Algoritmi e protocolli di Routing

A.A. 2005/2006

Walter Cerroni

Routing: implementazione

- L'implementazione della funzione di forwarding dipende dal costruttore del router
- La funzione di routing deve invece essere standard al fine di avere coerenza nel comportamento dei router
- La funzione di routing si avvale di:
  - **algoritmi di routing**
    - usati per il calcolo delle tabelle di instradamento note le informazioni sulla topologia della rete
  - **protocolli di routing**
    - usati per lo scambio delle informazioni sulla topologia della rete necessarie per applicare l'algoritmo

2

Caratteristiche del routing

- I vari algoritmi e protocolli di routing si differenziano per le modalità con cui la tabella di instradamento viene creata ed aggiornata nel tempo
- Un routing ideale dovrebbe essere:
  - corretto
  - semplice e veloce
  - robusto (rispetto a cambiamenti di topologia e di traffico)
  - stabile
  - equo
  - ottimale
  - scalabile
- Tipologie di routing
  - Statico o Dinamico
  - Centralizzato o Distribuito

3

Routing statico

- Le tabelle di instradamento sono:
  - invarianti nel tempo
  - indipendenti dalle condizioni di traffico nella rete
    - adottano algoritmi non adattativi
- Le tabelle di instradamento vengono create in fase di configurazione del router
  - grande lavoro di configurazione
- Le tabelle vengono modificate **con l'intervento di un operatore** solo in caso di variazioni strutturali o topologiche della rete (inserimento o caduta di nodi, collegamenti)

4

Routing dinamico

- Le tabelle di instradamento vengono create e periodicamente aggiornate **in modo automatico**
  - adottano algoritmi adattativi
- Consentono di adattare le decisioni di instradamento a
  - variazioni topologiche della rete
    - inserimento di nuovi nodi o collegamenti
    - caduta di un nodo o collegamento per guasto
  - condizioni di traffico
    - si evita la scelta di percorsi che comprendono collegamenti congestionati

5

Routing centralizzato

- Un unico nodo centrale:
  - raccoglie tutte le informazioni sullo stato e la topologia della rete (tramite un opportuno protocollo)
  - calcola le tabelle di instradamento per ogni nodo
  - le trasmette a tutti i nodi
- Pro
  - garantisce massima consistenza delle informazioni
- Contro
  - dipende dal corretto funzionamento di un solo apparato di rete
  - il nodo centrale è soggetto ad un grande traffico di overhead

6

Routing distribuito

- Ogni nodo calcola in modo autonomo le sue tabelle di instradamento
- Il calcolo può essere basato su informazioni:
  - locali
    - riguardanti il solo nodo in cui sta avvenendo il calcolo,
    - senza scambio di informazioni tra i nodi
  - distribuite
    - si utilizzano informazioni relative agli altri nodi e collegamenti della rete
- Nel caso di routing basato su informazioni distribuite deve essere previsto un meccanismo di scambio delle informazioni (protocollo)

7

Routing: piano di utente e di controllo

- L'instradamento è una delle funzioni dello strato di rete
  - dal punto di vista dell'utilizzo della rete (**piano di utente**) i router implementano le funzionalità fino allo strato di rete
- I protocolli di routing si basano su uno scambio di informazioni tra applicazioni
  - dal punto di vista del controllo della rete (**piano di controllo**) i router implementano anche funzionalità di livello superiore (sono calcolatori specializzati)

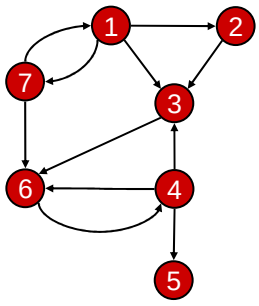
8

Routing: applicazione della teoria dei grafi

- Una rete è un insieme di nodi di commutazione interconnessi da collegamenti
- Per rappresentarla si possono usare i modelli matematici della teoria dei grafi
  - Sia V un insieme finito di **nodi**
  - Un **arco** è definito come una coppia di nodi (i,j), i,j $\in$ V
  - Sia E un insieme di archi
  - Un **grafo** G è definito come la coppia (V,E) e può essere
    - **orientato** se E consiste di coppie ordinate, cioè se (i,j)≠(j,i)
    - **non orientato** se E consiste di coppie non ordinate, cioè se (i,j)=(j,i)
  - Se (i,j) $\in$ E, il nodo j è **adiacente** al nodo i

