione sapendo che il protocollo di linea da utilizzare è il Selective Repeat con le seguenti caratteristiche:

- $W_s = 5$  Trame;
- $W_r = 5$  Trame;

Al fine di calcolare le diverse grandezze si forniscono i seguenti dati:

- Canali simmetrico con  $C = 600Kbps$
- Interfaccia FULL-DUPLEX: **bidirezionale**
- Dimensione della SDU di livello 4 => 1460 Byte;
- Header dei diversi livelli:
  - Livello 4 = 20Byte **TRASPORTO**
  - Livello 3 = 20Byte **RETE**
  - Livello 2 = 20Byte + 6 byte **DATALINK**
- Dimensione della Trama di ACK 84Byte
- $T_{out} = 110$  ms;
- distanza tra le due stazioni è di 3 Km;
- La velocità di propagazione è  $2.7 \cdot 10^8$  m/s;
- Ritardo di elaborazione trascurabile;



$$R = 2 \cdot 10^3 \text{ bps}$$

$$T_{on} = 5 \text{ s}$$

$$W_s = 5$$

$$W_r = 5$$

$$d = 3 \cdot 10^2 \text{ m}$$

$$v = 2.7 \cdot 10^8 \text{ m/s}$$

$$T_e = 0$$

$$ACK = 84 \cdot 8 \text{ bit}$$

$$T_{out} = 110 \cdot 10^{-3} \text{ s}$$

Fondamenti di Reti di Telecomunicazioni

**Risoluzione:**

Per prima cosa calcoliamo il numero di PDU che saranno trasmessi dal livello 4 verso i livelli inferiori.

La sorgente genera  $2 \cdot 5 = 10$  Mbit nel suo periodo di on, questo vuol dire che lo stream sarà suddiviso in:

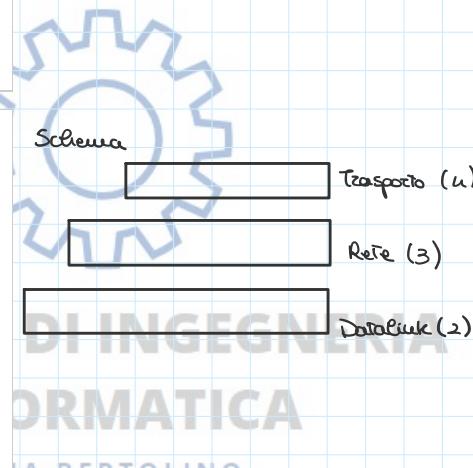
$$n = \left\lceil \frac{1000000}{1460 - 8} \right\rceil = \left\lceil \frac{1000000}{1452} \right\rceil = 690$$

Saranno inviate 856 segmenti compatti + 1 completato con bit di padding

Dato che non c'è frammentazione di livello 3 le PDU arriveranno nel buffer di trasmissione dell'interfaccia e saranno poi inviate secondo i protocolli di livello 2. Si suppone che tutte le trame necessarie siano disponibili per essere inviate dal protocollo Selective Repeat. Quindi possiamo applicare il protocollo per calcolare la durata totale della trasmissione.

**Timeline della trasmissione:**

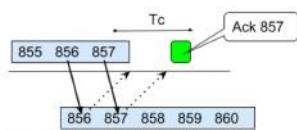
Vediamo cosa succede sul ricevitore quando le trame inviate sono inviate e trasmesse senza errore sul canale.



Fondamenti di Reti di Telecomunicazioni

Alla ricezione di ogni ACK la Ws è spostata in avanti di una posizione, quello che si ottiene è una trasmissione in Pipe.

Quindi per l'ultimo invio avremo una situazione come quella mostrata in figura.



Osservando la figura relativa all'ultima trasmissione è chiaro che per concludere l'ultima trasmissione dobbiamo attendere un'intero  $T_c$ .

Fondamenti di Reti di Telecomunicazioni

In Realtà, per calcolare la durata complessiva, supponendo che tutto vada nel modo corretto e che non ci siano cambiamenti nei ritardi di trasmissione, elaborazione e propagazione, possiamo calcolare la durata nel seguente modo:

$$D = (n - 1) T_{\alpha} + T_c$$

Per calcolare la durata ci occorre conoscere il ritardo di trasmissione e il valore del Tempo di ciclo:

$$T_{\alpha}(Trama_{i-th}) = \frac{(1460 + 20 + 20 + 26) \cdot 8}{600000} = 0.02035 \text{ sec}$$

