

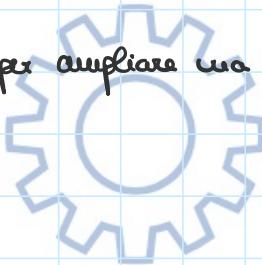
	21 bit				8 bit	
Classe C	Network			Subnet		Host
	193	205	102		36	
	11100000111000110110011110001001000100					
Subnet Mask	255	255	255		248	
	111111111111111111111111111111111111111000					

Il subetting permette anche di avere uno "spazio" univoco di bit nella identificazione della rete.

La Net-Id è ottenuta dall' AND fra i bit dell' indirizzo IP e la maschera di subnet.

Nella comunicazione locale non è necessario l'IP in quanto basta l'indirizzo MAC. L'IP serve nel caso di comunicazione estesa oltre alla LAN.

**Appunto** → uno switch è più utile per ampliare una LAN; un router è utilizzato per legare più reti.



Le applicazioni invocano gli indirizzi fisici e usano gli indirizzi logici.  
Tuttavia la comunicazione necessita di un indirizzo fisico e dunque si implementa una corrispondenza fra indirizzi: grazie al **protocollo ARP**.  
Tale meccanismo prevede che il sender invia un pacchetto di richiesta a tutti gli host della rete e il ricevitore, riconoscendosi nell'indirizzo logico specificato dal pacchetto ARP, risponde col proprio indirizzo IP.

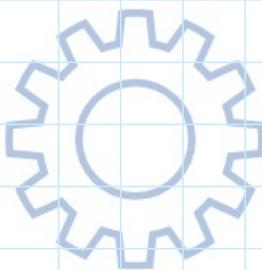
Attraverso la netmask e l'operazione di and si può verificare che un ricevitore si trovi sullo stesso indirizzo del sender.

Nel caso in cui invece si tratti su reti diverse allora la ricerca ARP viene inviata in broadcast a tutte le interfacce di rete (come ad esempio) che poi provvede ad indirizzarla alla propria sottorete.

Il protocollo RARP serve invece a gestire lo scenario in cui si conosca il MAC ma non l'IP e dunque vi è necessità di un server RARP che contiene i match fra IP e MAC.

fra IP e MAC.

Tuttavia, se RARP è oggi sostituito dal BootP e dal DHCP utilizzati per assegnare dinamicamente gli indirizzi IP.



# APPUNTI DI INGEGNERIA INFORMATICA

GAIA BERTOLINO

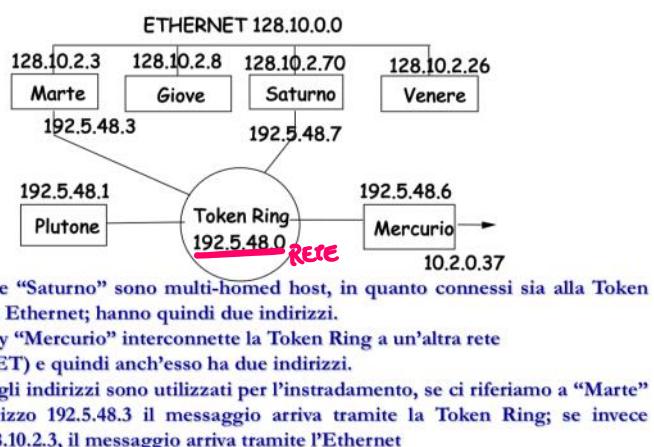
# Instradamento

sabato 12 febbraio 2022 16:39

È una funzione logica che consente ai nodi intermedi di indirizzare i pacchetti.

I router IP ricevono datagrammi IP da una interfaccia e li inviano agli altri e ogni interfaccia ha un indirizzo IP.

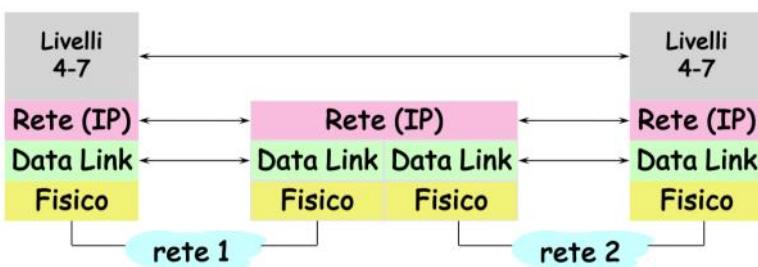
esempio:



## INFORMATICA

G. LA BERTOLINO

Intercanvisse sul trannei roteri!



- I router lavorano al livello 3 OSI (livello di rete) → capaci di lavorare con gli IP
- Sono indirizzati esplicitamente
- I nodi della rete devono conoscere l'indirizzo del router

Un datagramma passato ad una sottorete diventa l'unica dati di servizio (SDU) dello stato inferiore all'IP della sotto-rete e Ra

servizio (SDU) dello stato inferiore all'IP della sotto-rete e la distribuzione continua al prossimo router o al ricevitore (se questo fa parte della sotto-rete del router).

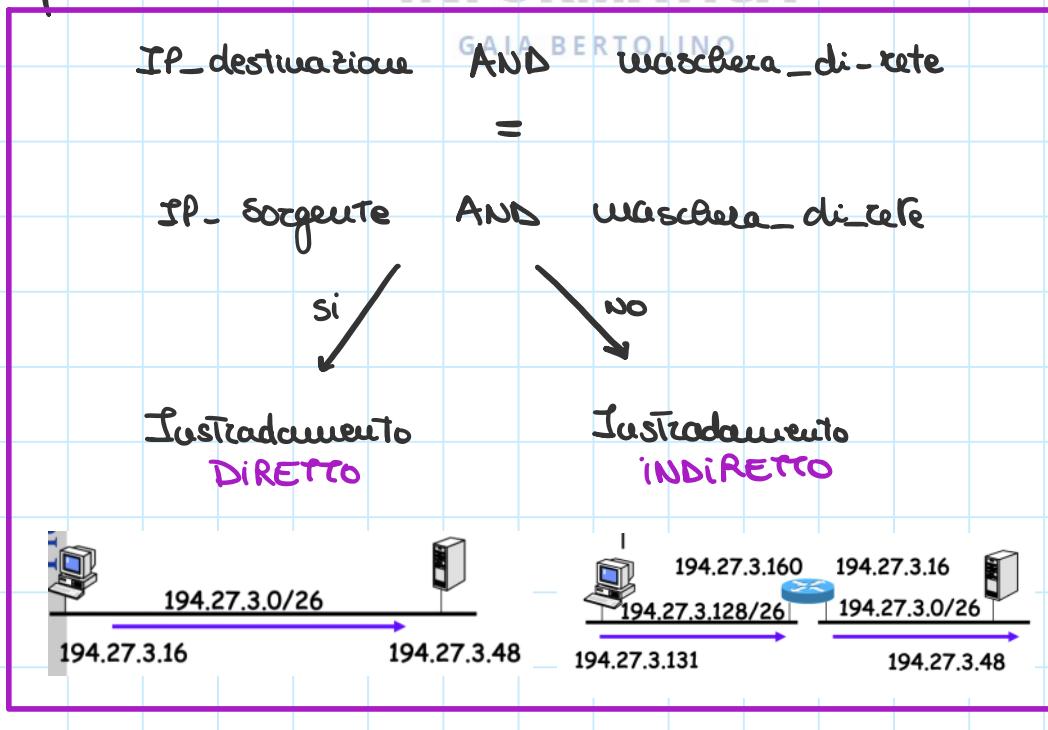
La parte importante è la Net-ID perché i router iniettano secondo le reti e non i singoli host; l'indirizzo finale infatti sarà fatto dalla rete finale.

L'iniettamento può essere:

- **diretto** → La trasmissione avviene fra due host della stessa sotto-rete
- **indiretto** → La trasmissione richiede l'attraversamento di almeno un router poiché sorgente e destinazione fanno parte di sotto-reti diverse

## APPUNTI DI INGEGNERIA INFORMATICA

In particolare se



L'instradamento diretto funziona applicando instradamenti diretti a cascata da parte dei router intermedi.

## Tabelle di routing

Ogni router ha una tabella di instradamento che contiene i possibili passi successivi. In particolare tali tabelle contengono coppie  $(N, R)$  dove  $N$  è l'indirizzo della rete di destinazione e  $R$  è l'indirizzo IP del prossimo router.

Esempio:

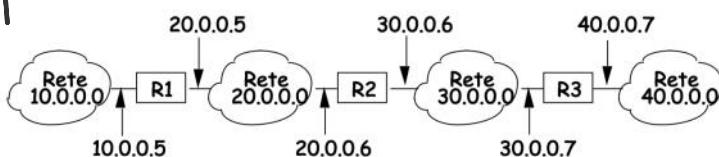


Tabella di instradamento di R2

Per raggiungere host indirizzati alla rete Net_id	indirizzare i datagrammi verso questa strada (o router) Router_id
20.0.0.0	inoltrare direttamente
30.0.0.0	inoltrare direttamente
10.0.0.0	20.0.0.5
40.0.0.0	30.0.0.7

Ipotizziamo che le sottoreti fisiche coincidano con le reti logiche

NERIA

GAIA BERTOLINO

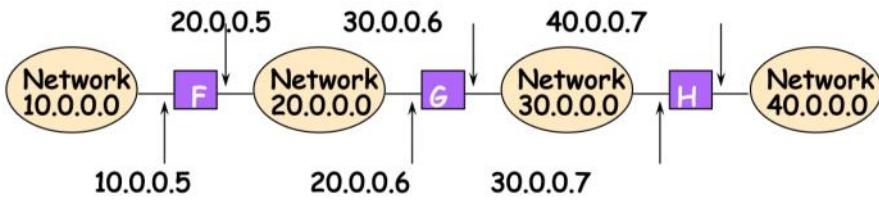
La dimensione dipende dal numero di reti logiche e non dal numero di host (di gran lunga minore).