9

Rappresentazione di grafi

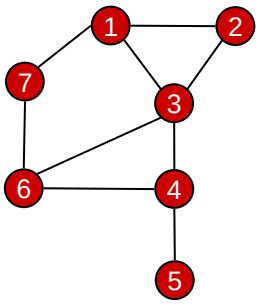


Grafo orientato

V = {1,2,3,4,5,6,7}

E = {(1,2),(1,3),(1,7),
(2,3),(3,6),(4,3),
(4,5),(4,6),(6,4),
(7,1),(7,6)}

Dimensioni: |V|=7, |E|=11



Grafo non orientato

V = {1,2,3,4,5,6,7}

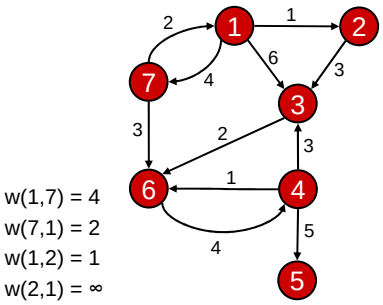
E = {(1,2),(1,3),(1,7),
(2,3),(3,4),(3,6),
(4,5),(4,6),(6,7)}

Dimensioni: |V|=7, |E|=9

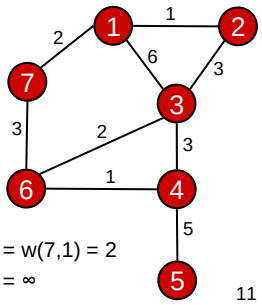
10

Grafo pesato

- Un **grafo pesato** è un grafo G=(V,E) tale che ad ogni arco (i,j) ∈ E è associato un numero reale w(i,j) chiamato **peso** (o costo, o distanza)
  - In un grafo non orientato vale sempre w(i,j) = w(j,i)
  - In un grafo orientato vale in generale w(i,j) ≠ w(j,i)
  - Se (i,j) ∉ E, allora w(i,j) = ∞
  - Per semplicità si assume w(i,j) > 0 per ogni arco (i,j) ∈ E



w(1,7) = 4
w(7,1) = 2
w(1,2) = 1
w(2,1) = ∞

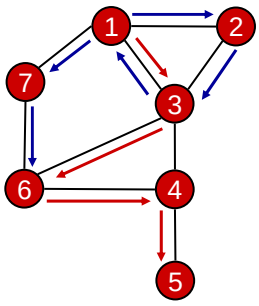


w(1,7) = w(7,1) = 2
w(1,6) = ∞

11

Cammini e cammini semplici

- In un grafo G=(V,E), un **cammino** (path) di lunghezza k dal nodo u al nodo v è una sequenza di k+1 nodi $p = (v_0,v_1,v_2,\ldots,v_k)$ tali che $v_0=u$, $v_k=v$, e $(v_{i-1},v_i) \in E$ per ogni i=1,2,…,k
- Un cammino $p = (v_0,v_1,v_2,\ldots,v_k)$ è **semplice** se contiene solo nodi distinti, cioè $v_i \neq v_j$ per ogni i≠j



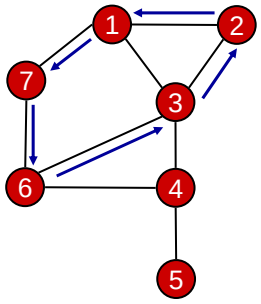
p_1 = (1,2,3,1,7,6) è un cammino di lunghezza 5

p_2 = (1,3,6,4,5) è un cammino semplice di lunghezza 4

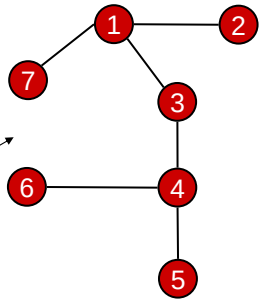
12

Cicli

- In un grafo G=(V,E), un **ciclo** è un cammino di lunghezza k $p = (v_0,v_1,v_2,\ldots,v_k)$ tale che $k \geq 3$ e $v_0=v_k$
- Un grafo è detto **aciclico** se non contiene cicli