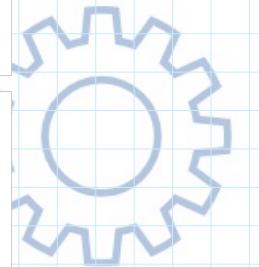
$$T_{\alpha}(Ack_{i-th}) = \frac{84 \cdot 8}{600000} = 0.00112 \text{ sec}$$

$$T_p = \frac{3000}{2.7 \cdot 10^7} = 1.11 \cdot 10^{-4} \text{ sec}$$

$$T_c = T_{\alpha}(trama) + T_{\alpha}(Ack) + 2T_p + 2T_e = 0.02169 \text{ sec}$$

$$D = (856 \cdot 0.02035) + 0.02169 = 17.44129 \text{ sec}$$

Fondamenti di Reti di Telecomunicazioni

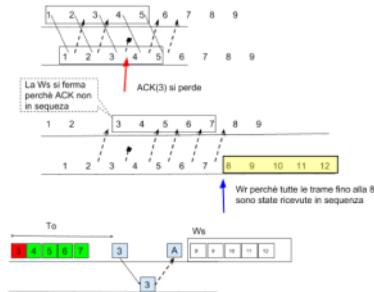


**DI INGEGNERIA  
ORMATICA**

IA BERTOLINO

#### -SR Con Perdita ACK-

Si supponga ora di voler calcolare la durata totale della trasmissione considerando una perdita del ACK relativo alla terza trama. Mostrare, nei dettagli, il comportamento del protocollo.  
Il SR si comporta in modo diverso rispetto al caso del G-B-N perché cambia la gestione dei dati da parte del ricevitore. Nel SR abbiamo la possibilità di gestire una finestra Wr che può avere una dimensione  $Wr \geq 1$ . Vediamo cosa succede nel caso proposto dall'esercizio. Ricordiamo che la  $Wr = 5$ .



Per calcolare la durata possiamo calcolarci

- Trame trasmesse con successo prima e dopo la perdita
  - m -> trame trasmesse con successo Prima della perdita (1,2)
  - p -> Trame trasmesse con successo Dopo la perdita (3,4,5,6,7)
- Trame totali trasmesse con successo prima dei che si ristabilisca la pipeline
  - ns = m + p = 2 + 5 = 7 Trame.

Possiamo ora calcolarci la Durata suddividendo il problema

$$D_1 = m \cdot T_{\alpha} + T_c = 2 \cdot 0.02035 + 0.11 + 0.02169 = 0.17239 \text{ sec}$$

Durata della trasmissione in pipeline

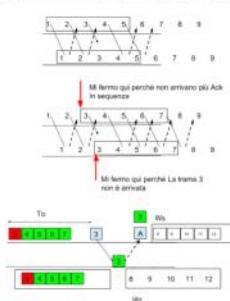
$$D_2 = (n - ns - 1) \cdot T_{\alpha} (\text{trama}) + T_c = (857 - 7 - 1) \cdot 0.02035 + 0.02169 = 17.29884$$

$$D = D_1 + D_2 = 0.17239 + 17.29884 = 17.47123 \text{ sec}$$

Fondamenti di Reti di Telecomunicazioni

#### -SR Con Perdita Trama-

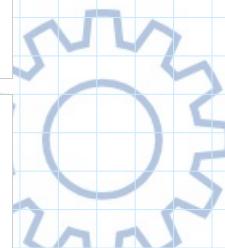
Vediamo ora cosa succede se si perde la trama numero 3 e non il suo ACK



Nella figura precedente le trame verdi sono le trame che hanno ottenuto il riscontro, mentre quella in rosso indica che non è arrivato nessun ACK relativo a quella trama (Trama numero 3).

In questo caso la Durata sarà uguale al caso precedente. Sarà la gestione delle finestre Ws e Wr ad essere diversa. Dal punto di vista della durata non avremo cambiamenti.

Fondamenti di Reti di Telecomunicazioni



**DI INGEGNERIA  
ORMATICA**

IA BERTOLINO

## Esercizio Go-Back-N

Fondamenti di Reti di Telecomunicazioni

WR → finestra ricevente  
WS → finestra trasmettore

### Traccia

Utilizzando un protocollo ARQ di tipo Go-Back-N con ACK cumulativi indicare la durata complessiva della trasmissione. Si consideri una finestra al trasmittitore pari a 3 trame (W<sub>s</sub> = 3). Le due stazioni che intendono attivare una trasmissione distano 3Km e utilizzano un canale simmetrico con capacità pari a 250Kbps.