Le tabelle di routing possono anche tenere in considerazione le dimensioni (in varie unità di misura) delle distanze.

Il percorso di movimento è scelto in base ad algoritmi di routing che fanno utilizzo di dati riguardo i percorsi alternativi attraverso i protocolli di routing.

protocolli di routing.

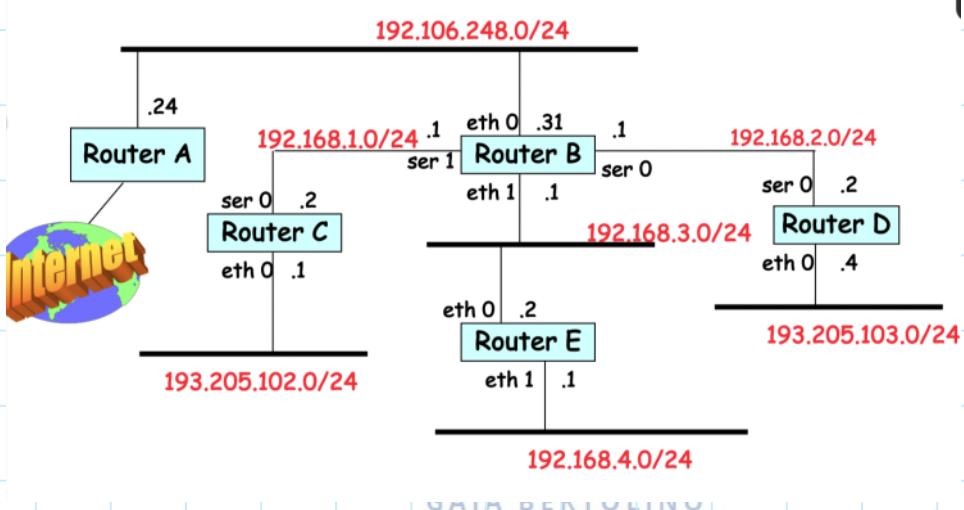
esempio:



Network Prefix Next Hop Metrica

Network Prefix	Next Hop	Metrica
30.0.0.0/8	Direct	0
20.0.0.0/8	Direct	0
10.0.0.0/8	20.0.0.5	1
40.0.0.0/8	30.0.0.7	1

Tabella di routing di G



Cavewb tabella di routing del router B:

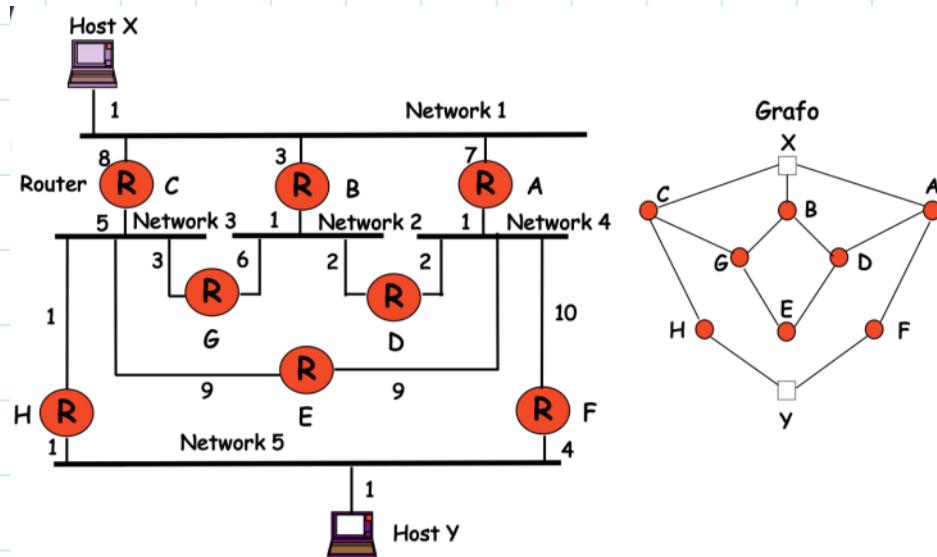
ROUTER B (router CISCO)		
router B #show ip route		
192.106.248.0/24		is directly connected
192.168.1.0/24		is directly connected
192.168.2.0/24		is directly connected
192.168.3.0/24		is directly connected
193.205.102.0/24	[120/1]	via 192.168.1.2
193.205.103.0/24	[120/1]	via 192.168.2.2
192.168.4.0/24	[120/1]	via 192.168.3.2
0.0.0.0 0.0.0.0	[1/0]	via 192.106.248.24
Network Prefix		Metrica
		Next Hop

Quando un router non trova un insindacamento allora invia  
su un router di default solitamente più potente.

Le tabelle di routing possono essere di tipo

- **statico** → hanno criteri statici di insindacamento, usa host e router di piccole dimensioni e le tabelle vengono definite dal gestore di rete e rimangono invariate fino ad eventuali variazioni di topologia
- **dinamico** → i criteri di insindacamento sono adattivi ma più complessi in quanto necessitano di algoritmi di analisi della rete.

Il primo passaggio è la definizione del grafo  
esempio:



Router A		Router B		Router C		Router D		Router E	
Net	Router								
1	D	1	-	1	-	1	B	1	D
2	D	2	-	2	B	2	-	2	D
3	D	3	G	3	-	3	G	3	-
4	-	4	D	4	A	4	-	4	-
5	F	5	G	5	H	5	F	5	H

Router F		Router G		Router H		Host X	
Net	Router	Net	Router	Net	Router	Net	Router
1	H	1	B	1	C	1	-
2	H	2	-	2	G	2	B
3	H	3	-	3	-	3	B
4	-	4	D	4	G	4	A
5	-	5	H	5	-	5	A

Nell'istruzionamento dinamico la tabella viene inizializzata all'accensione e, tramite protocolli di routing contenuti nei router, sono aggiornate le proprie tabelle.

**Sistema autodisco** → è una porzione di rete amministrata da un unico gestore. Ognuno può avere un protocollo di routing proprio e i nodi che istruiscono i messaggi interni sono detti interior router, quelli esterni exterior router. Per comunicare con reti esterne si usano i nodi di confine detti border router che hanno tabelle di istruzionamento diverse.

In internet esistono i **core router** in grado di comunicare verso qualsiasi destinazione.

Le politiche di istruzionamento sono gestite tramite Interior Gateway Protocols (IGP) per i nodi interni e Exterior Gateway Protocols (EGP) per comunicare fra più AS.

## CRAFO

L'ordine del grafo è la cardinalità dei nodi.

La dimensione del grafo è la cardinalità dei rami.

Due nodi sono adiacenti se sono collegati da un ramo.

Un ramo incidente in un nodo è detto loop.

Di un grafo si può rappresentare la sua matrice di incidenza dove ogni cella cui  $i$  identifica un arco.

Un cammino (path) è una sequenza di nodi che collega due nodi. Se i nodi compaiono più di una volta allora è detto semplice (simple path).

La distanza è il numero minimo di rami fra due nodi.

## APPUNTI DI INGEGNERIA

Un grafo è连通的 se esiste un cammino per ogni coppia di nodi.

GAIA BERTOLINO

La lunghezza di un cammino in un grafo pesato è data dalla somma dei pesi associati ai rami del cammino.

L'individuamento di un pacchetto corrisponde alla ricerca di un cammino nel grafo associato alla rete.

Lo spanning tree è un sottografo connesso di un albero  $G$  ottenuto eliminando gli archi che formano cicli in un grafo.

# ALGORITMI DI INSTRADAMENTO

## Algoritmo di Dijkstra

L'algoritmo di Dijkstra funziona nel seguente modo:

- al passo k-esimo sono individuati i k nodi raggiungibili dal nodo sorgente tramite cammini minimi
- l'algoritmo si ferma quando sono stati esplorati tutti i nodi.

