



Reti

(già "Reti di Calcolatori")

Livello Rete

I protocolli di Routing: RIP, OSPF, BGP

Renato Lo Cigno

<http://disi.unitn.it/locigno/teaching-duties/reti>

- *Credits*
 - *Part of the material is based on slides provided by the following authors*
 - *Jim Kurose, Keith Ross, “Computer Networking: A Top Down Approach,” 4th edition, Addison-Wesley, July 2007*
 - *Douglas Comer, “Computer Networks and Internets,” 5th edition, Prentice Hall*
 - *Behrouz A. Forouzan, Sophia Chung Fegan, “TCP/IP Protocol Suite,” McGraw-Hill, January 2005*
- La traduzione, se presente, è in generale opera (e responsabilità) del docente



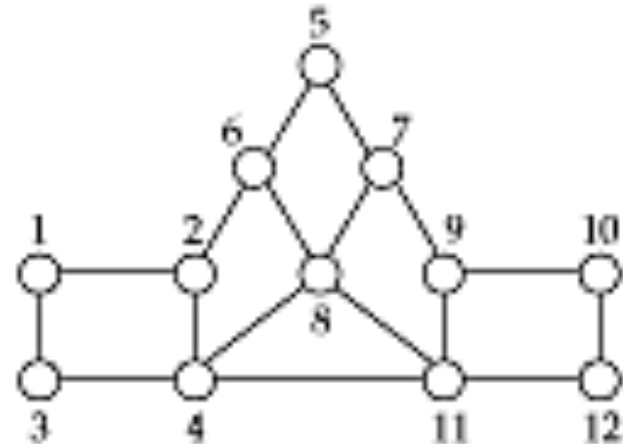
- Spazio di indirizzamento
- Indirizzi IP e loro uso
- Consegna dei pacchetti
- Configurazione dei PC e delle reti
- **Instradamento e Routing**



Routing: What is it?

- Process of finding a path from a source to every destination in the network
- Suppose you want to connect to Antarctica from your desktop
 - what route should you take?
 - does a shorter route exist?
 - what if a link along the route goes down?
 - what if you're on a mobile wireless link?
- Routing deals with these types of issues

- A routing protocol sets up a **routing table** in routers
 - internal table that says, for each destination, which is the next output to take
- A node makes a local choice depending on global topology: this is the fundamental problem



ROUTING TABLE AT 1

Destination	Next hop	Destination	Next hop
1	—	7	2
2	2□	8□	2□
3	3□	9□	2□
4	3□	10□	2□
5	2□	11□	3□
6	2	12	3



Key problem

- How to make correct local decisions?
 - each router must know something about global state
- Global state
 - inherently large
 - dynamic
 - hard to collect
- A routing protocol must intelligently summarize relevant information



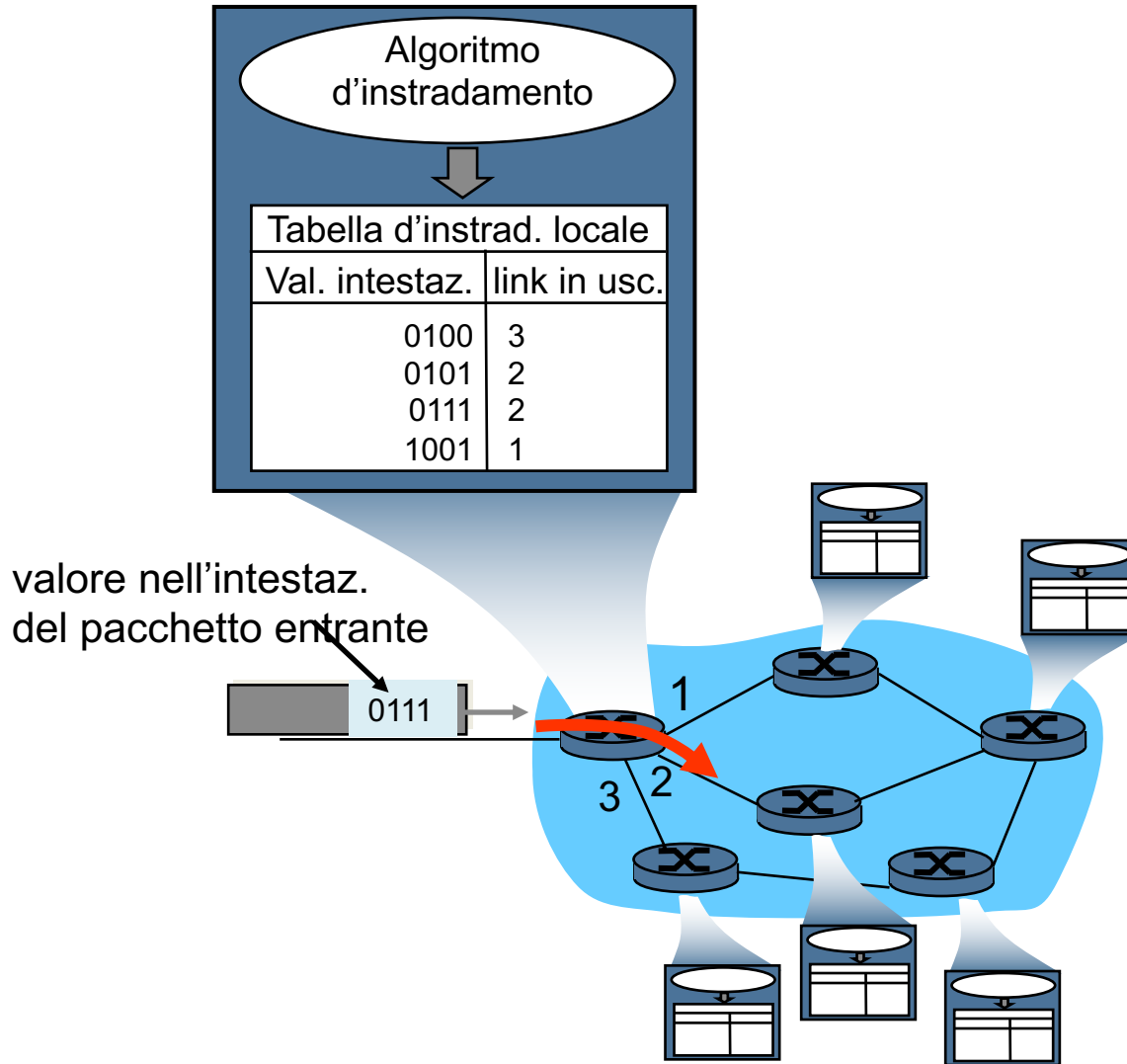
- Minimize routing table space
 - fast to look up
 - less to exchange
- Minimize number and frequency of control messages
- Robustness: avoid
 - black holes
 - **loops**
 - **oscillations**
- **Use optimal path**

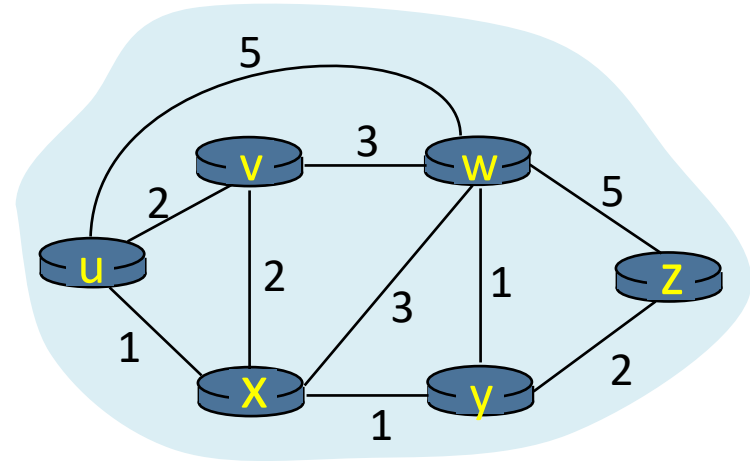


- Centralized vs. distributed routing
 - centralized is simpler, but prone to failure and congestion
- Global vs local information exchange
 - convey global information is expensive
- Static vs dynamic
 - static may work at the edge, not in the core
- Stochastic vs. deterministic
 - stochastic spreads load, avoiding oscillations, but misorders
- Single vs. multiple path
 - primary and alternative paths (compare with stochastic)
- State-dependent vs. state-independent
 - do routes depend on current network state (e.g. delay)



- To ensure that all routers maintain information about how to reach each possible destination
 - each router uses a **route propagation protocol**
 - to exchange information with other routers
 - when it learns about changes in routes
 - updates the local routing table
- Because routers exchange information periodically
 - the local routing table is updated continuously





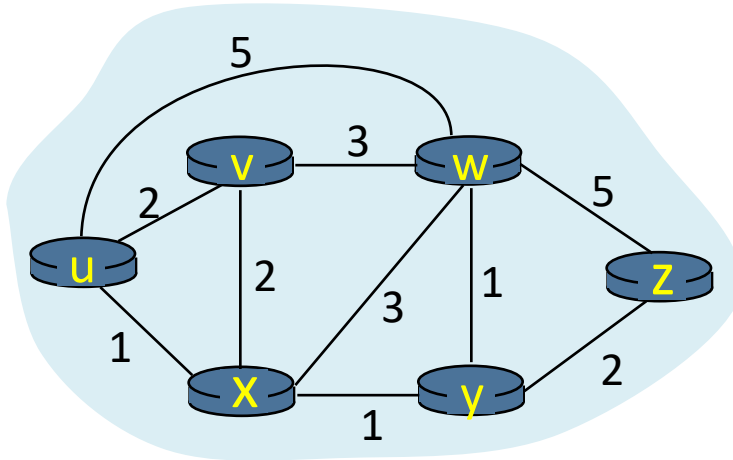
Grafo: $G = (N, E)$

$N =$ insieme di nodi (router) = $\{ u, v, w, x, y, z \}$

$E =$ insieme di archi (collegamenti) = $\{ (u,v), (u,x), (v,x), (v,w), (x,w), (x,y), (w,y), (w,z), (y,z) \}$

N.B.: Il grafo è un'astrazione utile anche in altri contesti di rete

Esempio: P2P, dove N è un insieme di peer ed E è un insieme di collegamenti TCP



- $c(x,x')$ = costo del collegamento (x,x')
- es., $c(w,z) = 5$
- il costo di un cammino è semplicemente la somma di tutti i costi degli archi lungo il cammino

Costo di un cammino $(x_1, x_2, x_3, \dots, x_p) = c(x_1, x_2) + c(x_2, x_3) + \dots + c(x_{p-1}, x_p)$

Domanda: Qual è il cammino a costo minimo tra u e z ?