La sorgente dei dati è la stazione A e genera un flusso dati con un rate pari a 400Kbps. La stazione genererà dati per 3 secondi. Si conoscono i seguenti dati:

- MTU di livello IP 576 Byte;
- Header di livello trasporto 20 Byte;
- Header di livello rete 20 Byte;
- Header di livello collegamento 26 Byte;
- Velocità del mezzo pari a  $3.5 \cdot 10^6$  m/s;
- Dimensione minima della trama 64 Byte;  $T_E = 4.73 \cdot 10^{-6}$  s

Inoltre si devono calcolare anche i seguenti dati:

- Dimensione della trama;
- Dimensione del segmento trasporto;
- Dimensione totale del flusso dati;
- Il numero di trame che dovranno essere trasmesse;

### Soluzione

#### Calcolo della Trama

$$Trama = 576 + 26 = 602 \text{ Byte}$$

#### Calcolo del Segmento Trasporto al netto del Header

$$Seg = 576 - (20 + 20) = 536 \text{ Byte}$$

Calcolo della dimensione del flusso che genera la sorgente. Dato un rate di generazione pari a 400 Kbps e la durata della trasmissione è facile calcolare l'ammontare totale dei byte generati:

$$DatiTotali = 400 \times 3 = 1200 \text{ Kbit}$$

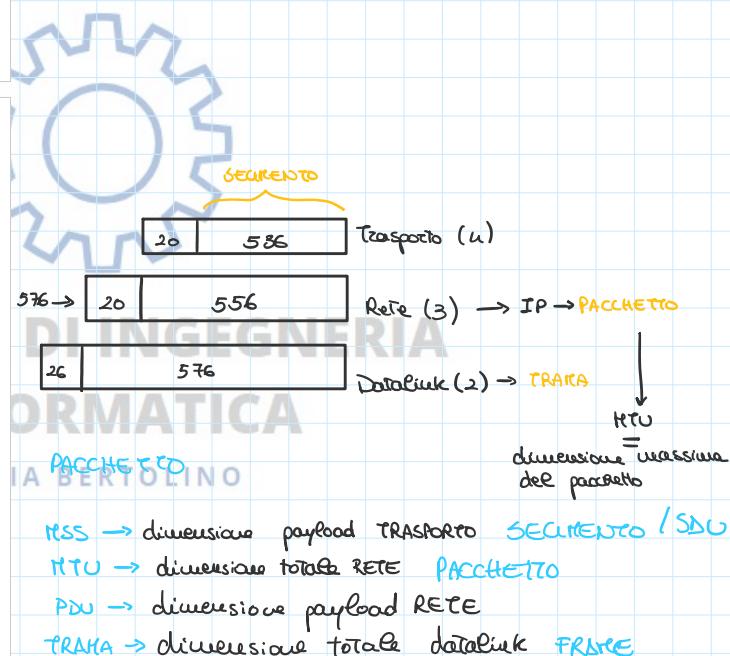
$$\text{Dati trasmessi} = \text{rate} \cdot \text{tempo}$$

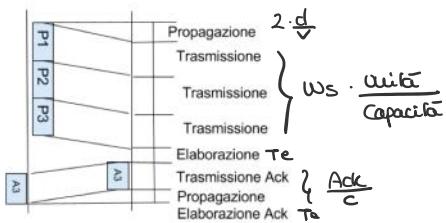
Il numero delle unità dati totali sono ricavate dalla seguente formula

$$N = \lceil \frac{1200000}{536 \times 8} \rceil = 280$$

$$\text{unità Tramessi} = \frac{\text{Dati Tramessi}}{\text{Seguenti}}$$

Fondamenti di Reti di Telecomunicazioni





Il tempo di ciclo dell'intera finestra sarà calcolabile attraverso la somma dei seguenti contributi:

$$T_c = W_s + T_p + 2 \times \frac{T_{Trama}}{C} + \frac{T_{Elaborazione}}{C} + \frac{T_{Ack}}{C}$$

$$T_c = 0,0625 \text{ sec} \quad \text{Elaborazione} = 0,000473s$$

Il numero di finestre che saranno trasmesse sono calcolabili attraverso la formula seguente:

$$\lfloor \frac{N}{W_s} \rfloor = [93,33] = 93 \quad \text{Numero finestre} = \left\lfloor \frac{\text{unità trasmesse}}{\text{finestra}} \right\rfloor$$

Si trasmettono 93 finestre complete più una finestra non completa, per sapere quante trame saranno trasmesse si può applicare la seguente formula generale:

$$N - \lfloor \frac{N}{W_s} \rfloor \times W_s$$

$$280 - 279 = 1 \text{ trama}$$

La durata complessiva della trasmissione sarà:

$$D = 0,0625 \times 93 + T_c(1)$$

$$T_c(1) = 2 \times \frac{d}{v} + 1 \times \frac{T_{Trama}}{C} + 2 \times \frac{T_{Elaborazione}}{C} + \frac{T_{Ack}}{C} = 0,023972 \\ D(280) = 5,836472$$