p = (1,7,6,3,2,1) è un ciclo di lunghezza 5

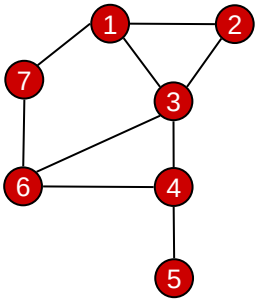


Grafo aciclico

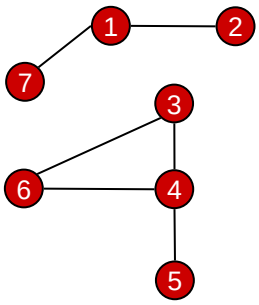
13

Connettività

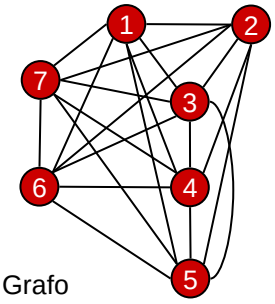
- Un grafo G=(V,E) è **connesso** se per ogni coppia di nodi $u,v \in V$ esiste sempre un cammino da u a v
- Un grafo è detto **completamente connesso** se per ogni coppia di nodi $u,v \in V$, $(u,v) \in E$, cioè se tutti i nodi sono adiacenti tra loro (in tal caso $|E| = |V| \cdot (|V| - 1) / 2$)



Grafo connesso



Grafo non connesso

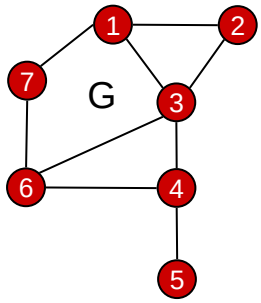


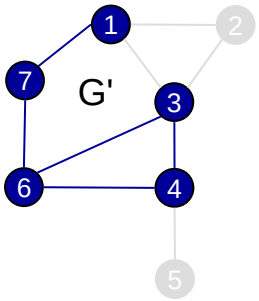
Grafo completamente connesso

14

Sottografi

- Un grafo G'=(V',E') è un **sottografo** di G=(V,E) se V' ⊆ V e E' ⊆ E





V = {1,2,3,4,5,6,7}

V' = {1,3,4,6,7}

E = {(1,2),(1,3),(1,7),(2,3),(3,4),
(3,6),(4,5),(4,6),(6,7)}

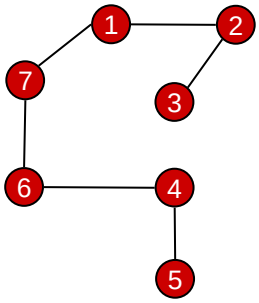
E' = {(1,7),(3,4),(3,6),(4,6),(6,7)}

15

Alberi

- Un **albero** (tree) è un grafo connesso e aciclico

Sia G=(V,E) un grafo non orientato;
le seguenti affermazioni sono equivalenti:

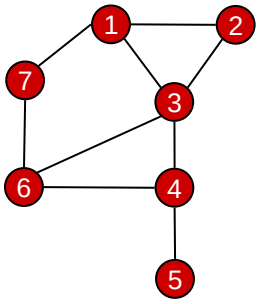


1. G è un albero
2. ogni coppia di nodi in V è connessa da un unico cammino semplice
3. G è connesso, ma se si rimuove un qualunque arco da E il grafo risultante è non connesso
4. G è connesso e |E| = |V| – 1
5. G è aciclico e |E| = |V| – 1
6. G è aciclico, ma se si aggiunge un qualunque arco ad E il grafo risultante contiene un ciclo