Algoritmo d'instradamento: determina il cammino a costo minimo
 Protocollo d'instradamento: procura all'algoritmo i dati necessari al calcolo e diffonde i risultati



Algoritmi e protocolli Distance Vector

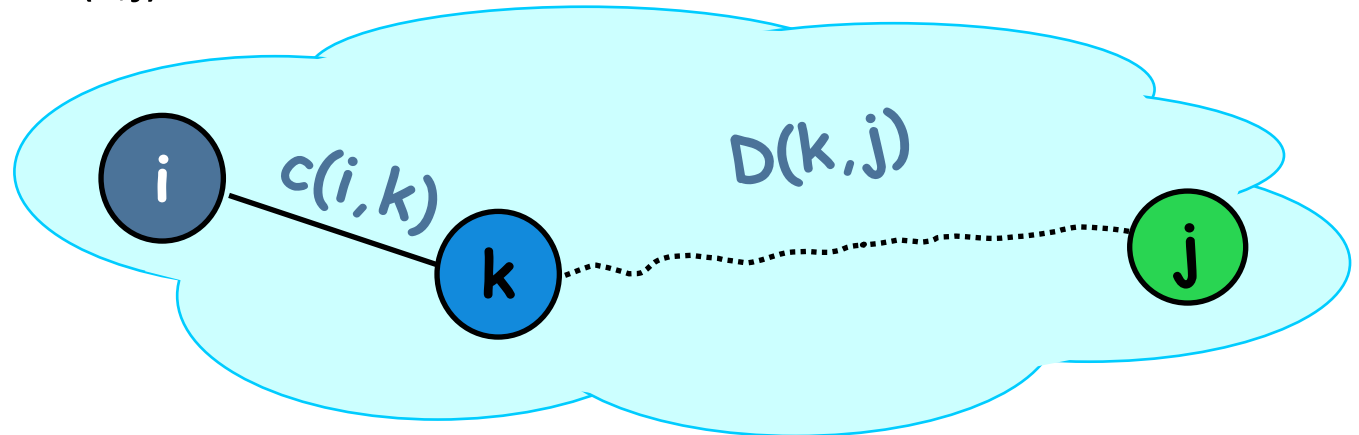


Define

$c(i,k) \geq 0$: cost from i to k (direct connection)

$D(i,j)$: cost of least-cost path from i to j

- ➔ The subset of a shortest path is also the shortest path between the two intermediate nodes
- Then, if the shortest path from node i to node j , with distance $D(i,j)$, passes through neighbor k , with link cost $c(i,k)$, we have:
 - $D(i,j) = c(i,k) + D(k,j)$





- Initial distance values (iteration 1):
 - $D(i,i) = 0$
 - $D(i,k) = c(i,k)$ if k is a neighbor (k is one-hop away)
 - $D(i,j) = \text{INFINITY}$ for all other non-neighbors j
- The set of values $D(i,*)$ is a *distance vector* at node i
- The algorithm maintains a next-hop value (forwarding table) for every destination j , initialized as:
 - $\text{next-hop}(i) = i$;
 - $\text{next-hop}(k) = k$ if k is a neighbor, and
 - $\text{next-hop}(j) = \text{UNKNOWN}$ if j is a non-neighbor.



- After every iteration each node i exchanges its distance vectors $D(i,*)$ with all its immediate neighbors.

For any neighbor k

if $c(i,k) + D(k,j) < D(i,j)$ then

{

$D(i,j) = c(i,k) + D(k,j)$

$\text{next-hop}(j) = k$

}



Basic idea:

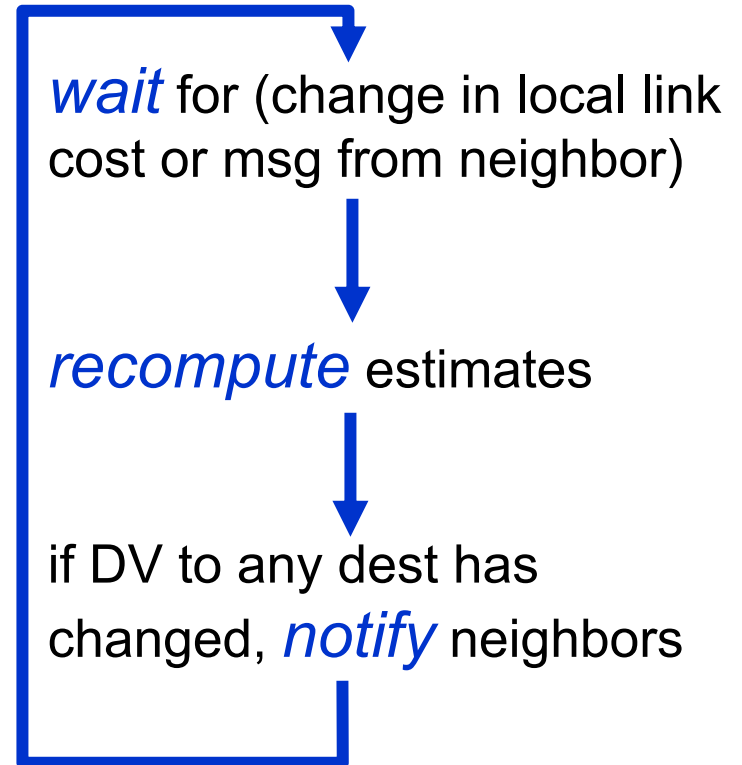
- From time-to-time, each node sends its own distance vector estimate to neighbors

Asynchronous

- When a node x receives new DV estimate from neighbor, it updates its own DV using B-F equation:
$$D(x,y) \leftarrow \min_v \{c(x,v) + D(v,y)\} \quad \text{for each node } y \in N$$
- Under minor, natural conditions, the estimate $D(x,y)$ converges to the actual least cost

- Iterative, asynchronous:
each local iteration caused by:
 - local link cost change
 - DV update message from neighbor
- Distributed:
each node notifies neighbors only when its DV changes
 - neighbors then notify their neighbors if necessary

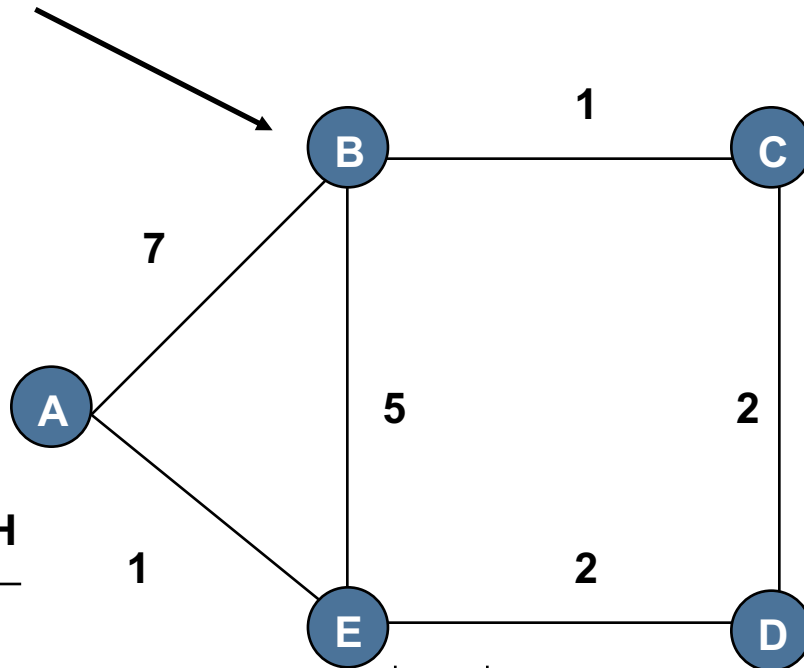
Each node:





Distance Vector: example (initialization)