Fondamenti di Reti di Telecomunicazioni

## PARTE II (Canale con Perdita)

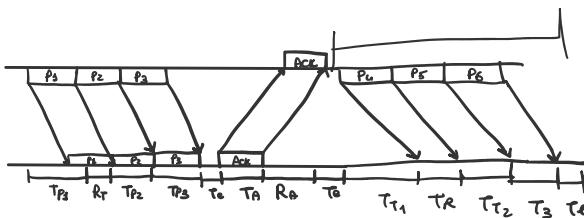
Se che la trama con id = 4 non raggiunga la destinazione, mostrare l'andamento della finestra di invio al trasmettitore.

Le finestre contengono 3 trame, quindi la prima finestra è inviata senza errori; la seconda finestra contiene le trame 4,5,6. La trama 4 non arriverà a destinazione di conseguenza le trame 5 e 6 saranno scartate perché fuori sequenza. Al trasmettitore invece la non ricezione degli ACK causa un evento di timeout. La finestra Ws non si sposterà e saranno ritrasmessi i pacchetti 4,5,6.

La durata della trasmissione sarà data da  $D(280) + \text{Timeout}$ .

Se invece sarà l'ACK della finestra 4,6 a perdere il protocollo?

Anche in questo caso la durata della trasmissione sarà  $D(280) + \text{Timeout}$  perché non ricevendo l'ACK scatterà il timer del timeout alla sorgente e saranno così ripetuti tutti i frame della finestra 4,6.



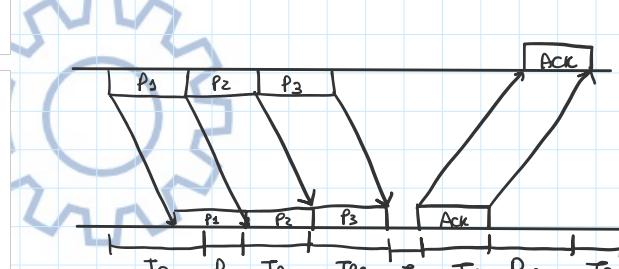
Fondamenti di Reti di Telecomunicazioni

Propago i dati,  
Trasmetto i dati x finiesca,  
Telab.  
T gen. ack.  
Tempo prop. ack  
Telab.

$\text{Numero frame fuori} = \text{Unità trasmesse} - \text{NumeroFinestra} \cdot \text{dimensioneFinestra}$

↳ Il tempo di trasmissione è dato dal tempo di ciclo per la finestra trasmesse più il tempo di ciclo dei frame rimasti fuori