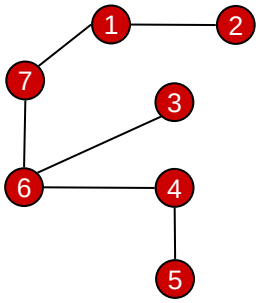
16

Spanning Tree

- Dato un grafo connesso non orientato G=(V,E), uno **spanning tree** (albero di ricoprimento) di G è un sottografo G'=(V',T) tale che:
  - G' è un albero
  - V' = V



Grafo G



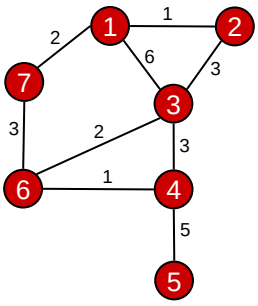
Spanning tree di G

17

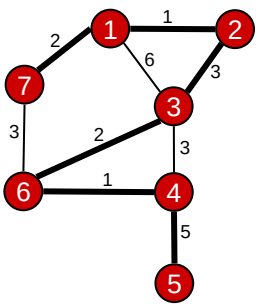
Minimum Spanning Tree (MST)

- Dato un grafo pesato connesso non orientato G=(V,E), un **minimum spanning tree** (albero di ricoprimento minimo) di G è uno spanning tree G'=(V,T) di peso minimo, cioè tale che

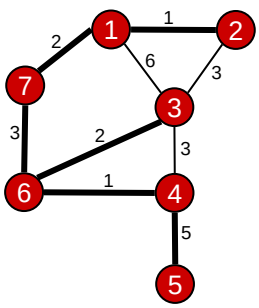
$$w(T) = \sum_{(i,j)\in T} w(i,j) \quad \text{è minimo}$$



Grafo pesato G



Un MST di G
w(T) = 14



Un altro MST di G
w(T) = 14

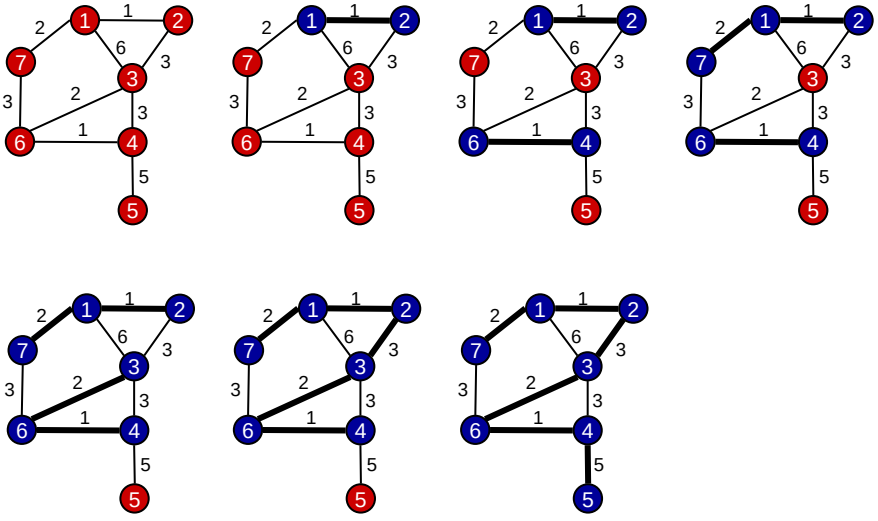
18

Algoritmi per il calcolo del MST

- Dato un grafo pesato connesso non orientato G=(V,E), per trovare un MST di G esistono algoritmi di tipo “greedy” che ad ogni passo aggiungono un arco di E ad un sottografo A di G che è anche un sottografo di un MST, fino al ricoprimento di tutti i nodi
  - Algoritmo di **Kruskal** → O(E log V)
    - ordina gli archi di E secondo il peso crescente
    - parte da un sottografo A vuoto
    - aggiunge ad A l’arco di peso minore possibile, senza creare cicli
    - A può essere non connesso durante i passi intermedi
  - Algoritmo di **Prim** → O(E + V log V)
    - parte da un nodo radice come unico elemento di A
    - aggiunge l’arco connesso ad A di peso minore, senza creare cicli
    - A deve sempre essere un albero connesso durante i passi intermedi