B	dist	NH
→A	7	A
→B	0	-
→C	1	C
→D	-	-
→E	5	E

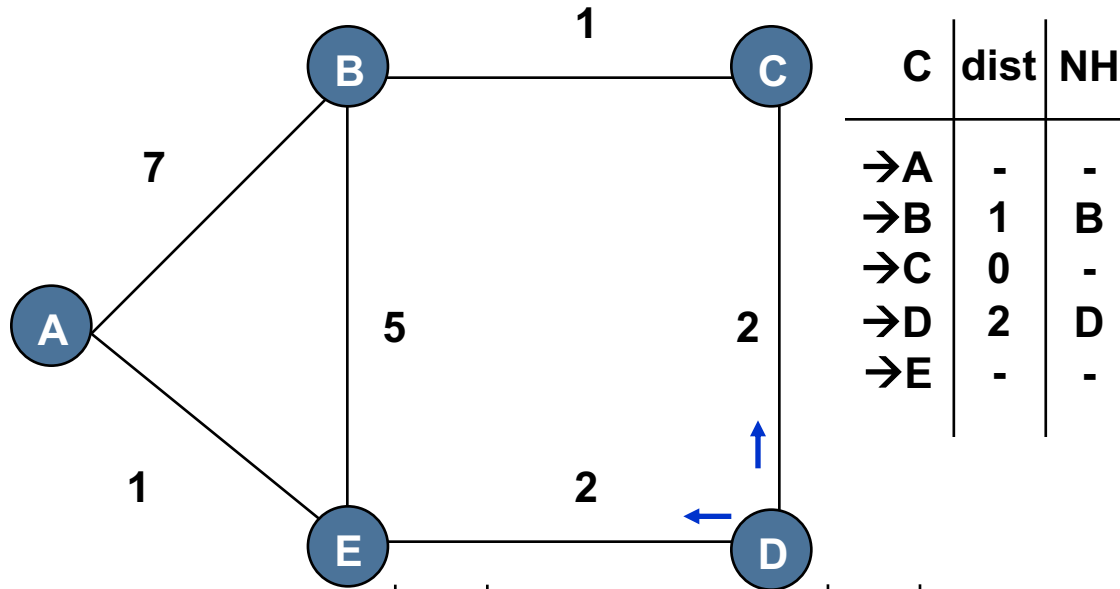


C	dist	NH
→A	-	-
→B	1	B
→C	0	-
→D	2	D
→E	-	-

A	dist	NH
→A	0	-
→B	7	B
→C	-	-
→D	-	-
→E	1	E

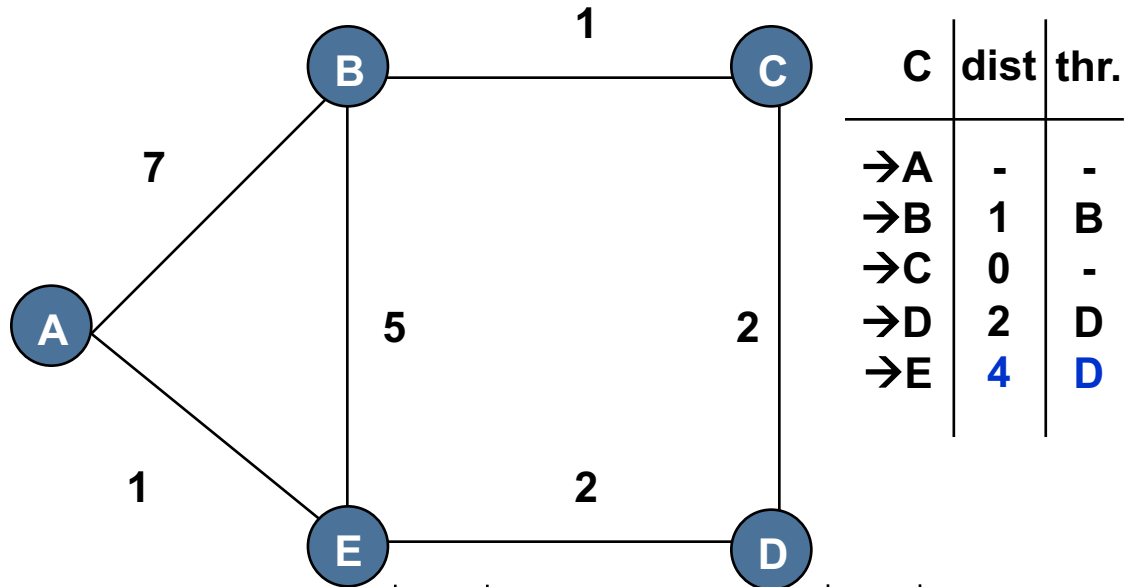
E	dist	NH
→A	1	A
→B	5	B
→C	-	-
→D	2	D
→E	0	-

D	dist	NH
→A	-	-
→B	-	-
→C	2	C
→D	0	-
→E	2	E



C	dist	NH
→A	-	-
→B	1	B
→C	0	-
→D	2	D
→E	-	-

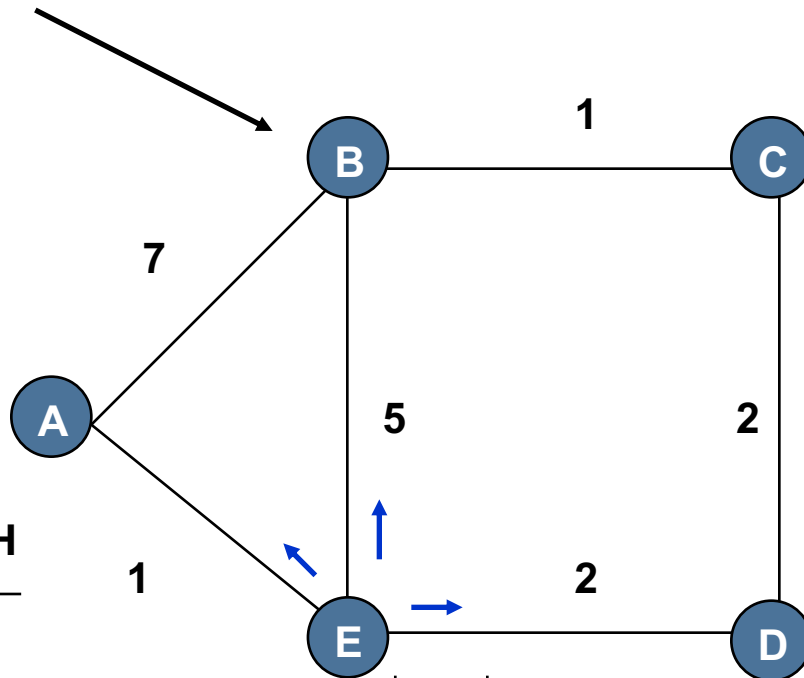
E	dist	NH	D	dist	NH
→A	1	A	→A	-	-
→B	5	B	→B	-	-
→C	-	-	→C	2	C
→D	2	D	→D	0	-
→E	0	-	→E	2	E



C	dist	thr.
→A	-	-
→B	1	B
→C	0	-
→D	2	D
→E	4	D

E			D		
	dist	NH		dist	NH
→A	1	A	→A	-	-
→B	5	B	→B	-	-
→C	4	D	→C	2	C
→D	2	D	→D	0	-
→E	0	-	→E	2	E

B	dist	NH
→A	7	A
→B	0	-
→C	1	C
→D	-	-
→E	5	E



A	dist	NH
→A	0	-
→B	7	B
→C	-	-
→D	-	-
→E	1	E

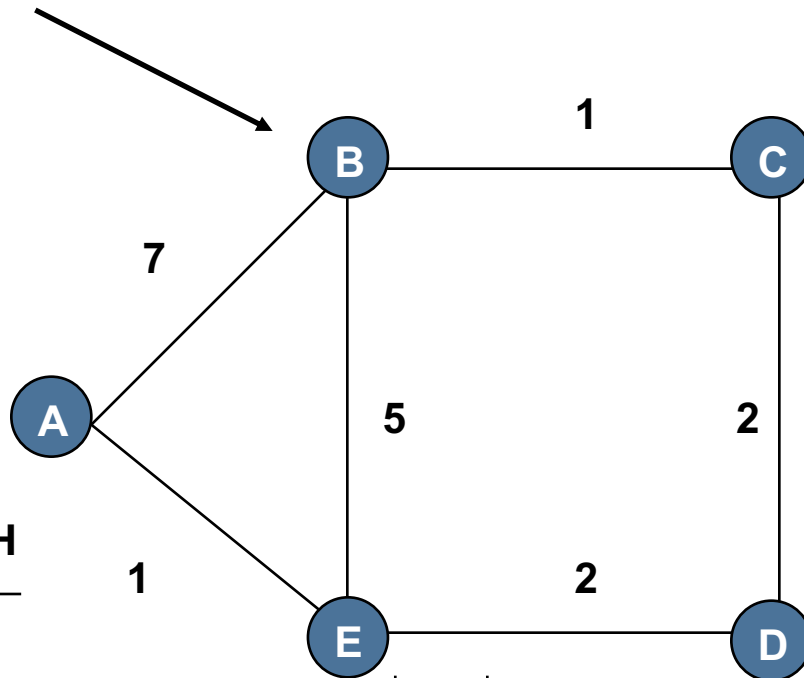
E	dist	NH
→A	1	A
→B	5	B
→C	4	D
→D	2	D
→E	0	-

D	dist	NH
→A	-	-
→B	-	-
→C	2	C
→D	0	-
→E	2	E



Distance Vector: example (running)