la formula è uguale ma cambia solo la dimensione della finestra considerata



DI INGEGNERIA  
FORMATICA  
IA BENTOL

$$Tp = \frac{\text{dimensione}}{\text{capacità}}$$

Numero di finestre trasmesse

$$\text{Quando } 280 \text{ frame dunque } \frac{280}{3} = 93$$

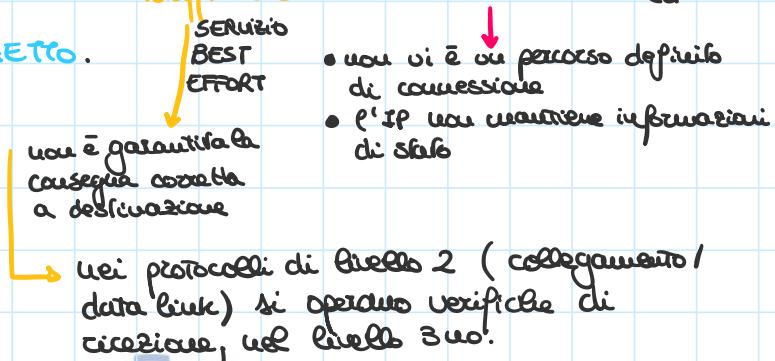
# Protocollo IP

venerdì 11 febbraio 2022 20:03

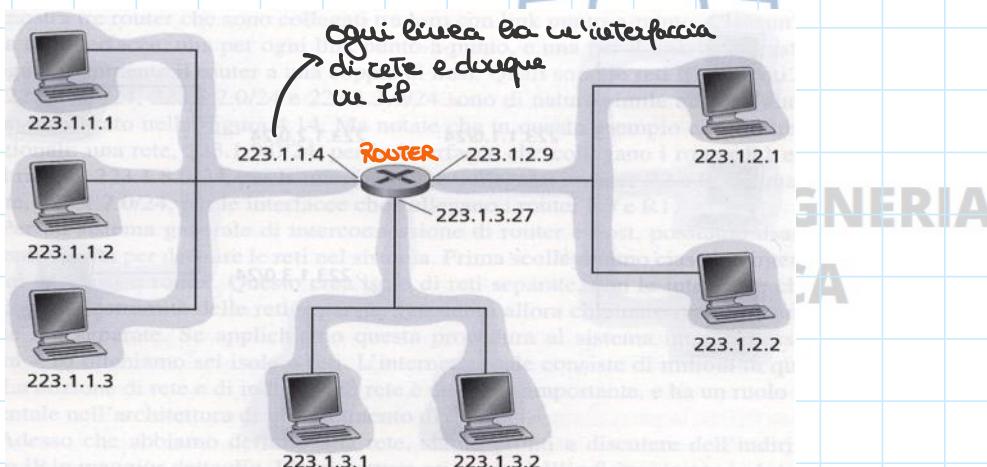
L'IP è un protocollo di livello 3 (rete) che fornisce tali funzioni:

- schema di indirizzamento
- indirizzamento
- segmentazione dei dati in frammenti

Tuttavia la sua tipologia di trasmissione è **inaffidabile** e **senza connessione** ed è definita **DATAGRAMMA o PACCHETTO**.

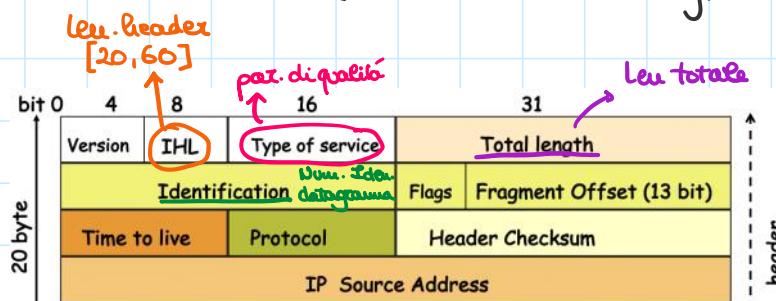


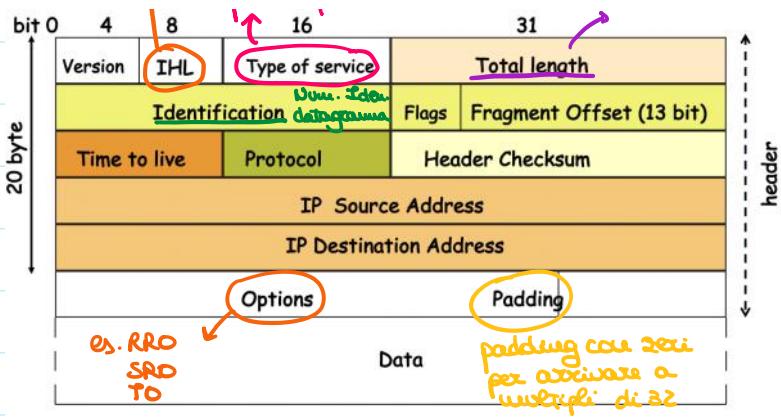
**Schemi!**



**Cohesione di assegnazione** → se vi sono collegamenti fisici si assegnano gli indirizzi rispettando tale coerenza.

**Datagramma:** La parte di controllo del pacchetto varia da 20 a 60 byte e si ha una dimensione massima del datagramma pari a 65535 octetti.





Il Tos è formato, nella versione originale, da due sottocampi:

- 6 bit divisi in subcampo dell'importanza di 3 bit e un subcampo per richiedere particolari prestazioni di 3 bit
- 2 bit per usi futuri

L'identificazione è generato dal controllore dell'host sorgente, il quale viene incrementato ad ogni nuovo datagramma.

Quando un router segnala il datagramma ne ricopia l'identificatore nell'intestazione.

L'informazione utile (payload) è data dalla Total Length meno l'IHL.

Il time to live indica il tempo che un datagramma può rimanere nella rete. Esso viene decrementato da ogni router e ciò avviene che un datagramma circoli a vuoto.

Protocol indica a quale protocollo di livello li va mandato.