### • Notazioni

**N** : insieme dei nodi del grafo

**s** : nodo sorgente

**T** : insieme dei nodi raggiunti dall'algoritmo

**w(i,j)** : peso (costo) del ramo (i,j)

-  $w(i,i) = 0$

-  $w(i,j) \geq 0$  se i vertici i e j sono connessi direttamente

-  $w(i,j) = \infty$  se i vertici i e j non sono connessi direttamente

**L(n)** : costo del cammino a costo minimo tra il nodo s ed il generico nodo n

### • Inizializzazione (k=1)

$$T = \{s\}$$

$$L(n) = w(s,n) \text{ per } n \neq s$$

### • Aggiunta di un nodo (passo k)

- trovare il nodo  $x \notin T$  a distanza minima da s, cioè tale che:

$$L(x) = \min_{j \in T} L(j)$$

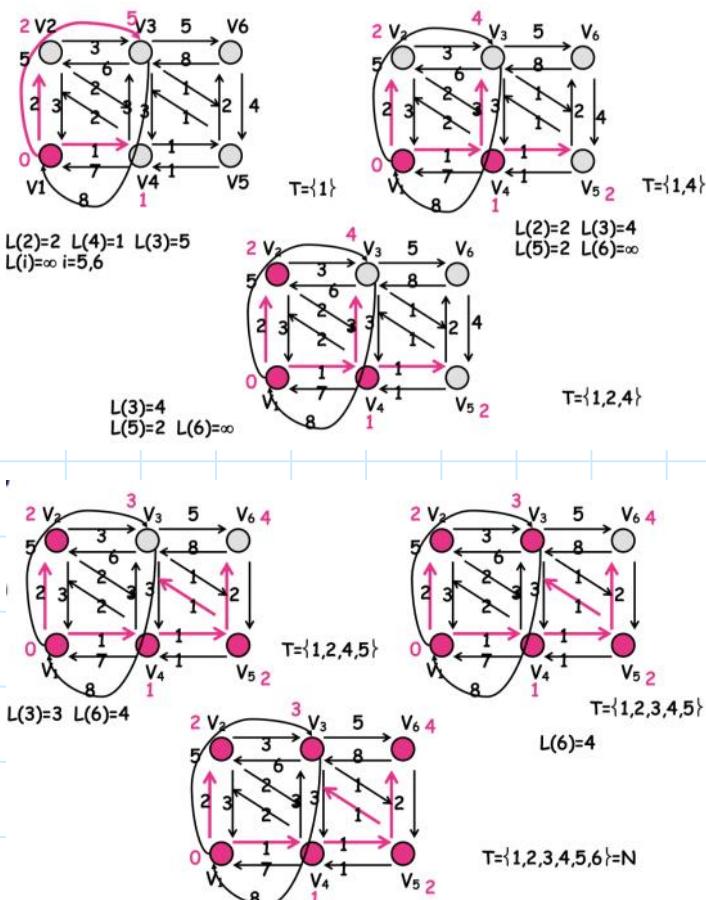
- aggiungere all'insieme T il nodo x ed il ramo incidente a x che contribuisce a  $L(x)$

### • Aggiornamento dei cammini minimi

$$L(n) = \min [L(n), L(x) + w(x,n)]$$

per tutti i valori di  $n \notin T$

Esempio



L'insieme di nodi che si ottiene è uno spanning tree.

## APPUNTI DI INGEGNERIA

### INFORMATICA

GAIÀ BERTOLINO

## Algoritmo di Bellman - Ford

L'algoritmo individua il cammino a lunghezza minima fra due nodi aumentando progressivamente i cam.

• L'algoritmo di Bellman-Ford individua il cammino a lunghezza minima tra un nodo  $s$  e tutti gli altri nodi di un grafo  $G$  aumentando progressivamente il numero di rami

• L'algoritmo procede a passi:

- al primo passo individua i cammini minimi tra il nodo sorgente e gli altri nodi con il vincolo che i cammini contengano al più 1 ramo
- al secondo passo si trovano i cammini minimi tra il nodo sorgente e gli altri nodi con il vincolo che i cammini contengano al più 2 rami
- si itera il procedimento sino al valore massimo di rami possibili in un cammino

• Notazioni

$N$ : insieme dei nodi del grafo

$s$ : nodo sorgente

$h$ : massimo numero di rami in un cammino correntemente consentito dall'algoritmo

$w(i,j)$ : peso (costo) del ramo  $(i,j)$

-  $w(i,i) = 0$

-  $w(i,j) \geq 0$  se i vertici  $i$  e  $j$  sono connessi direttamente

-  $w(i,j) = \infty$  se i vertici  $i$  e  $j$  non sono connessi direttamente

$L_h(n)$ : costo del cammino a costo minimo tra il nodo  $s$  ed il nodo  $n$ , con il vincolo che il numero di rami non sia superiore ad  $h$

• Inizializzazione

$L_0(n) = \infty$  per tutti i valori di  $n \neq s$   
 $L_h(s) = 0$  per tutti i valori di  $h$

• Aggiornamento

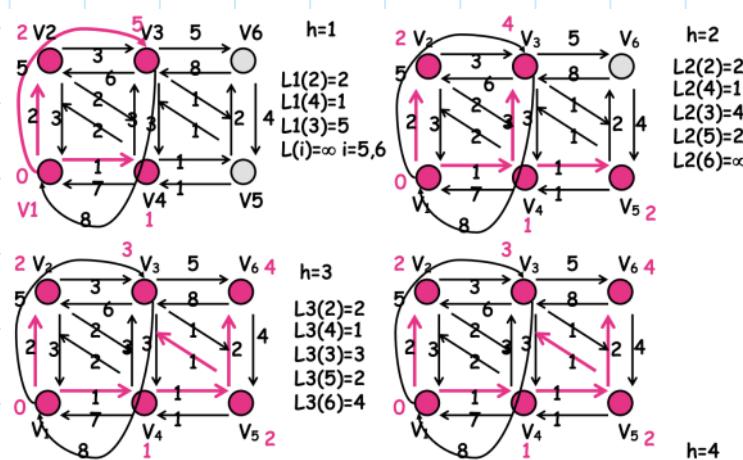
- per tutti i valori successivi di  $h \geq 0$  e per ogni  $n \neq s$ , calcolare:

$$L_{h+1}(n) = \min_j [L_h(j) + w(j,n)] \quad (1)$$

- connettere il nodo  $n$  con il nodo predecessore  $j$  che raggiunge il minimo ed eliminare le connessioni di  $n$  con altri nodi predecessori individuati in precedenti iterazioni

• Termine

- l'algoritmo termina quando all'iterazione  $h+1$  non cambia il valore dei percorsi minimi rispetto all'iterazione precedente, cioè  $L_{h+1}(n) = L_h(n)$  per ogni  $n$



Il costo dell'algoritmo è pari a  $O(V|E|)$ . Converge alla stessa soluzione dell'algoritmo di Dijkstra ma richiede la sola conoscenza dei canali uscenti da un nodo; Dijkstra ha invece bisogno di conoscere i canali.

## IGP (Interior Gateway Protocol)

- La maggior parte dei protocolli IGP si basa su due classi di filosofie di routing:
- Distance-Vector Routing
  - si basa sull'algoritmo di Bellman-Ford
  - più semplice
  - impegna meno risorse sul router
  - meno efficiente
  - adatto a reti piccole
- Link-State Routing
  - si basa sull'algoritmo di Dijkstra
  - molto più complesso
  - molto più efficiente
  - impegna più risorse
  - adatto a reti grandi

} ogni nodo esegue in parallelo una istanza di B.F. in maniera sincrona

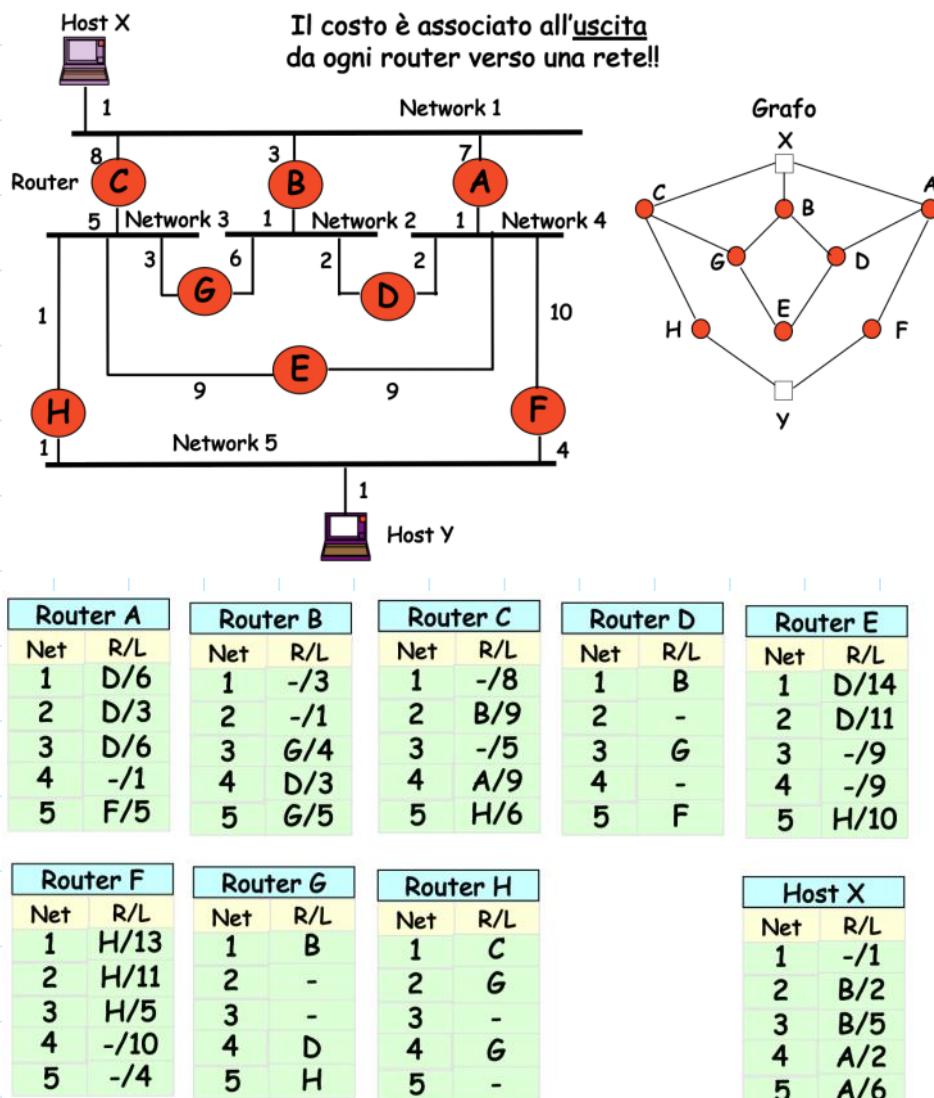
↓  
Ne consegue una possibile lentezza causata da variazioni particolari (bad news phenomenon)