B	dist	NH
→A	6	E
→B	0	-
→C	1	C
→D	7	E
→E	5	E



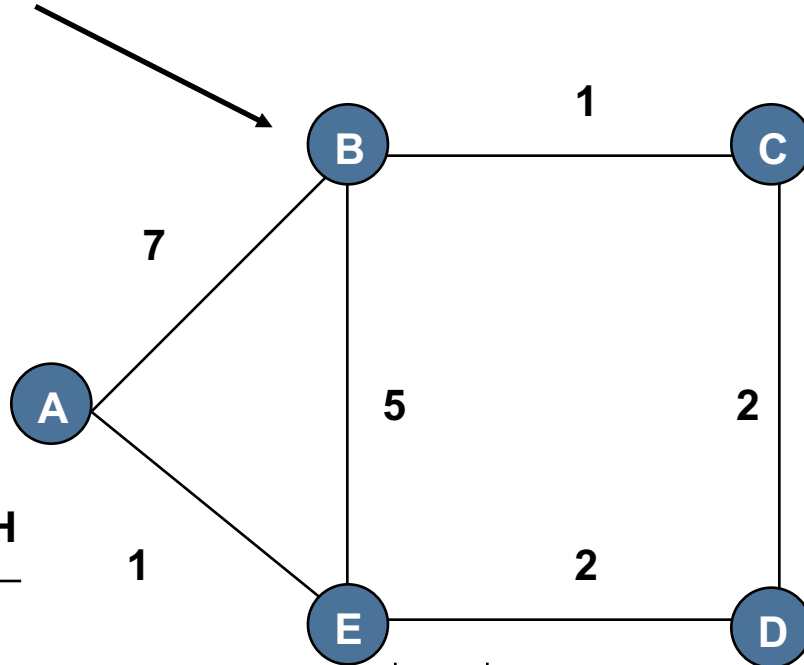
A	dist	NH
→A	0	-
→B	6	E
→C	5	E
→D	3	E
→E	1	E

E	dist	NH
→A	1	A
→B	5	B
→C	4	D
→D	2	D
→E	0	-

D	dist	NH
→A	3	E
→B	7	E
→C	2	C
→D	0	-
→E	2	E



B	dist	NH
→A	6	E
→B	0	-
→C	1	C
→D	3	C
→E	5	E

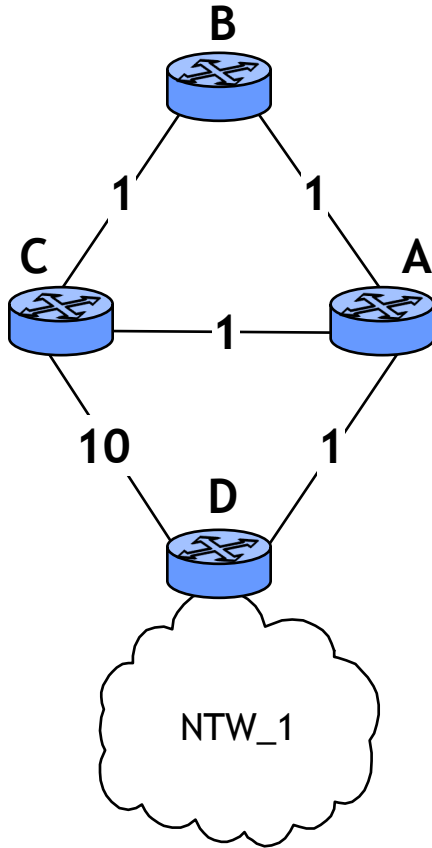


C	dist	NH
→A	5	D
→B	1	B
→C	0	-
→D	2	D
→E	4	D

A	dist	NH
→A	0	-
→B	6	E
→C	5	E
→D	3	E
→E	1	E

E	dist	NH
→A	1	A
→B	5	B
→C	4	D
→D	2	D
→E	0	-

D	dist	NH
→A	3	E
→B	3	C
→C	2	C
→D	0	-
→E	2	E



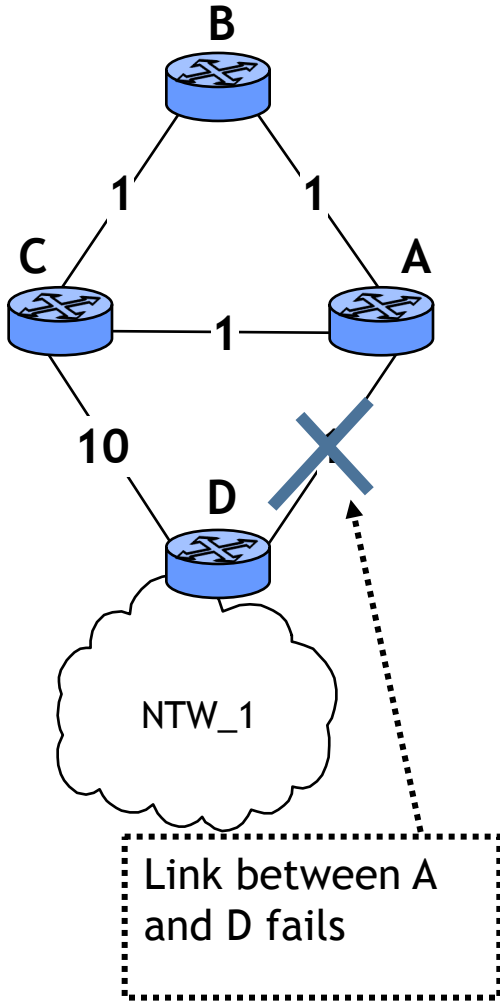
Router A		
Dest	Next	Metric
NTW_1	D	2

Router B		
Dest	Next	Metric
NTW_1	A	3

Router C		
Dest	Next	Metric
NTW_1	A	3

Router D		
Dest	Next	Metric
NTW_1	dir	1

- Consider the entries in each routing table for network NTW_1
- Router D is directly connected to NTW_1



time

Router A		
Dest	Next	Metric
NTW_1	Unr.	-

Router A		
Dest	Next	Metric
NTW_1	C	4

Router A		
Dest	Next	Metric
NTW_1	C	5

Router B		
Dest	Next	Metric
NTW_1	A	3

Router B		
Dest	Next	Metric
NTW_1	C	4

Router B		
Dest	Next	Metric
NTW_1	C	5

Router C		
Dest	Next	Metric
NTW_1	A	3

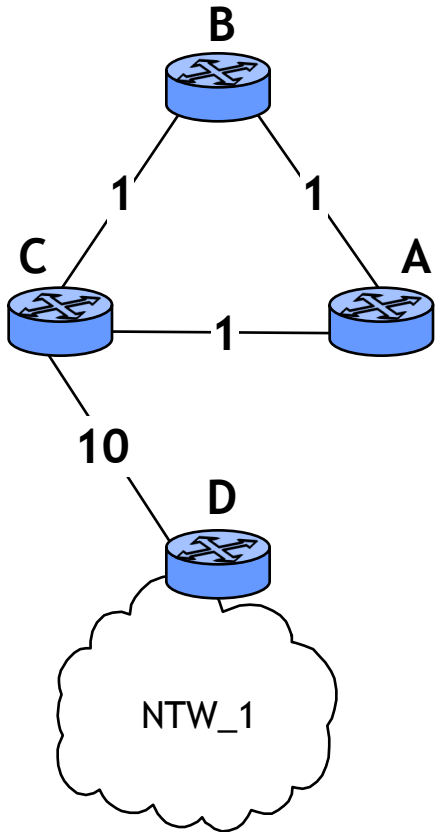
Router C		
Dest	Next	Metric
NTW_1	B	4

Router C		
Dest	Next	Metric
NTW_1	B	5

Router D		
Dest	Next	Metric
NTW_1	dir	1

Router D		
Dest	Next	Metric
NTW_1	dir	1

Router D		
Dest	Next	Metric
NTW_1	dir	1



time



Router A		
Dest	Next	Metric
NTW_1	C	11

Router A		
Dest	Next	Metric
NTW_1	C	12

Router B		
Dest	Next	Metric
NTW_1	C	11

Router B		
Dest	Next	Metric
NTW_1	C	12

...

Router C		
Dest	Next	Metric
NTW_1	B	11

Router C		
Dest	Next	Metric
NTW_1	D	11

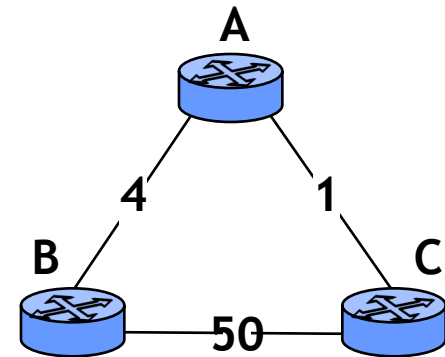
Router D		
Dest	Next	Metric
NTW_1	dir	1

Router D		
Dest	Next	Metric
NTW_1	dir	1



- Maximum number of hops bounded to 15
 - this limits the convergence time
- Split Horizon
 - simple
 - each node *omits* routes learned from one neighbor in update sent to that neighbor
 - with poisoned reverse
 - each node *include* routes learned from one neighbor in update sent to that neighbor, setting their metrics to infinity
 - drawback: routing message size greater than simple Split Horizon

- If link cost changes:
 - good news travels fast
 - good = cost decreases
 - bad news travels slow
 - bad = cost increases



- Exercise
 - try to apply the algorithm in the simple scenario depicted above when
 - the cost of the link A → B changes from 4 to 1
 - the cost of the link A → B changes from 4 to 60

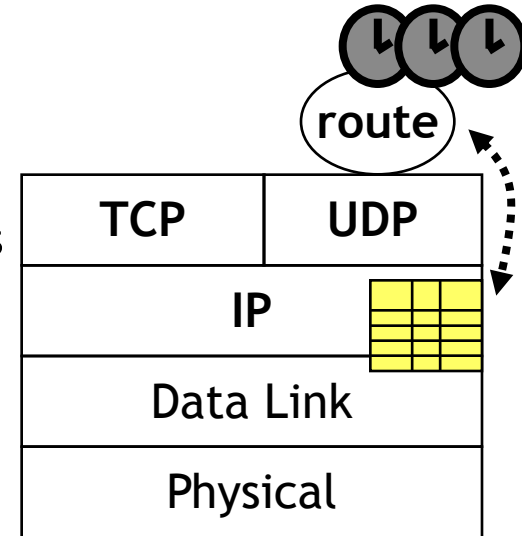


- **R**outing **I**nformation **P**rotocol
- A simple intradomain protocol
- Straightforward implementation of Distance Vector Routing...
 - Distributed version of Bellman-Ford (DBF)
- ...with well known issues
 - slow convergence
 - works with limited network size
- Strengths
 - simple to implement
 - simple management