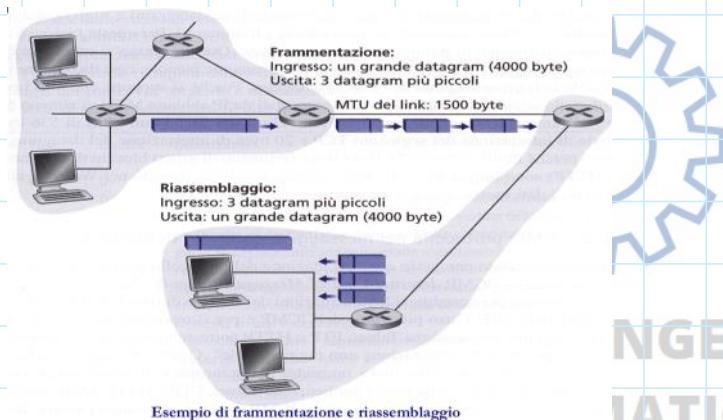
L'header checksum serve a operare un controllo sull'header considerando i bit a gruppi di 16, sommandoli e memorizzando nel campo il complemento a 1.

Rete Internet → rete di telecomunicazioni ad accesso pubblico.

La frammentazione avviene poiché le sottorete su cui passano i dati possono avere tecnologie diverse e conseguenti diverse MTU massime delle unità dati chiamate **MTU** (Maximum Transfer Unit). Ne consegue che la dimensione del datagramma IP è minore della dimensione massima di 65536 byte e pari a quella della MTU della sottorete. Se tuttavia il datagramma incontra una sottorete con MTU minore della sua dimensione allora il datagramma viene ulteriormente frammentato.

Vi sono dei vincoli nella frammentazione:

- i ruter devono accettare datagrammi di almeno 576 byte
- i sistemi passo inoltrare datagrammi di almeno 68 byte (60 header, 8 payload)
- i server devono accettare datagrammi pari almeno alla MTU della sottorete.



INGEGNERIA  
IATICA

GAIA BERTOLINO

Quando il bit DF è uguale a 1 i datagrammi IP non possono essere frammentati e dunque viene scartato e viene generato un messaggio ICMP.

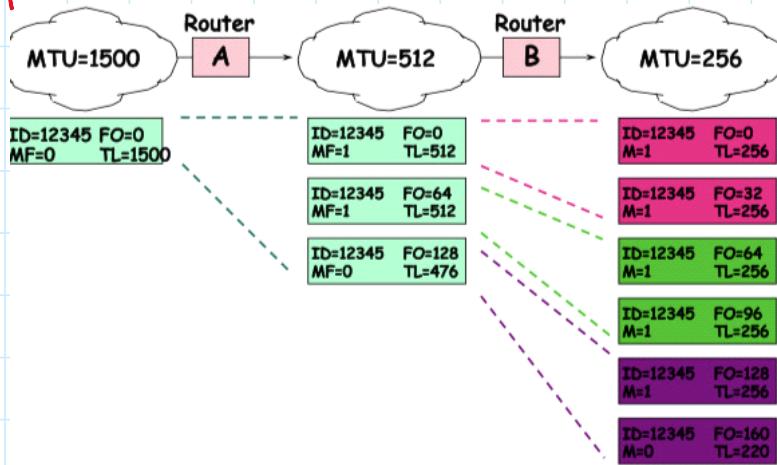
Il campo identification di ogni frammento viene usato dal destinatario per ricostruire il dato; tuttavia l'ordine può essere disordinato (i frammenti sono a loro volta pacchetti) e dunque si usa il campo di **fragment offset** per operare un ordine fra essi.

La frammentazione introduce una ridondanza (con conseguente spreco) di informazioni di controllo.

Se uno o più frammenti vengono persi, si scartano anche i restanti e in caso di TCP si riceverà l'intero datagramma.

Esempio

## Esempio



## Pseudo codice della frammentazione

Notazione del pseudo-codice: " $=<$ " significa "minore o uguale", " $\#$ " significa "diverso", " $=$ " significa "uguale", " $<$ " significa "assegnazione di un valore".  
Inoltre, " $x$  to  $y$ " include  $x$  ed esclude  $y$ ; per es. "4 to 7" include 4, 5, e 6 (non 7)

FO - Fragment Offset  
 IHL - Internet Header Length  
 DF - Don't Fragment flag  
 MF - More Fragments flag  
 TL - Total Length  
 OFO - Old Fragment Offset  
 OIHL - Old Internet Header Length  
 OMF - Old More Fragments flag  
 OTL - Old Total Length  
 NFB - Number of Fragment Blocks  
 MTU - Maximum Transmission Unit

IF Total Length  $\leq$  MTU THEN submit this datagram to the next step in datagram processing

ELSE IF DF = 1 THEN discard the datagram ELSE

To produce the first fragment:

- (1) Copy the original internet header;
- (2) OldIHL  $\leftarrow$  IHL; OldTL  $\leftarrow$  TL; OldFO  $\leftarrow$  FO;  
OldMF  $\leftarrow$  MF;
- (3) Number of Fragment Blocks  $\leftarrow$  (MTU-IHL\*4)/8;
- (4) Attach the first NFB\*8 data octets;
- (5) Correct the header:  
MF  $\leftarrow$  1; TL  $\leftarrow$  (IHL\*4)+(NFB\*8);  
Recompute Checksum;
- (6) Submit this fragment to the next step in datagram processing;

**INERIA**

## INDIRIZZAMENTO

Un schema di indirizzamento comune è necessario per identificare le unità di rete di più sistemi e sottoreti che comunicano. Dunque, oltre agli indirizzi fisici (MAC) si hanno degli indirizzi logici che permettono una maggiore flessibilità nell'associazione fra dispositivi.

degli indirizzi logici che permettono una maggiore flessibilità nell'associazione fra dispositivi e reti.

Un indirizzo IP è costituito da una struttura di 32 bit :

$IP = \text{Net Id. Host Id}$

partizione di inter-rete  
più ampia  
chiamata rete logica

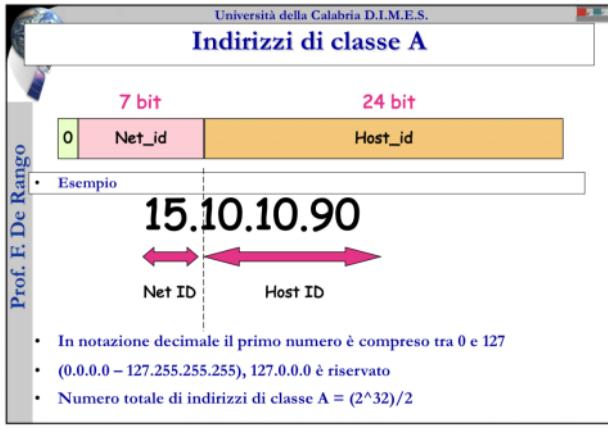
identifica l'host  
nella rete

Le due parti sono di dimensione fissa.

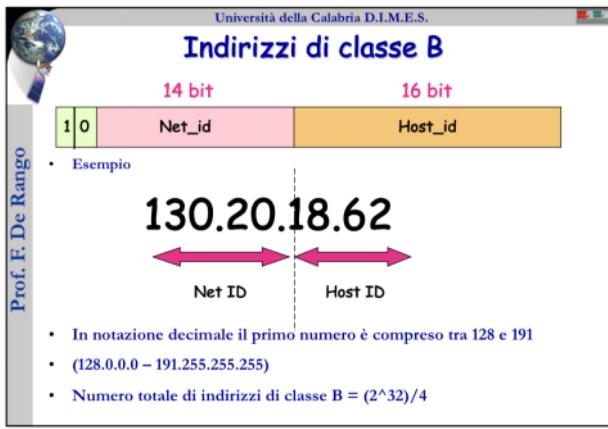
es. notazione "numerica" 10000101 01100000 00011001 01011111  
 notazione "puntata" (dotted) o decimale 160. 97. 25. 95

La posizione di Net Id e Host Id è definita dalle classi !

Classe	Bit Iniziali	Net_Id	Host_Id	"reti logiche" disponibili	"indirizzi" disponibili
A	0	7 bit	24 bit	128	16 777 216
B	10	14 bit	16 bit	16 384	65 536
C	110	21 bit	8 bit	2 097 152	256
D	1110	indirizzi multicast: 28 bit		indirizzi possibili: $2^{32-16} = 268\ 435\ 456$	
E	11110	riservati per usi futuri e ricerca: 27 bit		indirizzi possibili: $2^{32-32} = 134\ 217\ 728$	