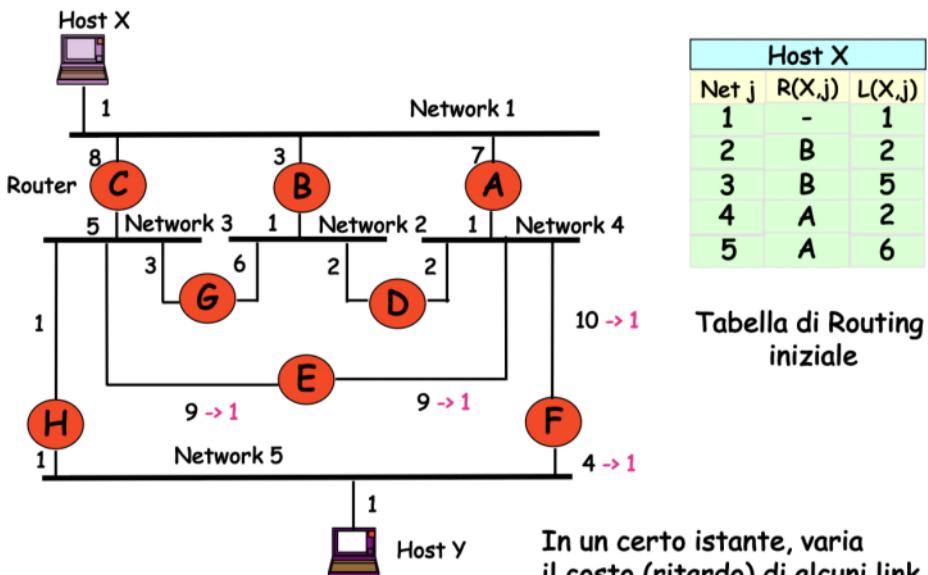
Nell'applicazione di B.F., ogni router contiene un vettore detto **distance vector** che è un insieme di coppie [indirizzo, distanza] tale che il calcolo delle tabelle di routing avviene tramite la fusione di tutti i distance vector associati alle linee attive di un router e quando un router aggiorna la propria tabella fa manda ai nodi vicini sotto forma di distance vector le modifiche si propagano.

Il protocollo DV prevede che il router operi così:

- 1) quando riceve un messaggio (distance vector) da un router adiacente confronta ogni coppia (destinazione, costo) col contenuto della sua tabella di routing e:
  - a) se la destinazione non è in tabella allora crea una nuova entry per la nuova destinazione
  - b) se la destinazione è in tabella e il next hop è il router adiacente che ha fatto l'annuncio allora aggiorna il costo ed il next hop nella entry
  - c) se la destinazione è nella tabella e il costo indica un percorso migliore allora aggiorna il costo e il next hop nella entry
- 2) ad intervalli regolari trasmette ai router adiacenti un messaggio (distance vector) che riporta tutte le coppie (destinazione, costo) contenute nella tabella di routing

esempio:





I router E ed F comunicano ai nodi vicini i nuovi valori di  $L(E,j)$   $L(F,j)$ . I nodi vicini all'host X, cioè A, B e C, apprendono del cambiamento, aggiornano i distance vector e li trasmettono al nodo X.

Router A		Router B		Router C		Distance vector verso l'Host X (dopo la variazione)		
Net j	L(A,j)	Net j	L(B,j)	Net j	L(C,j)	Net	R(X,j)	L(X,j)
1	6	1	3	1	8	1	-	1
2	3	2	1	2	E/8	2	B	2
3	E/2	3	4	3	5	3	A	3
4	1	4	3	4	E/6	4	A	2
5	F/2	5	D/4	5	6	5	A	3

Tabella di Routing finale

Net	R(X,j)	L(X,j)
1	-	1
2	B	2
3	A	3
4	A	2
5	A	3

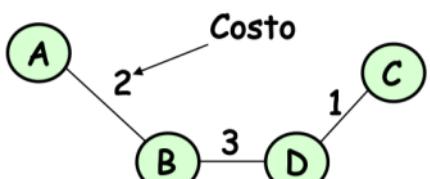
## INFORMATICA

GAIA BERTOLINO

**Link State** → è un protocollo che assume che ogni router disponga della mappa completa della rete su cui calcolare gli itinerari: con Dijkstra. La mappa è costante tramite i Link State Packet (LSP).

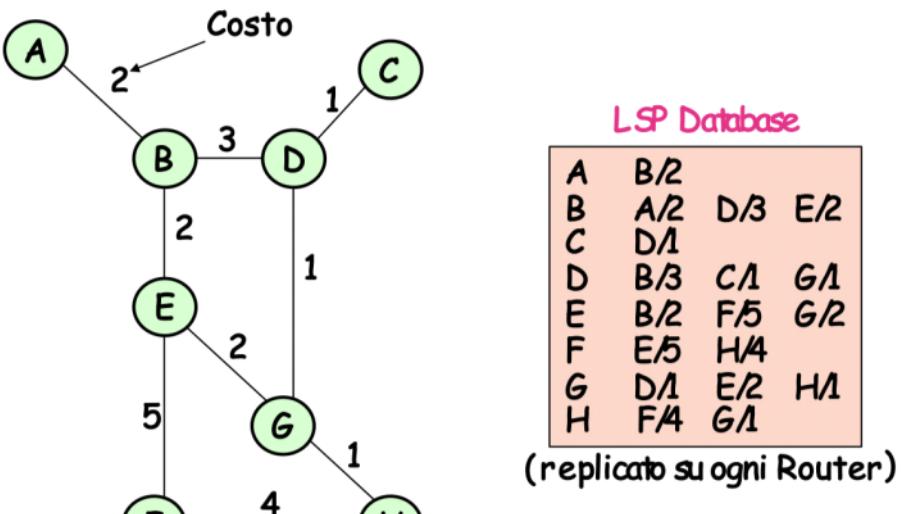
Ogni router contiene un LSP database che memorizza i LSP più recenti trasmessi cui ha una mappa della rete.

Esempio:

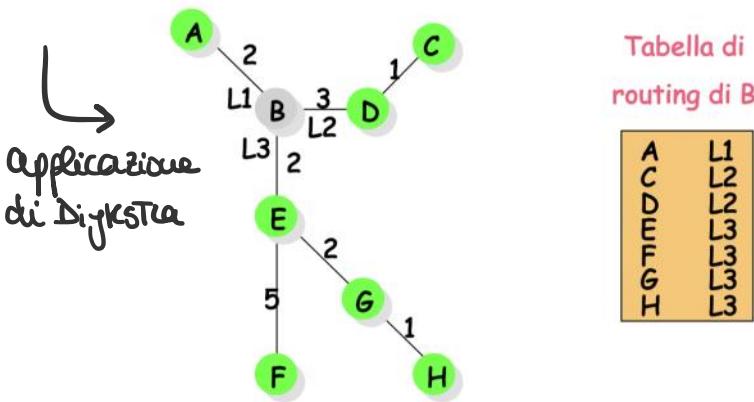


LSP Database

A	B/2
---	-----



- Ogni router calcola indipendentemente le sue tabelle di routing applicando alla mappa della rete l'algoritmo di Dijkstra o SPF (Shortest Path First)



## INFORMATICA

La differenza con il distance vector è che in questo caso i router cooperano per mantenere aggiornata la mappatura della rete in modo che ogni router possa calcolare la propria tabella di indirizzamento.

La criticità risiede nei router che hanno diversi LSP database (problema di sincronismo) per cui sono possibili dei loop.

Si dice quindi che l'LSP è trasmesso in **flooding** su tutti i link dei router.

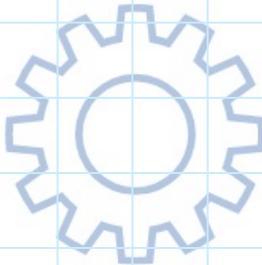
# Differenze fra DV e LS:

## Distance-Vector

- » ogni router invia le informazioni di routing ai router adiacenti
- » l'informazione trasmessa è una stima del costo verso tutte le reti
- » l'informazione è trasmessa su base periodica regolare
- » un router determina l'informazione sul next-hop usando l'algoritmo di Bellman-Ford distribuito sulle stime dei costi ricevute

## Link-State

- » ogni router invia le informazioni di routing a tutti gli altri router
- » l'informazione trasmessa è il valore esatto del costo dei link verso le reti adiacenti
- » l'informazione è trasmessa quando avviene un cambiamento
- » un router costruisce prima una descrizione della topologia della rete e poi usa un algoritmo di routing qualsiasi per calcolare le informazioni sul next-hop (tipicamente Dijkstra)



**APPUNTI DI INGEGNERIA  
INFORMATICA**

GAIA BERTOLINO

# Esercitazione 3

giovedì 10 febbraio 2022 16:56



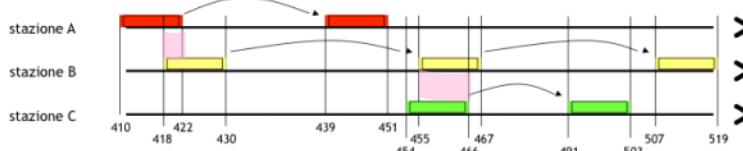
E03 -  
Esercizi - ...