- Metric based on hop count
 - maximum hop count is 15, with “16” equal to “infinity”
 - imposed to limit the convergence time
 - the network administrator can also assign values higher than 1 to a single hop
- Each router advertises its distance vector every 30 seconds (or whenever its routing table changes) to all of its neighbors
 - RIP uses UDP, port 520, Multicast Group 224.0.0.9
- Changes are propagated across network
- Routes are timeout (set to 16) after 3 minutes if they are not updated

- RIP routing tables are managed by application-level process
 - e.g., *routed* on UNIX machines
- Advertisements are sent in UDP packets (port 520)
- RIP maintains 3 different timers to support its operations
 - Periodic update timer (25-30 sec)
 - used to sent out update messages
 - Invalid timer (180 sec)
 - If update for a particular entry is not received for 180 sec, route is invalidated
 - Garbage collection timer (120 sec)
 - An invalid route in marked, not immediately deleted
 - For next 120 s. the router advertises this route with distance infinity

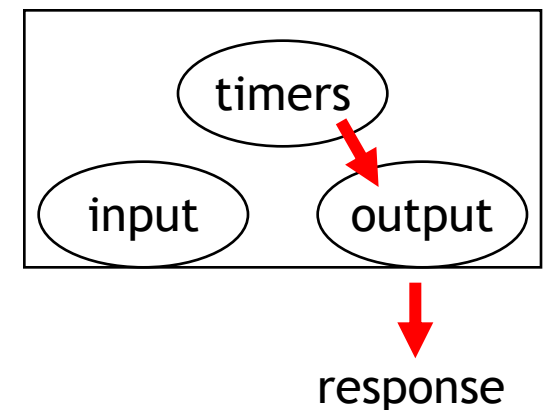
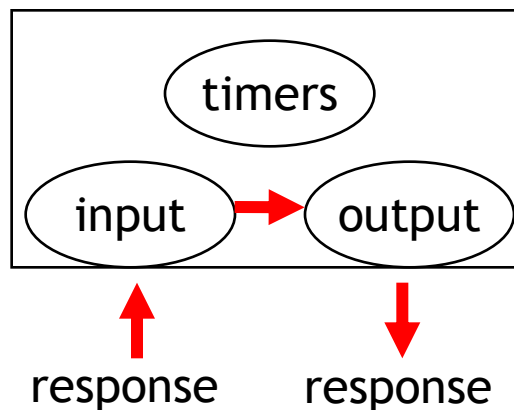
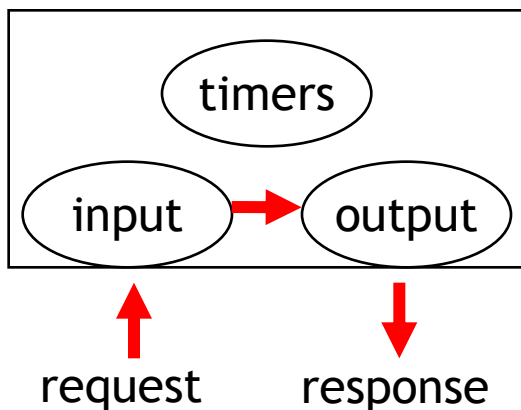




- Request Messages
 - generated by routers that just come up
 - action: the router responds directly to the requestor's address and port
 - request is processed entry by entry
- Response Messages
 - routers that perform regular updates, triggered updates or respond to a specific query
 - action: the router updates its routing table
 - in case of new route or changed routes, the router starts a triggered update procedure



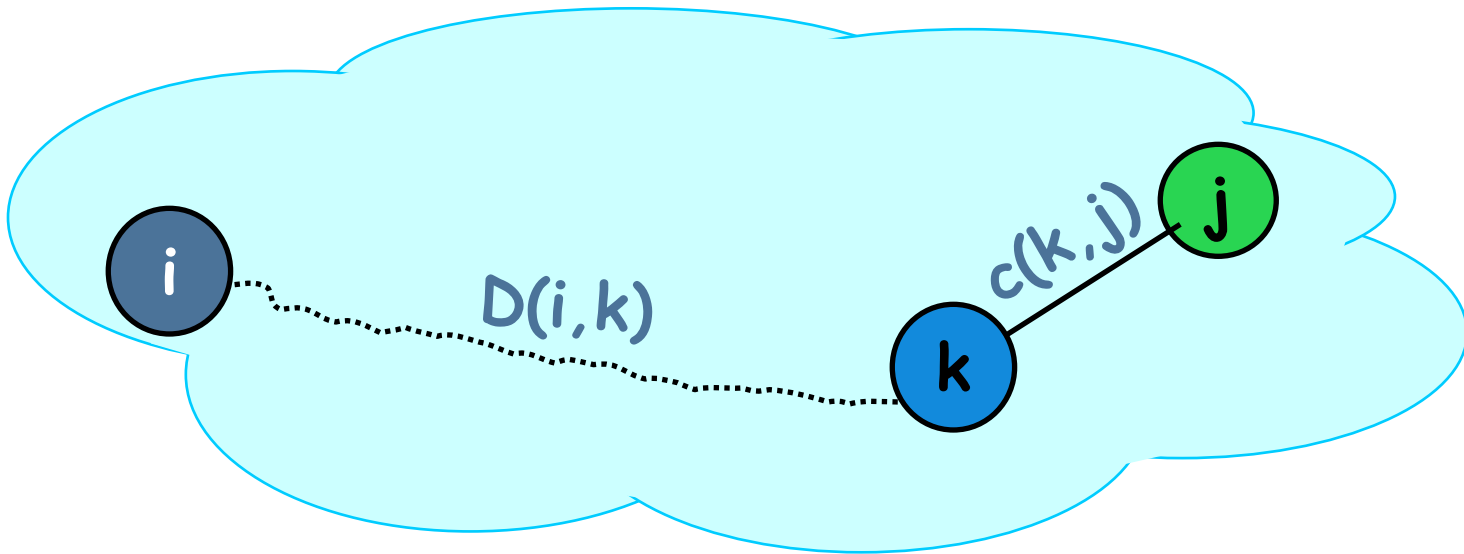
- Output are generated
 - when the router comes up in the network
 - if required by the input processing procedures
 - by regular routing update
- Action: the router generates the messages according to the commands received
 - the messages contain entries from the routing table



ALGORITMI E PROTOCOLLI LINK-STATE

Un approccio diverso e “centralizzato” per trovare i cammini minimi

- The link state (Dijkstra) approach is iterative, but it pivots around destinations j , and their predecessors $k = p(j)$
 - Observe that an alternative version of the consistency condition holds for this case: $D(i,j) = D(i,k) + c(k,j)$



- Each node i collects all link states $c(*,*)$ first and runs the complete Dijkstra algorithm locally



- Link states are distributed to all nodes, which build a graph $G(N,E)$ describing the entire network
- Each node applies Dijkstra: minimum shortest paths from itself to all nodes
- At each iteration, the algorithm finds a new destination j and a shortest path to it
- After m iterations the algorithm has explored paths, which are m hops or smaller from node i
- The Dijkstra algorithm at node i maintains two sets:
 - set N that contains nodes to which the shortest paths have been found
 - set M that contains all other nodes
 - For all nodes k , two values are maintained:
 - $D(i,k)$: current value of distance from i to k
 - $p(k)$: the predecessor node to k on the shortest known path from i

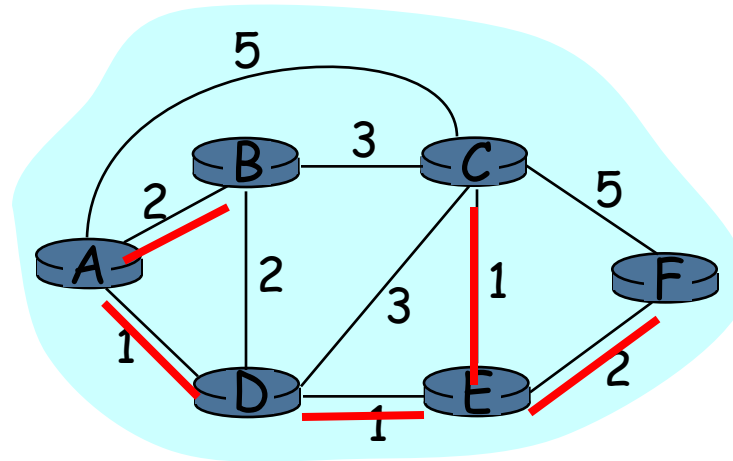


- Initialization:
 - $D(i,i) = 0$ and $p(i) = i$;
 - $D(i,k) = c(i,k)$ and $p(k) = i$ if k is a neighbor of i
 - $D(i,k) = \text{INFINITY}$ and $p(k) = \text{UNKNOWN}$ if k is not neighbor of i
 - Set $N = \{ i \}$, and next-hop $(i) = i$
 - Set $M = \{ j \mid j \text{ is not } i \}$
- Initially set N has only the node i and set M has the rest of the nodes
- At the end of the algorithm, set N contains all the nodes, and set M is empty