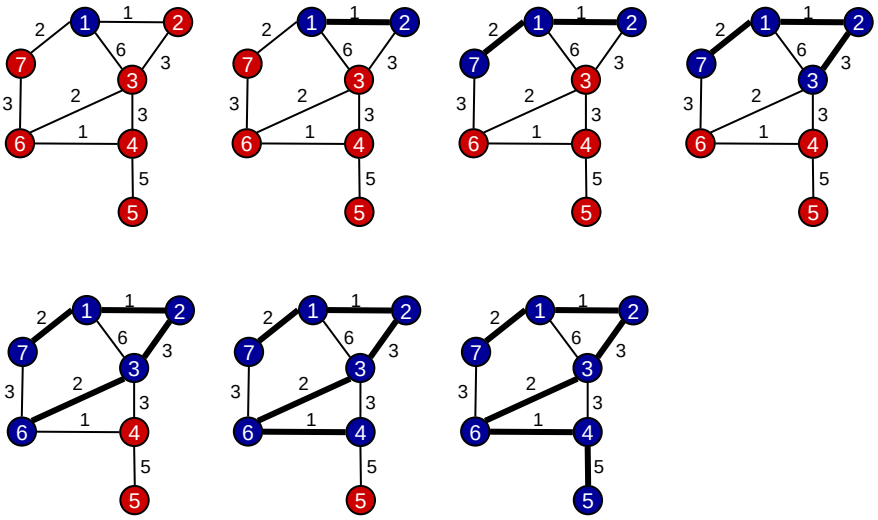
19

Algoritmo di Kruskal



20

Algoritmo di Prim



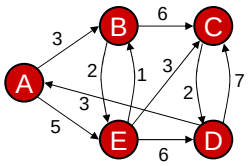
21

Shortest Path (SP)

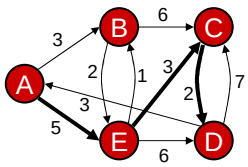
- Dato un grafo pesato orientato G=(V,E), il peso del cammino p = $(v_0,v_1,v_2,\ldots,v_k)$ è la somma dei pesi degli archi che lo costituiscono, cioè

$$w(p) = \sum_{i=1}^{k} w(v_{i-1}, v_i)$$

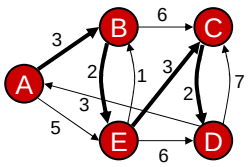
- Uno **shortest path** (cammino minimo) dal nodo u al nodo v di V è un cammino p = $(u,v_1,v_2,\ldots,v)$ tale che w(p) è minimo



Grafo pesato orientato



Uno SP da A a D
w(p) = 10

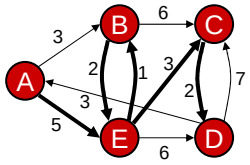


Un altro SP da A a D
w(p) = 10

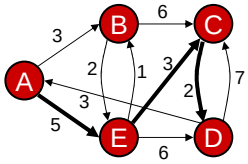
22

Semplicità degli SP

- Uno shortest path è un cammino semplice
  - $p = (v_0,v_1,\ldots,v_k)$ è un cammino con peso w(p)
  - $p_{ij} = (v_i,v_{i+1},\ldots,v_j)$ è un cammino contenuto in p con peso $w(p_{ij})$ tale che $v_i = v_j$
  - se si estrae p_{ij} da p si ottiene $p' = (v_0,v_1,\ldots,v_i,v_{j+1},\ldots,v_k)$ che è un cammino con peso minore di p, poiché $w(p') = w(p) – w(p_{ij})$



p = (A,E,B,E,C,D)
w(p) = 13
p_{ij} = (E,B,E)
$w(p_{ij})$ = 3



p' = (A,E,C,D)
w(p') = 10

23

Principio di ottimalità

- Dato un grafo pesato orientato G=(V,E) e uno shortest path $p = (v_0,v_1,\ldots,v_k)$ da v_0 a v_k, qualsiasi sottocammino $p_{ij} = (v_i,v_{i+1},\ldots,v_j)$ contenuto in p è anch'esso uno shortest path tra v_i e v_j
  - $p_{0i} = (v_0,v_1,\ldots,v_i)$
  - $p_{ij} = (v_i,v_{i+1},\ldots,v_j)$
  - $p_{jk} = (v_j,v_{j+1},\ldots,v_k)$
  - $w(p) = w(p_{0i}) + w(p_{ij}) + w(p_{jk})$
  - se ci fosse un altro cammino p'_{ij} tra v_i e v_j tale che $w(p'_{ij}) < w(p_{ij})$, il cammino p' composto da p_{0i}, p'_{ij} e p_{jk} sarebbe un cammino tra v_0 e v_k tale che w(p') < w(p), il che è assurdo