## Esercizio 1

- 3 stazioni comunicano utilizzando il protocollo ALOHA; si suppone che il tempo di propagazione sia nullo; le caratteristiche del sistema sono:
  - velocità della linea: 2.5 Mbit/s
  - lunghezza delle trame: 30 Kbit ( $\rightarrow 3.75$  Kbyte) **30000 bit**
- La stazione A inizia a trasmettere all'istante  $t_A = 410$  msec;  **$410 \cdot 10^{-3}$**
- La stazione B inizia a trasmettere all'istante  $t_B = 418$  msec;  **$418 \cdot 10^{-3}$**
- La stazione C inizia a trasmettere all'istante  $t_C = 454$  msec;  **$454 \cdot 10^{-3}$**
- C'è collisione tra A e B? Per quanto tempo si sovrappongono le trame?
- Si supponga che, dopo la collisione, le stazioni decidono di ritrasmettere Z millisecondi dopo la fine della trasmissione del pacchetto corrotto;
  - Z viene deciso secondo il seguente metodo: si attende un tempo pari a
    - somma delle cifre che compongono l'istante di inizio trasmissione \* numero di collisioni consecutive + T (ad esempio, se l'istante è 315 msec,  $Z = (3+1+5)*\#collisioni + T$ )
- Si determini in quale istante riescono a trasmettere le 3 stazioni

$$T_{trama} = \frac{30000}{2,500000} = 12 \cdot 10^{-3} s$$

## Esercizio 1 - Soluzione



- Tempo di trama  $T$ :  $30.000 \text{ bit} / 2.500.000 \text{ bit/s} = 12 \text{ msec}$  **ogni trama dura  $12 \cdot 10^{-3} s$**
- Stazione A
  - prima collisione,  $Z = (4+1+0)*1+12=17$ , istante di ritrasmissione=422+17=439
- Stazione B
  - prima collisione,  $Z=(4+1+8)*1+12=25$ , istante di ritrasmissione=430+25=455
  - seconda collisione,  $Z=(4+5+5)*2+12=40$ , istante di ritrasmissione=467+40=507
- Stazione C
  - prima collisione,  $Z= (4+5+4)*1+12=25$ , istante di ritrasmissione=466+25=491

A

### Esercizio Aloha

Sia il rate medio di arrivo dei frame nelle stazioni pari a 4 frame/s. Ipotizzando di avere frame di lunghezza costante 512 byte potenzialmente inviabili dalle stazioni e di considerare un bus di comunicazione con capacità  $C = 100 \text{ kbps}$  e ritardo di propagazione di  $1 \mu\text{s}$ .

1. Calcolare il numero medio di pacchetti inviati con successo da una stazione verso un'altra stazione della stessa rete LAN. Si consideri il caso in cui le stazioni possano inviare **in qualunque istante temporale**. **ALOHA PURO**
2. Si calcoli anche il valore del throughput medio considerando invece l'invio dei frame solo negli slot temporali definiti dal protocollo Aloha a slot.
3. Quale sarebbe il max throughput supportabile dalla rete?
4. Se il numero di pacchetti mediamente inviati in rete fosse di 7 frame/s come cambierebbe il throughput medio supportabile dal sistema?

$$\lambda = 4 \left( \frac{f}{s} \right) \quad T = \frac{L}{C} = \frac{512 \times 8 \text{bit}}{100 \text{kbps}} = 40 \text{ms} \gg 1 \mu\text{s} \text{ (ritardo di propagazione)}$$

$$G = \lambda * T = 4 \times 40 \times 10^{-3} = 0,16 \text{ frame}$$

$S = Ge^{-G} = 0,16 * e^{-0,16}$  applicando la scala logaritmica avremo  $\log(S) = \log(0,16) - 2 * 0,16 = -1,83 - 0,32 = -2,15$  cioè  $S=0,116$  (11,6%) rappresenta il throughput medio di frame inviati con successo nonostante sulla rete siano immessi 4 frame al secondo (quindi una performance molto bassa). Il massimo throughput ottenibile è  $S_{max} = \frac{1}{e} = 18,3\%$  e per ottenerlo è necessario incrementare il rate medio di invio da parte delle stazioni.

Se invece dell'Aloha puro usassimo l'Aloha a slot si presenterebbe la seguente situazione:

$S = Ge^{-G} = 0,16 * e^{-0,16}$  applicando sempre la scala logaritmica avremo  $\log(S) = \log(0,16) - 0,16 = -1,83 - 0,16 = -1,99$  ritornando alla scala originaria  $S=0,1366$  (13,6%). Ciò significa che imponendo un tempo discreto di accesso le performance migliorano leggermente con rate medio come quello indicato. Chiaramente il miglioramento significativo si otterrebbe per rate di invio dei frame maggiori considerando che il throughput massimo ottenibile è  $S_{max} = \frac{1}{e} = 36,6\%$ . Per ottenere tale throughput il traffico da immettere in rete dovrebbe essere nel caso dell'Aloha a slot  $G_{max} = 1 = \lambda * T$  ciò implica che  $\lambda = \frac{1}{T} = \frac{1}{40 \times 10^{-3}} = 25 \text{ (f/s)}$ . Solo incrementando il carico a 25 frame al secondo si potrà incrementare la percentuale di utilizzo del canale. Chiaramente il prezzo da pagare è un numero di ritrasmissioni elevate a causa di collisioni che porteranno ad avere un utilizzo effettivo del canale al massimo pari al 37%.

Se il data rate medio di invio dei frame fosse di 7 frame al sec. Avremmo:

$G = \lambda * T = 7 \times 40 \times 10^{-3} = 0,28 \text{e} \quad S = Ge^{-G} = 0,28 * e^{-0,28}$  in scala logaritmica  $\log(S) = \log(0,28) - 0,28 = -1,27 - 0,28 = -1,55$  quindi  $S=0,21$  (21%) nel caso di Aloha a slot.

$$\lambda = 4 \text{ frame/s}$$

$$L = 512 \text{ byte} = 512 \cdot 8 \text{ bit}$$

$$C = 100 \cdot 10^3 \text{ bps}$$

$$T_R = 1 \cdot 10^{-6} \text{ s}$$

A



E03 -  
Esercizi - ...

## CSMA

### Collision Detection

- Si consideri un sistema CSMA-CD con distanza massima tra le stazioni pari a 500 m
- si calcoli la lunghezza minima del pacchetto affinché il rapporto  $a=\tau/T$  sia pari a 0,1 nel caso di
  - canale a 10 Mbit/s
  - canale a 100 Mbit/s
- motivare la necessità di imporre un vincolo sul valore massimo di a

## Soluzione

- si ha:  $\tau=2.5 \mu s$
- e quindi  $T=25 \mu s$
- nel caso di 10 Mbit/s
  - $L/10=25; L=250 \text{ bit}$
- nel caso di 100 Mbit/s
  - $L/100=25; L=2500 \text{ bit}$

A

## CSMA

- Si deve progettare una rete di sensori disseminati sul fondale marino. I sensori comunicano tra di loro trasmettendo segnali digitali mediante sonar su portante ultrasonica a 30 kHz ad un ritmo  $R = 800 \text{ bit/s}$ . Sono inoltre distribuiti entro un'area circolare di diametro  $d = 700 \text{ m}$ .
  - Sapendo che la velocità di propagazione delle onde acustiche alla frequenza della portante è  $v = 1400 \text{ m/s}$ , dimensionare le trame in modo che si possa utilizzare CSMA/CD come protocollo di accesso al mezzo condiviso.
  - Modificare opportunamente il dimensionamento delle trame per il caso in cui l'area entro cui sono disseminati i sensori ha un diametro doppio di  $d$ .