- In each iteration, a new node j is moved from set M into the set N .
 - Node j has the minimum distance among all current nodes in M
 $D(i,j) = \min_{(k \text{ in } M)} D(i,k)$.
 - If multiple nodes have the same minimum distance, any one of them is chosen as j
 - $\text{Next-hop}(j) =$ the neighbor of i on the shortest path, or j itself
 - The distance values of any neighbor k of j in set M is recomputed as:
If $D(i,k) > (D(i,j) + c(j,k))$
$$D(i,k) = D(i,j) + c(j,k); p(k) = j$$
- This operation is called “relaxing” the edges of node j

Step	set N	D(B),p(B)	D(C),p(C)	D(D),p(D)	D(E),p(E)	D(F),p(F)
→ 0	A	2,A	5,A	1,A	infinity	infinity
→ 1	AD	2,A	4,D		2,D	infinity
→ 2	ADE	2,A	3,E			4,E
→ 3	ADEB		3,E			4,E
→ 4	ADEBC					4,E
5	ADEBCF					



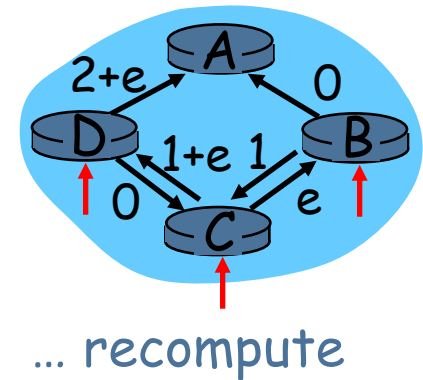
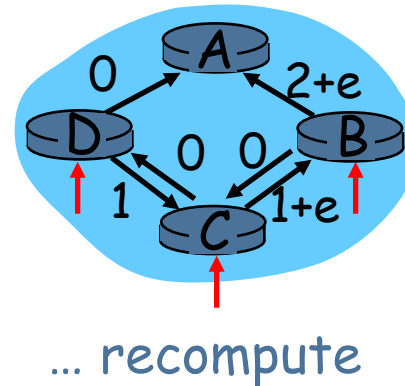
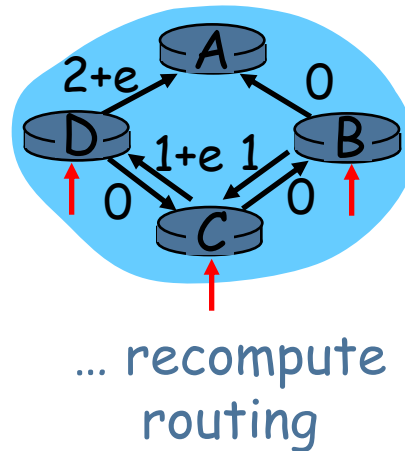
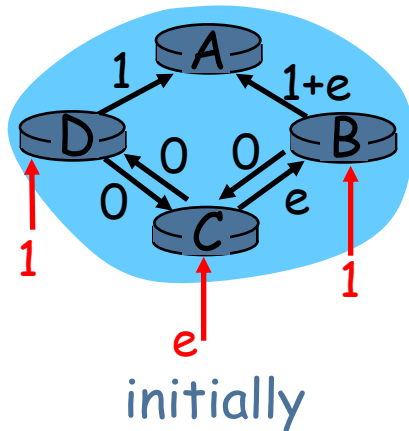
The shortest-paths spanning tree rooted at A is called an SPF-tree

Algorithm complexity: n nodes

- each iteration: need to check all nodes, w , not in N
- $n(n+1)/2$ comparisons: $O(n^2)$
- more efficient implementations possible: $O(n \log(n))$

Oscillations possible:

- e.g., link cost = amount of carried traffic





- In alternativa al protocollo RIP di tipo Distance Vector in Internet esiste il protocollo OSPF di tipo Link State
- I tre principali criteri di progettazione del protocollo OSPF sono:
 - distinzione tra host e router
 - reti broadcast
 - suddivisione delle reti di grandi dimensioni
- Gli host sono collocati nelle aree periferiche della rete a sottoreti locali connesse alla attraverso router (default gateway)
- Il modello link state prevede che il database *link state* includa una entry per ogni link tra host e router
- OSPF associa il link di accesso ad una *stub network*
 - una stub network è una sottorete terminale che non fornisce servizio di transito
 - il link di accesso viene identificato dall'indirizzo della sottorete



- Il protocollo OSPF utilizza 3 procedure, chiamati ancora `protocolli`, per svolgere le proprie funzioni
 - Hello Protocol
 - Exchange Protocol
 - Flooding Protocol

- I messaggi OSPF sono trasportati direttamente all'interno dei pacchetti IP
 - non viene utilizzato il livello di trasporto
 - viene usato l'indirizzo multicast 224.0.0.5
- Tutti i messaggi OSPF condividono lo stesso header

<i>Version #</i>	<i>Type</i>	<i>Packet length</i>
<i>Router ID</i>		
<i>Area ID</i>		
<i>Checksum</i>	<i>Auth Type</i>	
<i>Authentication</i>		
<i>Authentication</i>		



Messaggi OSPF (2)

- Version # = 2
- Type: indica il tipo di messaggio
- Packet Length: numero di byte del messaggio
- Router ID: indirizzo IP del router di riferimento

<i>Version #</i>	<i>Type</i>	<i>Packet length</i>
<i>Router ID</i>		
<i>Area ID</i>		
<i>Checksum</i>	<i>Auth Type</i>	
<i>Authentication</i>		
<i>Authentication</i>		

- Area ID: identificativo dell'area
 - OSPF consente una divisione della rete in “aree” per ridurre la complessità del calcolo dei percorsi e per consentire un instradamento gerarchico.
- Auth Type: tipo di autenticazione
 - 0 no autenticazione, 1 autenticazione con passwd
- Authentication: password

<i>Version #</i>	<i>Type</i>	<i>Packet length</i>
<i>Router ID</i>		
<i>Area ID</i>		
<i>Checksum</i>		<i>Auth Type</i>
<i>Authentication</i>		
<i>Authentication</i>		

- Funzioni:
 - verificare l'operatività dei link
- Messaggi:
 - Hello

<i>Common header (type = 1, hello)</i>		
<i>Network mask</i>		
<i>Hello interval</i>	<i>Options</i>	<i>Priority</i>
<i>Dead interval</i>		
<i>Designated router</i>		
<i>Backup Designated router</i>		
<i>Neighbor</i>		



- Funzioni:
 - sincronizzazione dei database link state (bring up adjacencies) tra due router che hanno appena verificato l'operatività bidirezionale del link che li connette
 - protocollo client-server
 - messaggi:
 - Database Description Packets
 - Link State Request
 - Link State Update
 - N.B. il messaggio Link State Update viene distribuito in flooding



- Database Description

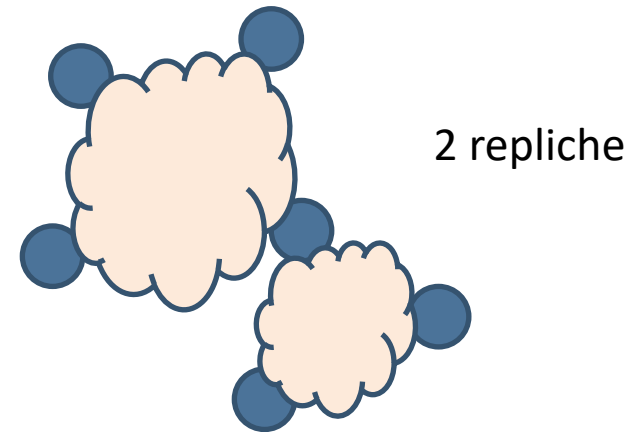
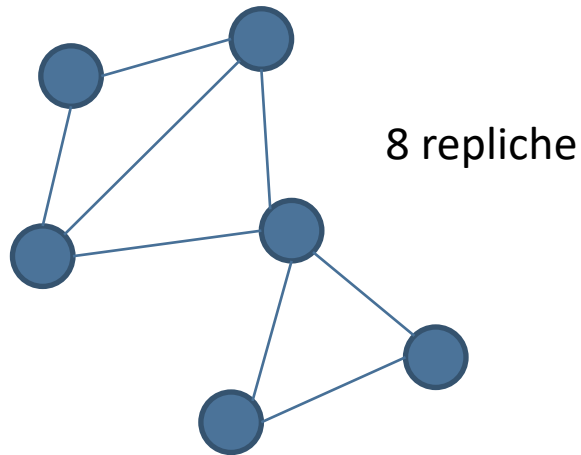
<i>Common header (type = 2, db description)</i>			
<i>0</i>	<i>0</i>	<i>Options</i>	<i>0</i>
<i>DD sequence number</i>			
<i>Link State Type</i>			
<i>Link State ID</i>			
<i>Advertising router</i>			
<i>Link State Sequence Number</i>			
<i>Link State Checksum</i>		<i>Link State Age</i>	



- Funzioni:
 - aggiornare il database link state dell'autonomous system a seguito del cambiamento di stato di un link
 - Garantisce la consegna di tutti I messaggi a tutti, a costo di parecchie repliche
- Messaggi:
 - Link State Update

<i>Common header (type = 4, link state update)</i>
<i>Number of link state advertisement</i>
<i>Link state advertisement #1</i>
<i>Link state advertisement #2</i>

- Tutti i nodi inviano i pacchetti ricevuti da una interfaccia su tutte le altre
- In una rete con link punto-punto il numero di pacchetti è pari al numero di link
- In una rete con domini di broadcast, il numero di pacchetti è pari il numero di domini broadcast



Link State

- Topology information is flooded within the routing domain
- Best end-to-end paths are computed locally at each router
- Best end-to-end paths determine next-hops
- Based on minimizing some notion of distance
- Works only if policy is shared and uniform
- Examples: OSPF

Distance Vector

- Each router knows little about network topology
- Only best next-hops are chosen by each router for each destination network.
- Best end-to-end paths result from composition of all next-hop choices
- Does not require any notion of distance
- Does not require uniform policies at all routers
- Examples: RIP



Message complexity

- LS: with n nodes, E links, $O(nE)$ msgs sent
- DV: exchange between neighbors only
 - convergence time varies

Speed of Convergence

- LS: $O(n^2)$ algorithm requires $O(nE)$ msgs
 - may have oscillations
- DV: convergence time varies
 - may be routing loops
 - count-to-infinity problem

Robustness: what happens if router malfunctions?