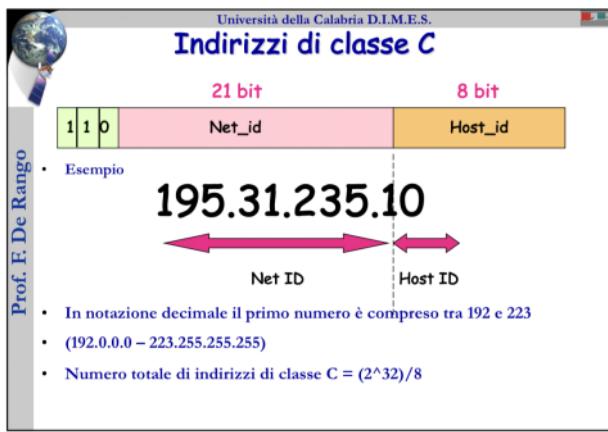


23

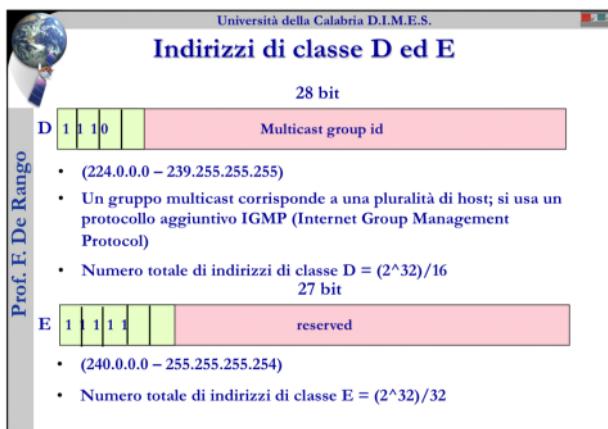


24

APPUNTI DI INGEGNERIA  
INFORMATICA  
GAIA BERTOLINO



25



26

## APPUNTI DI INGEGNERIA INFORMATICA

### Indirizzi IP speciali

Tutti "0"	Questo host <sup>1</sup>
Tutti "0"      Host_ID	Questa rete a cui appartiene Host <sup>1</sup>
Tutti "1"	Tutti gli host (limited broadcast) <sup>2</sup>
Net_ID      Tutti "1"	Tutti gli host della rete Net (directed broadcast) <sup>2</sup>
127 <sup>4</sup> Anything (spesso1)	Loopback <sup>3</sup> o rinvio a sé stesso

<sup>1</sup> Permesso solo al bootstrap ed è usabile solo come indirizzo sorgente

<sup>2</sup> Può essere usato solo come indirizzo destinazione

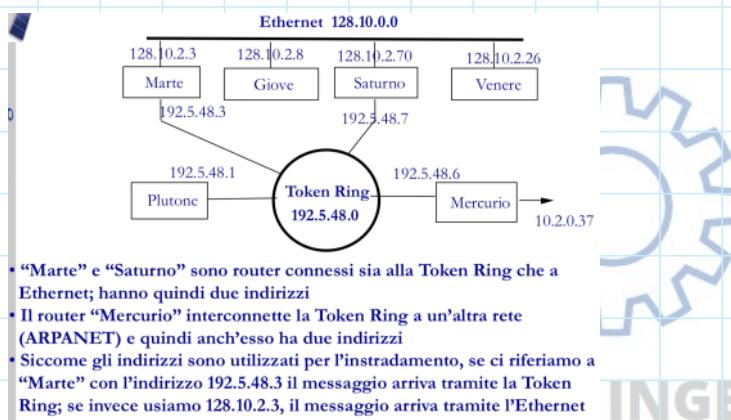
<sup>3</sup> Non deve essere propagato dai router sulla rete

<sup>4</sup> Notazione binaria: 01111111

- es.
- 255.255.255.255 indirizza tutti gli host di Internet
  - 160.97.255.255 indirizza tutti gli host della rete logica
  - 120.255.255.255 indirizza tutti gli host della rete 120
  - 0.0.0.0 si riferisce all'host che origina la richiesta
  - 0.0.0.95 si riferisce alla rete logica a cui è connesso l'host 95

## Router IP

I nodi di reti possono avere più indirizzi IP, uno per ogni interfaccia di rete. Interfacce di rete distinte appartenenti a reti logiche distinte hanno indirizzi distinti. Infatti, l'indirizzo IP non identifica l'host ma una sua connessione.



I router separano i domini broadcast; gli switch i domini di collisione.

INGEGNERIA

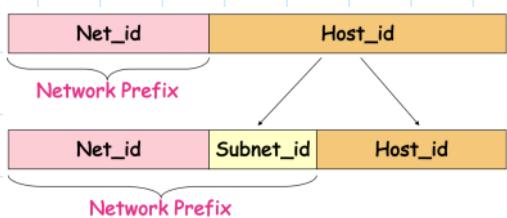
INFORMATICA

GAIA BERTOLINO

L'assegnazione degli indirizzi è affidata ad un ente che assegna la Net\_id mentre l'host\_id è associata localmente.

A livello locale, per organizzazioni che necessitano di sottoreti, si utilizza un terzo livello gerarchico che è quello di sotto-rete (**SUBNET**).

↓ Indirizzo della subnet



Il campo di subnet-id è identificato da una maschera di bit detta "Subnet Mask".