24

Algoritmi per il calcolo dello SP

- Dato un grafo pesato connesso orientato G=(V,E) e un nodo sorgente s ∈ V, esistono algoritmi per trovare uno SP da s verso ogni altro nodo di V (**single-source shortest path problem**)
- Dall'esecuzione di tali algoritmi si ottiene, per ogni nodo v ∈ V, uno SP p_{sv} e si calcola
  - d[v] = distanza del nodo v dal nodo sorgente s lungo lo SP p_{sv}
  - π[v] = predecessore del nodo v lungo lo SP p_{sv}
- Inizializzazione: per ogni nodo v ∈ V
  - d[v] = ∞ se v ≠ s, altrimenti d[s] = 0
  - π[v] = Ø
- Durante l'esecuzione si usa la tecnica del **rilassamento** (relaxation) di un generico arco (u,v) ∈ E
- Gli algoritmi si differenziano sulla modalità di eseguire il rilassamento
  - Algoritmo di **Bellman-Ford** → O(E V)
  - Algoritmo di **Dijkstra** → O(E + V log V)

25

Rilassamento di un arco

- Dato un certo algoritmo di calcolo di SP a partire dal nodo s, durante l'esecuzione per ogni nodo v ∈ V saranno definite le stime correnti di d[v] e π[v]
- Il rilassamento di un arco (u,v) ∈ E, con u e v nodi generici di V, consiste nel valutare se, utilizzando u come predecessore di v, si può migliorare il valore corrente della distanza d[v] e, in tal caso, si aggiornano d[v] e π[v]

- Procedura relax(u,v):

```
se d[v] > d[u] + w(u,v);
allora d[v] = d[u] + w(u,v);
        π[v] = u;
```

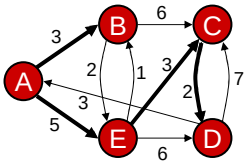
26

Algoritmo di Bellman-Ford

- Dopo l'inizializzazione, l'algoritmo ripete |V| – 1 volte il rilassamento di tutti gli archi del grafo:

```
per i da 1 a |V| – 1
    per ogni (u,v) ∈ E
        relax(u,v);
```

- Si può dimostrare che alla fine del ciclo d[v] e π[v] sono quelli di uno SP, anche se l'algoritmo potrebbe convergere con meno iterazioni
- L'ordine con cui si rilassano gli archi è arbitrario
- Esempio: s = A



	d[v], π[v]				
	A	**B**	**C**	**D**	**E**
start	0, Ø	∞, Ø	∞, Ø	∞, Ø	∞, Ø
i = 1	0, Ø	3, A	9, B	11, C	5, A
i = 2	0, Ø	3, A	8, E	10, C	5, A
i = 3	0, Ø	3, A	8, E	10, C	5, A
i = 4	0, Ø	3, A	8, E	10, C	5, A

Ordine di rilassamento archi: (D,A),(A,B),(E,B),(B,C),(D,C),(E,C),(C,D),(E,D),(A,E),(B,E)