- LS:
 - node can advertise incorrect link cost
 - each node computes only its own table
- DV:
 - DV node can advertise incorrect path cost
 - each node's table used by others
 - error propagate thru network



Instradamento e Topologia Globali in Internet

Come si effettua il trasferimento e l'instradamento complessivo in tutta la rete
Qualche considerazione sulle proprietà globali del sistema



Fin qui abbiamo visto la rete come una collezione di router interconnessi

- Ciascun router era indistinguibile dagli altri
- Visione omogenea della rete

... nella pratica le cose non sono così semplici

Scala: con milioni di destinazioni:

- Archiviare le informazioni d'instradamento su ciascuna sottorete richiederebbe un'enorme quantità di memoria
- Il traffico generato dagli aggiornamenti LS non lascerebbero banda per i pacchetti di dati!

Autonomia amministrativa:

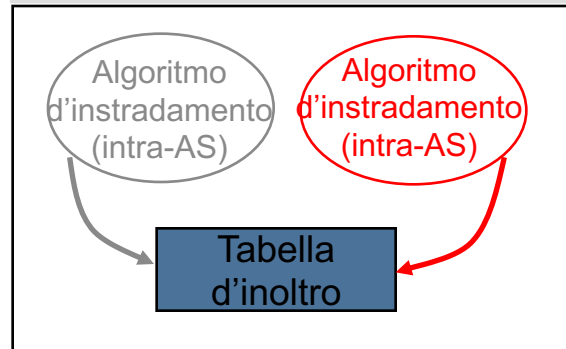
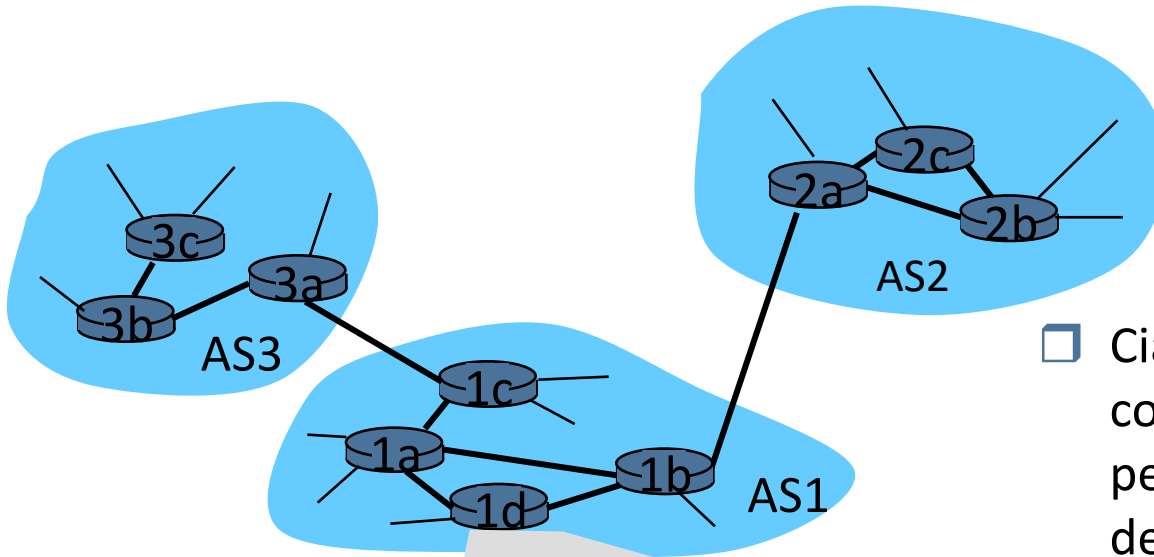
- Internet = la rete delle reti
- Da un punto di vista ideale, ciascuno dovrebbe essere in grado di amministrare la propria rete nel modo desiderato, pur mantenendo la possibilità di connetterla alle reti esterne



- ❑ Organizzazione di router in *sistemi autonomi (AS, autonomous system)*.
- ❑ I router di un gruppo autonomo eseguono lo stesso algoritmo d'instradamento.
 - Protocollo d'instradamento interno al sistema autonomo (intra-AS).
 - I router appartenenti a differenti AS possono eseguire protocolli d'instradamento intra-AS diversi

Border Routers

- ❑ Hanno il compito aggiuntivo d'inoltrare pacchetti a destinazioni esterne.

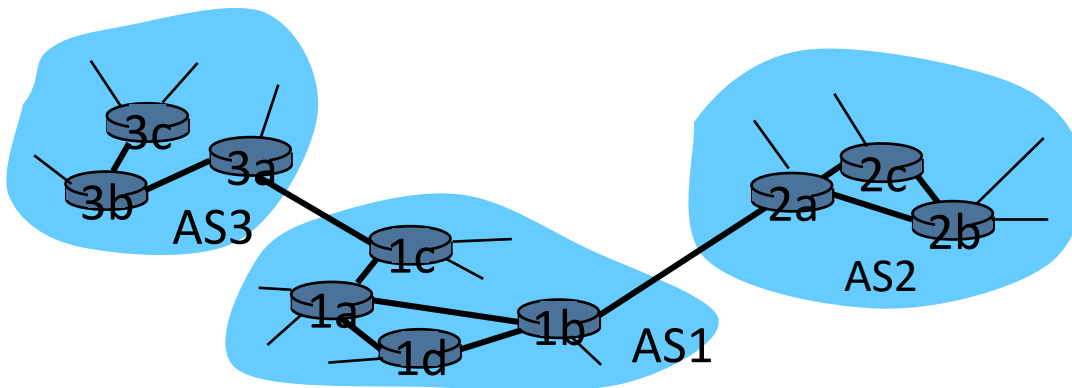


- Ciascun sistema autonomo sa come inoltrare pacchetti lungo il percorso ottimo verso qualsiasi destinazione interna al gruppo
 - I sistemi AS2 e AS3 hanno tre router ciascuno
 - I protocolli d'instradamento dei tre sistemi autonomi non sono necessariamente gli stessi
 - I router 1b, 1c, 2a e 3a sono gateway

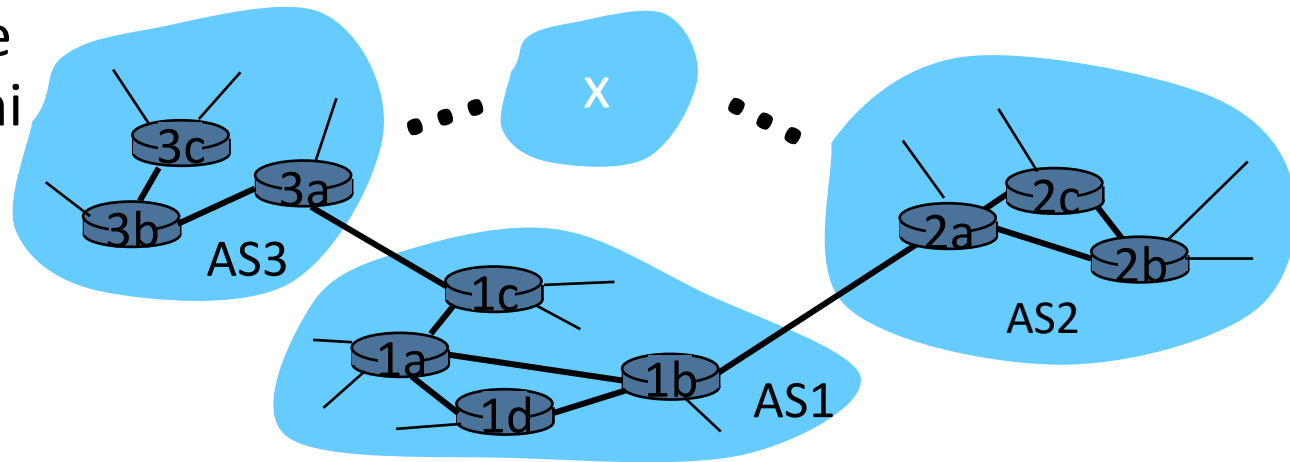
- Supponiamo che un router in AS1 riceva un datagramma la cui destinazione ricade al di fuori di AS1
 - Il router dovrebbe inoltrare il pacchetto verso uno dei due gateway. Ma quale??