## Soluzione

- La condizione di funzionamento corretto del CSMA/CD è:
  - $T \geq 2\tau$
- Sapendo che:
  - $T=L/R$
- Si ha:
  - $L \geq 2\tau R$
  - $L \geq 2d \vee R = 2(700[\text{m}]/1400 [\text{m/s}]) 800 [\text{bit/s}] = 800 [\text{bit}]$

A

### Esercizio CSMA

Sia il rate medio di arrivo dei frame nelle stazioni pari a 6 frame/s. Ipotizzando di avere frame di lunghezza costante 512 byte potenzialmente inviabili dalle stazioni e di considerare un bus di comunicazione con capacità C= 100 kbps e ritardo di propagazione di 1 ms calcolare:

1. Il numero medio di pacchetti inviati con successo da una stazione verso un'altra stazione della stessa rete LAN. Si consideri la possibilità delle stazioni di poter trasmettere solo negli istanti temporali definiti dal protocollo di accesso al mezzo e si consideri un MAC tipo Aloha a slot. Calcolare il throughput medio e il massimo throughput supportabile.
2. Valutare il throughput ottenibile con un frame rate pari a 24 frame/s.
3. Che cosa cambierebbe se si utilizzasse un protocollo MAC del tipo CSMA? In cosa si migliora?

$$\lambda = 6 \left( \frac{f}{s} \right) \quad T = \frac{L}{C} = \frac{512 \times 8 \text{bit}}{100 \text{kbps}} = 40 \text{ms}$$

1.  $G = 6 * 40 * 10^{-3} = 0,24 \text{ f}$  da cui  $S = Ge^{-G} = 0,24 * e^{-0,24} = 0,1887$  (18,87%)
2. Se il frame rate fosse di 24 (f/s) avremmo  $G = 24 * 40 * 10^{-3} = 0,96 \text{ f}$  da cui  $S = Ge^{-G} = 0,96 * e^{-0,96} = 0,367$  (36,7%)
3. Si consideri il throughput medio S per il CSMA pari a  $S = \frac{G * e^{-aG}}{G(1+2a)+e^{-aG}}$ . Calcoliamo il parametro  $a = \frac{\tau}{T} = \frac{10^{-3}}{40 * 10^{-3}} = 0,025$ . Sulla base di a S sarà:  $S = \frac{0,24 * e^{-0,025 * 0,24}}{0,24 * (1+2 * 0,025) + e^{-0,025 * 0,24}}$  sfruttando i logaritmi avremo  $\log(S) = \log(0,24) - 0,025 * 0,24 - \log(0,24 * (1 + 0,05) + 1) = -1,427 - 0,006 - 0,225 = -1,657$  da cui nella scala iniziale S=0,19 (19%). Apparentemente con un frame rate pari a 6 f/s non si nota un grande miglioramento rispetto all'Aloha a slot. Tuttavia se considerassimo il frame rate di 24 f/s vediamo come cambia il valore di S:  
 $S = \frac{0,96 * e^{-0,025 * 0,96}}{0,96 * (1+2 * 0,025) + e^{-0,025 * 0,96}}$  da cui  $\log(S) = \log(0,96) - 0,025 * 0,96 - \log(0,96 * (1 + 0,05) + 0,976) = -0,04 - 0,024 - 0,685 = -0,749$  da cui S=0,472 (47,2%). Questo significa che il CSMA consente di avere un utilizzo del 47,2% che è circa l'11% più alto dell'Aloha a slot. Inoltre con il frame rate di 24 f/s mentre l'Aloha a slot ha raggiunto la sua saturazione, il CSMA può supportare potenzialmente anche un traffico maggiore.

A

## Esercitazione 4

giovedì 10 febbraio 2022 16:58



EO4 -  
Esercizio I...

### Indirizzamento a maschera fissa

Esercitazione di Fondamenti di Reti di Telecomunicazioni

#### Sommario

<b>ESERCIZIO 1</b>	<b>2</b>
SVOLGIMENTO:	3
ANALISI L4.	3
ANALISI L1	4
ANALISI L3	5
ANALISI L2	5
<b>ESERCIZIO 2</b>	<b>6</b>
<b>SVOLGIMENTO</b>	<b>6</b>
ANALISI L4.	6
ANALISI L1	6
ANALISI L3	8
ANALISI L2	8
<b>ESERCIZIO 3</b>	<b>9</b>
ANALISI L4.	9
ANALISI L1	9
ANALISI L3	10
ANALISI L2	10



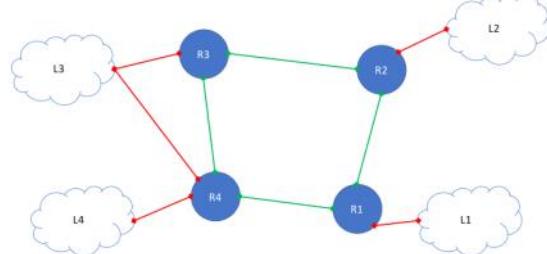
**INGEGNERIA  
INFORMATICA  
GAIA BERTOLINO**

### Esercizio 1

In questo esercizio si andrà ad affrontare la progettazione di un piano di indirizzamento IPv4 per un Sistema Autonomo (S.A.) che ha come **indirizzo base 200.11.15.0**. Il piano dovrà rispettare i seguenti vincoli.

- Indirizzamento Classfull con indirizzi appartenenti alla classe di indirizzi di tipo C;
- Dovranno essere minimizzati i blocchi di indirizzi di classe C utilizzati;
- L1 dovrà indirizzare 115 host;
- L2 dovrà indirizzare 28 host;
- L3 dovrà indirizzare 59 host;
- L4 dovrà indirizzare 127 host;

Durante lo svolgimento dovranno essere evidenziate le scelte progettuali. La rete di riferimento del S.A. è mostrata in figura:



Indicare per ogni sottorete creata la **percentuale di utilizzazione** e effettuare la **verifica di appartenenza** di un indirizzo alla propria rete.

111.111.111.111

Net

Host

Svolgimento:

Il primo vincolo da considerare è il tipo di indirizzamento, da traccia sappiamo che sarà possibile creare reti solo utilizzando classi di indirizzamento di tipo C. Questo indica che **ogni rete potrà contenere al massimo 256 indirizzi**. In questo caso la maschera è fissa sarà **255.255.255.0** in notazione abbreviata /24.

Un indirizzo di classe C è composto da 24 bit (da sinistra a destra) che indicano la Network-ID; mentre gli ultimi 8 bit ci indicano la Host-ID ovvero quanti indirizzi possiamo avere per ogni singola rete.

Numeri di host  $2^8 = 256$  Indirizzi;  
Numero di Reti  $2^{24} = 16\,777\,216$  reti;



Dato che è possibile utilizzare solo blocchi di classe C, l'esercizio è molto semplice e si riduce a verificare quanti e quali blocchi dovremmo andare ad allocare per il sistema autonomo. Inoltre, dovremo verificare quanti blocchi di classe C dovremo assegnare ad ogni singola rete.

Per effettuare un buon piano di indirizzamento che cerchi di evitare sprechi ed ottimizzare l'utilizzazione dei blocchi è consigliabile partire dalla rete che richiede il maggior numero di indirizzi e procedere effettuando un ordinamento decrescente delle reti.

Nel nostro caso andremo ad effettuare il piano di indirizzamento seguendo il seguente ordine (L4,L1,L3,L2);

Analisi L4.

L4 richiede 127 indirizzi per host. Sappiamo che per ogni sottorete fisica dobbiamo inserire oltre al numero di host richiesti anche i due indirizzi che identificano l'inizio e la fine della sottorete stessa aggiungendo anche gli indirizzi dei sistemi di livello 3 (router) che permetteranno alla sotto-rete di connettersi al sistema autonomo. Quindi per L4 otteniamo

$$L4 = 127 + b + bb + R4 = 130 \text{ Indirizzi} \Rightarrow 256$$

$$\text{iud.Richiesti} + \text{iud.Inizio} + \text{iud.Fine} + \text{Router}$$



INGEGNERIA  
MATICA  
ERTOLINO

L4 necessita di 130 indirizzi, il blocco più vicino utilizzabile è 256. Andiamo ad utilizzare quindi la seguente sottorete :

$$\lceil \log_2 130 \rceil = 8 \rightarrow 2^8$$

1) Individuo la classe :

	MASCHERA	NET	HOST
A	255.0.0.0 /8	8	24

$$\lceil \log_2 130 \rceil = 8 \rightarrow 2^8$$

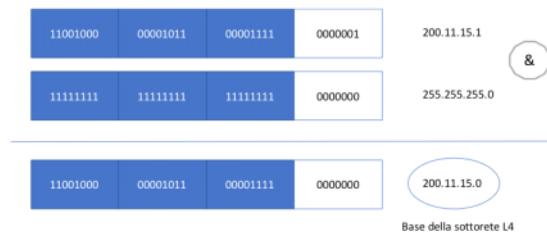
L4 necessita di 130 indirizzi, il blocco più vicino utilizzabile è 256. Andiamo ad utilizzare quindi la seguente sottorete :

$$b = \text{base} = 200.11.15.0 /24$$

$$bb = \text{broadcast} = 200.11.15.255 /24$$

$$R4 = 200.11.15.1 /24 \rightarrow \text{qualsiasi indirizzo va bene per il router}$$

Facciamo ora il test di appartenenza > prendiamo l'indirizzo del router e lo mettiamo in AND con la maschera di sottorete.



Il test conferma che l'indirizzo di R1 effettivamente appartiene alla sottorete identificata ritornando l'indirizzo di base della stessa.

Calcoliamo ora la percentuale di utilizzazione :

$$\frac{130}{256} = 0,5078125$$

Analisi L1

Passiamo ora al calcolo di L1: Indirizzi richiesti 115

$$L1 := 115 + b + bb + R3 = 118 \text{ Indirizzi} \Rightarrow 256$$

$$b = \text{base} = 200.11.16.0 /24$$

$$bb = \text{broadcast} = 200.11.16.255 /24$$

$$R1 = 200.11.16.1 /24$$

Calcoliamo ora la percentuale di utilizzazione :

$$\frac{118}{256} = 0,4609375$$

Analisi L3

Passiamo ora al calcolo di L3: Indirizzi richiesti 59

$$L3 := 59 + b + bb + R3 + R4 = 63 \text{ Indirizzi} \Rightarrow 256$$

$$b = \text{base} = 200.11.17.0 /24$$

$$bb = \text{broadcast} = 200.11.17.255 /24$$

$$R3 = 200.11.17.1 /24$$

$$R4 = 200.11.17.2 /24$$

Calcoliamo ora la percentuale di utilizzazione :

$$\frac{63}{256} = 0,24609375$$

Analisi L2

Passiamo ora al calcolo di L2: Indirizzi richiesti 28

$$L2 := 28 + b + bb + R2 = 31 \text{ Indirizzi} \Rightarrow 256$$

$$b = \text{base} = 200.11.18.0 /24$$

$$bb = \text{broadcast} = 200.11.18.255 /24$$

$$R2 = 200.11.18.1 /24$$

Calcoliamo ora la percentuale di utilizzazione :

$$\frac{31}{256} = 0,12109375$$

	MASCHERA	NET	HOST
A	255.0.0.0 /8	8	24
B	255.255.0.0 /16	16	16
C	255.255.255.0 /24	24	8

2) Ordino in base agli indirizzi richiesti

$$L_u = 127$$

$$L_1 = 115$$

$$L_3 = 59$$

$$L_2 = 28$$

3) Itero il seguente procedimento :

- $L_u$  richiede i *dipende dal numero di router collegati*  
 $\text{Ind. richiesti} + N\text{Ind. Router} + \text{Ind. Inizio} + \text{Ind. Fine} = 127 + b + bb + Ru = 130$

Per rappresentare 130 indirizzi ho bisogno di 256 bit.

Dunque avrò :

$$b = 200.11.15.0 \rightarrow \text{primo}$$

$$Ru = 200.11.15.1 \rightarrow \text{uno qualsiasi}$$

$$bb = 200.11.15.255 \rightarrow \text{ultimo}$$

Verifco che l'indirizzo del router appartenga alla sottorete identificata (**TEST DI APPARTENENZA**) :

INGEGNERIA  
MATICA  
ERTO

$$Ru = 200.11.15.1$$

$$\text{Maschera} = 255.255.255.0$$

} trasformo in bit  
e opero ora AND

l'efficienza è data da  $\frac{\text{numero Indirizzi Nessunari}}{\text{numero Indirizzi Totali}} = \frac{130}{256}$

## Esercizio 2

Partendo dalla rete mostrata nell'esercizio precedente considerare nel seguente esercizio un piano di indirizzamento di tipo classless effettuando subnetting su indirizzi di classe C. Si consideri un subnetting a maschera fissa. Le sottoreti e i requisiti di rete sono:

- L1 dovrà indirizzare 115 host;
- L2 dovrà indirizzare 28 host;
- L3 dovrà indirizzare 59 host;
- L4 dovrà indirizzare 127 host;
- indirizzo base del S.A. = 200.11.15.0

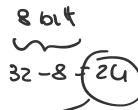
Svolgimento

Come fatto nel caso precedente bisogna ordinare le reti dalla più grande alla più piccola. La rete che richiede più indirizzi è la rete L4.

Analisi L4

L4 richiede 127 indirizzi per host.

$$L4 = 127 + b + bb + R4 = 130 \text{ Indirizzi} \Rightarrow 256$$



La sottorete sarà quindi:

$$b = \text{base} = 200.11.15.0 /24$$

$$bb = \text{broadcast} = 200.11.15.255 /24$$

$$R4 = 200.11.15.1 /24$$

Calcoliamo ora la percentuale di utilizzazione:

$$\frac{130}{256} = 0,5078125$$

$$\lceil \log_2 128 \rceil$$

Analisi L1

Passiamo ora al calcolo di L1: Indirizzi richiesti 115

$$L1 = 115 + b + bb + R3 = 118 \text{ Indirizzi} \Rightarrow 128$$

$$32 - 7 = 25$$

$$b = \text{base} = 200.11.16.0 /25$$

$$bb = \text{broadcast} = 200.11.16.255 /25$$

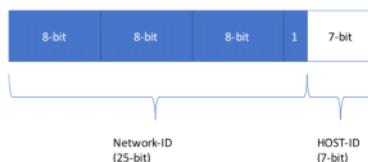
$$R1 = 200.11.16.1 /25$$

Calcoliamo ora la percentuale di utilizzazione:

$$\frac{118}{128} = 0,921875$$

La maschera di rete /25 sposta di un bit verso destra la network Id ottenendo così la seguente maschera di sottorete

255.255.255.128



Facciamo ora un test di appartenenza, prendiamo l'indirizzo del router R3

11001000	00001011	00001111	0	00000001	200.11.16.1
11111111	11111111	11111111	1	00000000	255.255.255.128
11001000	00001011	00001111	0	00000000	200.11.16.0

Base della sottorete L1

Come è possibile notare il risultato dell'operazione logica ritorna la base della rete L1. Il test quindi verifica la scelta progettuale. Verifichiamo ora un indirizzo che non appartiene alla rete ovvero il 200.11.16.200

11001000	00001011	00001111	1	1001000	200.11.16.200
11111111	11111111	11111111	1	00000000	255.255.255.128
11001000	00001011	00001111	1	00000000	200.11.16.128

Non è la Base della sottorete L1

128 host

b 200.200.200.0 /25

b 200.200.200.127/25



INGEGNERIA  
MATICA

ERTOLINO

#### Analisi L3

Passiamo ora al calcolo di L3: Indirizzi richiesti 59

$$L3 := 59 + b + bb + R3 + R4 = 63 \text{ Indirizzi} \Rightarrow 64$$

L3 richiede 64 indirizzi totali; non è possibile dato il vincolo di maschera fissa allocare sullo stesso di L1 a meno di non voler utilizzare i 128 indirizzi per L3. Dato che dovremmo comunque andare sul blocco successivo, a causa della rete L2, dal punto di vista dell'indice di utilizzazione si potrebbe partizionare il blocco successivo in sotto reti da 64, lasciando il range 200.11.16.128 - 200.11.16.255 per utilizzi futuri.

$b = base = 200.11.17.0 /26$   
 $bb = broadcast = 200.11.17.63 /26$   
 $R3 = 200.11.17.1 /26$   
 $R4 = 200.11.17.2 /26$

La maschera /26 in decimale è la seguente 255.255.255.192 abbiamo dato alla parte Network-Id un ulteriore bit dell'ultimo ottetto. Quindi in totale si ottengono 26 bit per la Net-ID e 6 bit per la Host-ID

Calcoliamo ora la percentuale di utilizzazione :

$$\frac{63}{64} = 0,984375$$

$\log_2 32 = 5$        $32 - 5 = 27$

#### Analisi L2

Passiamo ora al calcolo di L2: Indirizzi richiesti 28

$$L2 := 28 + b + bb + R2 = 31 \text{ Indirizzi} \Rightarrow 32$$

Per soddisfare il vincolo dell'utilizzazione possiamo passare ad un altro blocco da suddividere in blocchi da 32 ed utilizzare il primo per L2

$b = base = 200.11.18.0 /27$   
 $bb = broadcast = 200.11.18.31 /27$   
 $R2 = 200.11.18.1 /27$

Calcoliamo ora la percentuale di utilizzazione :

$$\frac{31}{32} = 0,96875$$

$200.11.18.0/27$   
 $200.11.18.31/27$   
 $200.11.18.1/27$

### Esercizio 3

Prendendo in esame la traccia dell'esercizio 2, risolvere l'esercizio utilizzando un indirizzamento a maschera variabile (VLSM)

Come fatto nel caso precedente bisogna ordinare le reti dalla più grande alla più piccola. La rete che richiede più indirizzi è la rete L4.

#### Analisi L4.

L4 richiede 127 indirizzi per host.

$$L4 := 127 + b + bb + R4 = 130 \text{ Indirizzi} \Rightarrow 256$$

La sottorete sarà quindi:

$b = base = 200.11.15.0 /24$   
 $bb = broadcast = 200.11.15.255 /24$   
 $R4 = 200.11.15.1 /24$

Calcoliamo ora la percentuale di utilizzazione :

$$\frac{130}{256} = 0,5078125$$

#### Analisi L1

Passiamo ora al calcolo di L1: Indirizzi richiesti 115

$$L1 := 115 + b + bb + R1 = 118 \text{ Indirizzi} \Rightarrow 128$$

$b = base = 200.11.16.0 /25$   
 $bb = broadcast = 200.11.16.255 /25$   
 $R1 = 200.11.16.1 /25$

Calcoliamo ora la percentuale di utilizzazione :

$$\frac{118}{128} = 0,921875$$

La maschera di rete /25 sposta di un bit verso destra la network Id ottenendo così la seguente maschera di sottorete:  
 $255.255.255.128$



# INGEGNERIA MATICA ERTOLINO

Analisi L3

Passiamo ora al calcolo di L3: Indirizzi richiesti 59

$$L3 := 59 + b + bb + R1 + R4 = 63 \text{ Indirizzi} \Rightarrow 64$$

Questa volta avendo la possibilità di utilizzare la tecnica del VLSM possiamo suddividere il blocco che va dal 200.11.16.128 a 200.11.16.255 in due sotto-blocchi da 64 indirizzi, ottenendo in questo modo il seguente partizionamento:

$b = base = 200.11.16.128 /26$   
 $bb = broadcast = 200.11.16.191 /26$   
 $R3 = 200.11.16.129 /26$   
 $R4 = 200.11.16.130 /26$

Analisi L2

Passiamo ora al calcolo di L2: Indirizzi richiesti 28

$$L2 := 28 + b + bb + R2 = 31 \text{ Indirizzi} \Rightarrow 32$$

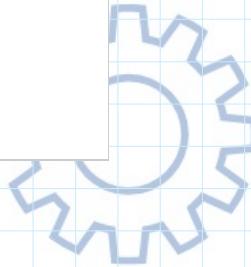
Possiamo anche in questo caso sfruttare la VLSM partizionando ulteriormente il blocco 200.11.16.192 – 200.11.16.255 in due sottobloccchi ottenendo così il seguente piano di indirizzamento:

$b = base = 200.11.16.192 /27$   
 $bb = broadcast = 200.11.17.223 /27$   
 $R2 = 200.11.16.193 /27$

Calcoliamo ora la percentuale di utilizzazione :

$$\frac{31}{32} = 0,96875$$

La maschera /27 corrisponde a 255.255.255.224



# APPUNTI DI INGEGNERIA INFORMATICA

GAIA BERTOLINO



## Esercitazione su sub-netting/super-netting

La rete /P rappresentata in figura è costituita da 6 LAN interconnesse mediante varie tecnologie (Ethernet, Fast Ethernet e collegamenti punto a punto).

Di ciascuna LAN è noto il numero di host (comprensivo del router o dei router che appartengono alla LAN stessa).

Si dispone dei blocchi di indirizzi contigui da 200.0.0.0/24 a 200.0.7.0/24 (8 blocchi di indirizzi in classe C).

Si chiede di:

$$\begin{array}{c} \text{8 blocchi da 256 bit} \\ = \\ \underline{\underline{2048 \text{ bit}}} \end{array}$$

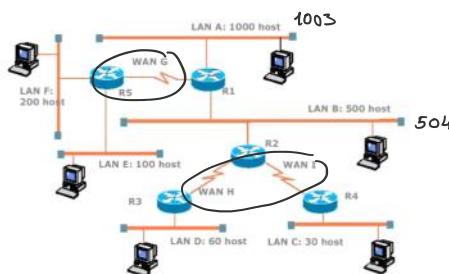
- indirizzare tutte le sottoreti;
- calcolare le maschere relative;
- assegnare gli indirizzi alle interfacce dei router.



## Ipotesi di lavoro

Le ipotesi di lavoro sono:

- impiego di maschere di sub-netting e super-netting di lunghezza variabile (VLSM);
- divieto di utilizzo delle sottoreti indirizzate con tutti 1 e di quelle indirizzate con tutti 0.



## Soluzione (1)

Utilizzando la notazione **classeless** il blocco di indirizzi contigui a disposizione si può identificare col la **supernet** 200.0.0.0/21, che include 2048 indirizzi da 200.0.0.0 a 200.0.7.255.

La suddivisione di questo spazio di indirizzi va effettuato fra le LAN ed i collegamenti punto-punto fra i router, conformemente al numero di host ed interfacce presenti.

LAN	Net ID / mask-bit	Netmask	Numero Massimo Host
LAN A	200.0.0.0/22	255.255.252.0	1022
LAN B	200.0.4.0/23	255.255.254.0	510
LAN C	200.0.7.192/27	255.255.255.224	30
LAN D	200.0.7.128/26	255.255.255.192	62
LAN E	200.0.7.0/25	255.255.255.128	126
LAN F	200.0.6.0/24	255.255.255.0	254

LAN A : 1000 host  
 LAN B : 500 host  
 LAN C : 30 host  
 LAN D : 60 host  
 LAN E : 100 host  
 LAN F : 200 host  
 BASE : 200.0.0.0

LAN A  
 LAN B  
 LAN C  
 LAN D  
 LAN E  
 LAN F

$$\begin{aligned} \text{LAN A} \quad I &= 1000 + R_1 + b + bb = 1004 \\ \text{quindi } 2^{\text{10}} &= 1024 \end{aligned}$$

$$32 - 10 = 22$$

quiudi

$$8 \cdot 8 \cdot 6 \cdot 0$$

$$\text{MASK} : 255.255.252.0$$

$$b = 200.0.0.0/22$$

$$bb = 200.0.0.3.255/22$$

$$R_1 = 200.0.0.1/22$$

$$\begin{aligned} \text{LAN B} \quad I &= 500 + b + bb + R_1 + R_2 = 506 \\ \text{quiudi } 2^{\text{9}} &= 512 \end{aligned}$$

$$32 - 9 = 23$$

quiudi

$$8 \cdot 8 \cdot 7 \cdot 0$$

$$\text{MASK} : 255.255.254.0$$



## Soluzione (2)



## Soluzione (2)

Da questa suddivisione rimangono liberi 30 indirizzi che possono essere utilizzati per le interfacce dei router sui collegamenti punto-punto. In questo caso è consigliabile creare una sottorete da 2 host per ciascun collegamento punto-punto, ossia per ciascuna rete WAN. Si potrebbe quindi procedere in questo modo:

Ogni WAN ha due indirizzi

WAN	Net ID / mask-bit	Netmask	Indirizzi delle interfacce
WAN G	200.0.7.224/30	255.255.255.252	200.0.7.225 200.0.7.226
WAN H	200.0.7.228/30	255.255.255.252	200.0.7.229 200.0.7.230
WAN I	200.0.7.232/30	255.255.255.252	200.0.7.233 200.0.7.234



## Soluzione (3)

Per quanto riguarda gli indirizzi alle interfacce dei router verso le reti LAN, per convenzione si utilizzano gli indirizzi IP di valore più alto, ossia quelli immediatamente precedenti all'indirizzo di broadcast avente tutti i bit a 1 nella parte host.

L'assegnazione risulta quindi la seguente:

Router	Interfaccia	Indirizzo
R1	LAN A	200.0.3.254
	LAN B	200.0.5.254
	WAN G	200.0.7.225
R2	LAN B	200.0.5.253
	WAN H	200.0.7.229
	WAN I	200.0.7.233
R3	LAN D	200.0.7.190
	WAN H	200.0.7.230
	WAN G	200.0.7.226
R4	LAN C	200.0.7.222
	WAN I	200.0.0.234
	LAN E	200.0.7.126
R5	LAN F	200.0.5.254
	WAN G	200.0.7.226
	WAN H	200.0.7.227

Indirizziamenti collegamenti punto punto  
GAIA BERTOLINO

$$\text{WAN G} \quad I = b + bb + R_5 + R_1 = 4$$

quiudi  $2^2 = 4$

$32 - 2 = 30$

MASK: 8 . 8 . 8 . 6

255 . 255 . 255 . 252

b = 200 . 0 . 7 . 224 / 30

bb = 200 . 0 . 7 . 227 / 30

R5 = 200 . 0 . 7 . 225 / 30

R1 = 200 . 0 . 7 . 226 / 30

$$\text{WAN I} \quad I = b + bb + R_2 + R_4 = 4$$

b = 200 . 0 . 7 . 228 / 30

bb = 200 . 0 . 7 . 231 / 30

R2 = 200 . 0 . 7 . 229 / 30

R4 = 200 . 0 . 7 . 230 / 30

Yuan  
8 . 8 . 7 . 0

MASK: 255 . 255 . 254 . 0

b = 200 . 0 . 6 . 0 / 23

bb = 200 . 0 . 5 . 255 / 23

R1 = 200 . 0 . 6 . 1 / 23

R2 = 200 . 0 . 6 . 2 / 23

LANF  $I = 200 + b + bb + R_5 = 203$   
quiudi  $2^8 = 256$

$32 - 8 = 24$

quiudi

8 . 8 . 8 . 0

MASK: 255 . 255 . 255 . 0

b = 200 . 0 . 6 . 0 / 24

bb = 200 . 0 . 6 . 255 / 24

R5 = 200 . 0 . 6 . 1 / 24

LANE  $I = 100 + b + bb + R_5 = 103$   
quiudi  $2^7 = 128$

$32 - 7 = 25$

quiudi

8 . 8 . 8 . 1

MASK: 255 . 255 . 255 . 128

b = 200 . 0 . 7 . 0 / 25

bb = 200 . 0 . 7 . 127 / 25

R5 = 200 . 0 . 7 . 1 / 25

LAND  $I = 60 + b + bb + R_3 = 63$   
quiudi  $2^6 = 64$

$32 - 6 = 26$

quiudi

8 . 8 . 8 . 2

MASK: 255 . 255 . 255 . 192

b = 200 . 0 . 7 . 128 / 26

bb = 200 . 0 . 7 . 191 / 26

R3 = 200 . 0 . 7 . 129 / 26

LANC  $I = 30$   
quiudi  $2^5 =$

$32 - 5 = 27$

quiudi 8 . 8 . 8 . 3

MASK: 255 . 255 . 255 . 224

b = 200 . 0 . 7 . 192 / 27

bb = 200 . 0 . 7 . 223 / 27

R4 = 200 . 0 . 7 . 193 / 27