AS1 deve:

1. Sapere quali destinazioni sono raggiungibili attraverso AS2 e quali attraverso AS3
2. Informare tutti i router all'interno del sistema in modo che ciascuno possa configurare la propria tabella d'inoltro per gestire destinazioni esterne



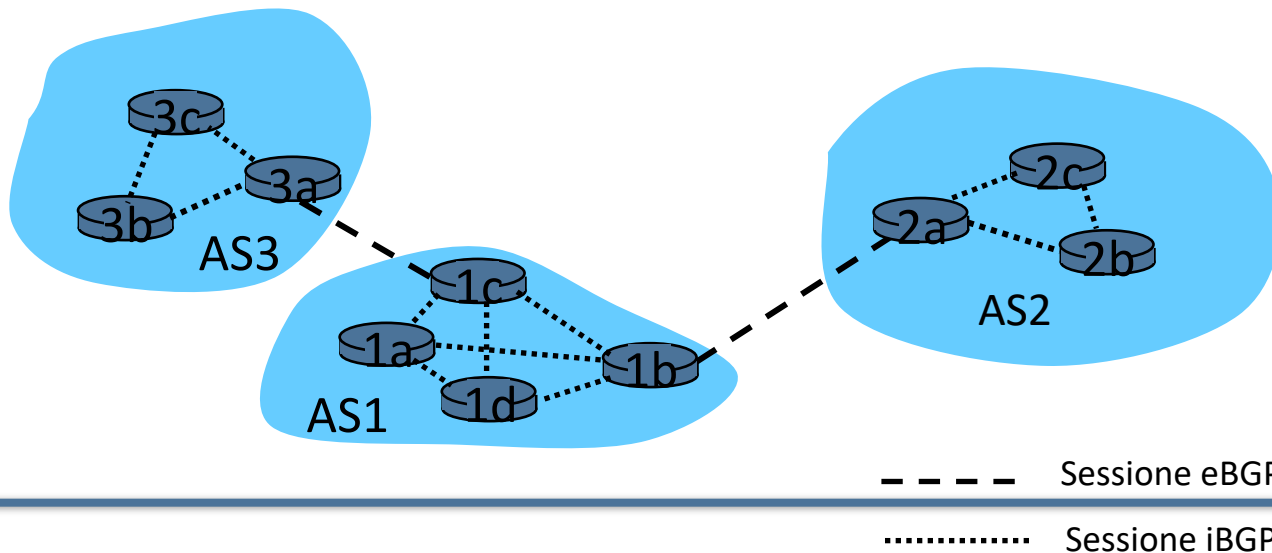
- ❑ Supponiamo inoltre che AS1 apprenda dal protocollo d'instradamento tra sistemi autonomi che la sottorete **x** è raggiungibile da AS2 e da AS3
- ❑ Al fine di configurare la propria tabella d'inoltro, il router 1D dovrebbe determinare a quale gateway, 1b o 1c, indirizzare i pacchetti destinati alla sottorete **x**
- ❑ Anche questo è un compito che spetta al protocollo d'instradamento inter-AS!
- ❑ La scelta in genere si basa su decisioni locali di tipo economico, commerciale, di politica (policy)





- A differenza dei protocolli intra-AS esiste un solo protocollo inter-AS: BGP appunto
- Lo scopo del protocollo è distribuire informazioni di raggiungibilità di tutte le destinazioni
- BGP non cerca un percorso ottimo, lascia che i diversi AS prendano le loro decisioni in base all'elenco di AS che bisogna attraversare per raggiungere una destinazione
- BGP si divide in due parti
- eBGP: (exterior), il protocollo di routing vero e proprio che distribuisce la raggiungibilità di tutte le destinazioni
- iBGP: (interior), tramite il quale un router che partecipa a eBGP comunica a tutti i nodi del suo AS dove instradare i pacchetti per le varie destinazioni

- ❑ BGP si appoggia a una maglia di connessioni TCP: due router connessi sono **peer BGP**, e la connessione è detta **sessione BGP**
- ❑ Quando AS2 annuncia un prefisso a AS1, AS2 sta **promettendo** che inoltrerà i datagrammi su un percorso verso il prefisso cui sono destinati.
 - AS2 può aggregare più prefissi nel suo annuncio
 - E` sufficiente che un router per AS partecipi a eBGP





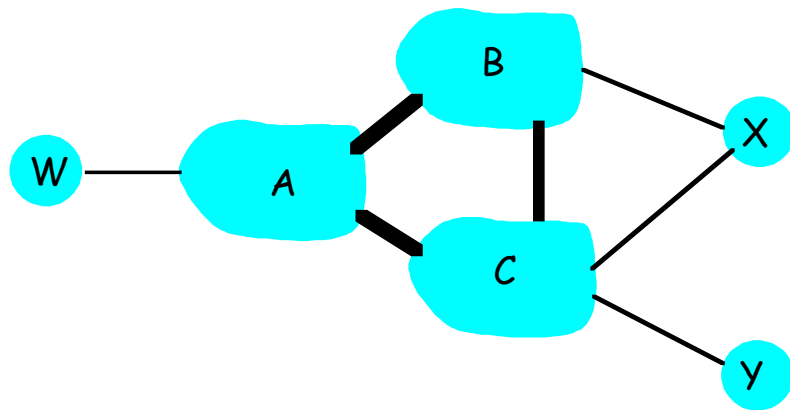
- ❑ Quando un router annuncia un prefisso per una sessione BGP, include anche un certo numero di **attributi BGP**
 - prefisso + attributi = “rotta”
- ❑ Due dei più importanti attributi sono:
 - **AS-PATH**: elenca i sistemi autonomi attraverso i quali è passato l’annuncio del prefisso: es. AS67-AS17-AS21
 - **NEXT-HOP**: indirizzo del router (interfaccia0 da usare per accedere ad AS-PATH)
- ❑ Quando un border router riceve un annuncio di rotta, utilizza le proprie **politiche d’importazione** per decidere se accettare o filtrare la rotta



- ❑ Un router può ricavare più di una rotta verso un determinato prefisso, e deve quindi sceglierne una
- ❑ Regole di eliminazione:
 1. Alle rotte viene assegnato come attributo un valore di preferenza locale. Si selezionano quindi le rotte con i più alti valori di preferenza locale
 2. Si seleziona la rotta con valore AS-PATH più breve escludendo quelle che contengono AS con cui non ci sono accordi commerciali
 3. Si seleziona quella il cui router di NEXT-HOP è più vicino
 4. Se rimane ancora più di una rotta, il router fa una scelta casuale



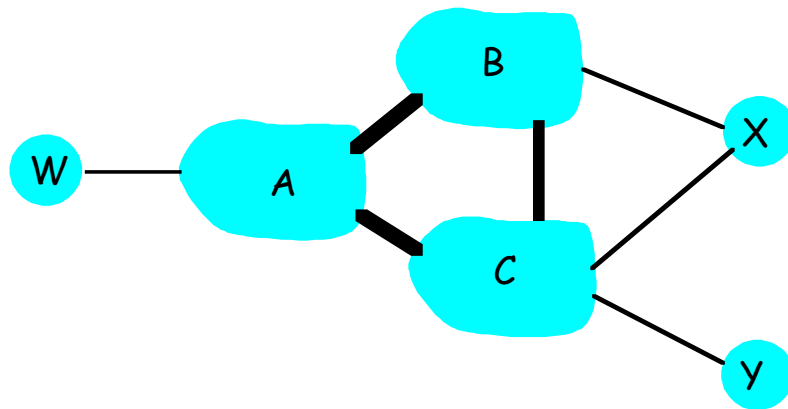
- ❑ I messaggi BGP vengono scambiati attraverso TCP.
- ❑ Messaggi BGP:
 - **OPEN**: apre la connessione TCP e autentica il mittente
 - **UPDATE**: annuncia il nuovo percorso (o cancella quello vecchio)
 - **KEEPALIVE** mantiene la connessione attiva in mancanza di UPDATE
 - **NOTIFICATION**: riporta gli errori del precedente messaggio; usato anche per chiudere il collegamento.



Legenda



- ❑ A, B, C sono reti di provider di dorsale
- ❑ X, W, Y sono reti stub
- ❑ X è una rete stub a più domicilia
 - X non vuole che il traffico da B a C le passi attraverso
 - ... e così X non annuncerà a B la rotta verso C



Legenda



- A annuncia a B il percorso AW.
- B annuncia a X il percorso BAW.
- B deve annunciare a C del percorso BAW?
 - Certo che no! B non ha nessun “interesse” nella rotta CBAW poiché né W né C sono clienti di B
 - B vuole costringere C ad instradare verso W attraverso A
 - B vuole instradare *solo* da/verso i suoi clienti!



Politiche:

- ❑ Inter-AS: il controllo amministrativo desidera avere il controllo su come il traffico viene instradato e su chi instrada attraverso le sue reti.
- ❑ Intra-AS: unico controllo amministrativo, e di conseguenza le questioni di politica hanno un ruolo molto meno importante nello scegliere le rotte interne al sistema

Scala:

- ❑ L'instradamento gerarchico fa "risparmiare" sulle tabelle d'instradamento, e riduce il traffico dovuto al loro aggiornamento

Prestazioni:

- ❑ Intra-AS: orientato alle prestazioni
- ❑ Inter-AS: le politiche possono prevalere sulle prestazioni



- Troppo complessa per poterla “disegnare”
 - Anche solo gli AS sono oltre 50.000, i prefissi di destinazione oltre 1 milione (a livello BGP, quindi aggregati)
- Caratteristiche “small world”
 - Pochi nodi con tantissime connessioni
 - Tantissimi nodi con poche connessioni e “stub”
 - Pochi “hop” (a livello AS) per arrivare ovunque
- Proprietà del grafo interessanti e complesse
 - esiste una intera “scienza” di analisi delle caratteristiche della topologia di Internet