27

Algoritmo di Dijkstra

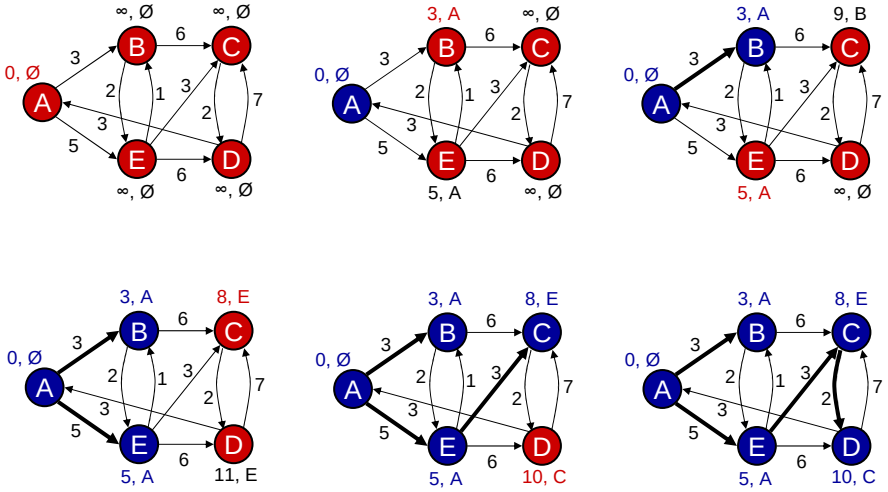
- Dopo l'inizializzazione, l'algoritmo crea un insieme S vuoto e ad ogni passo vi inserisce un nodo di S' = V – S che ha distanza minima e rilassa tutti gli archi uscenti da tale nodo e diretti verso elementi di S', interrompendosi quando S = V e S' = Ø:

```
S = Ø;
S' = V;
finché S' ≠ Ø
    trova u ∈ S' tale che d[u] = min {d[v], v ∈ S'};
    S = S ∪ {u};
    S' = S' – {u};
    per ogni v ∈ S' tale che (u,v) ∈ E
        relax(u,v);
```

- Si può dimostrare che, alla fine del ciclo, per ogni nodo v ∈ V, d[v] e π[v] sono quelli di uno SP

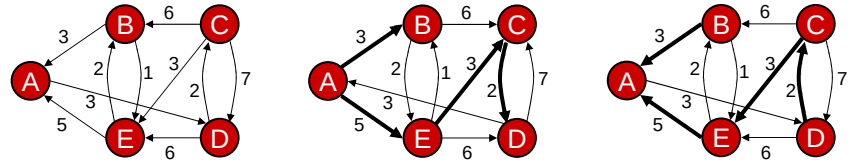
28

Algoritmo di Dijkstra



Single-destination shortest path problem

- Dato un grafo pesato connesso orientato G=(V,E) e un nodo destinazione d ∈ V, esistono algoritmi per trovare uno SP da ogni altro nodo di V verso d
- Dall'esecuzione di tali algoritmi si ottiene, per ogni nodo v ∈ V, uno SP p_{vd} e si calcola
  - d[v] = distanza del nodo v dal nodo destinazione d lungo lo SP p_{vd}
  - π[v] = successore del nodo v lungo lo SP p_{vd} (next-hop)
- Riconducibile al single-source shortest path problem sostituendo d con s e invertendo l'orientazione degli archi



d = A s = A d = A

Applicazione alle reti

- Ad una generica rete di telecomunicazioni si può facilmente associare un grafo orientato:
  - i nodi rappresentano i terminali ed i commutatori
  - gli archi rappresentano i collegamenti
  - l'orientazione degli archi rappresenta la direzione di trasmissione
  - il peso degli archi rappresenta il costo dei collegamenti, che può essere espresso in termini di
    - numero di nodi attraversati (ogni arco ha peso unitario)
    - distanza geografica
    - ritardo introdotto dal collegamento
    - inverso della capacità del collegamento
    - costo di un certo instradamento
    - una combinazione dei precedenti

31

Un semplice algoritmo di routing: il flooding

- **Flooding**: ogni nodo ritrasmette su tutte le porte di uscita ogni pacchetto ricevuto
- Un generico pacchetto verrà sicuramente ricevuto da tutti i nodi della rete e quindi anche da quello a cui è effettivamente destinato
- Dal momento che tutte le strade possibili sono percorse, il primo pacchetto che arriva a un nodo è quello che ha fatto la strada più breve possibile
- L'elaborazione associata a questo algoritmo è pressoché nulla
- Molto adatto quando si desidera inviare una certa informazione a tutti i nodi della rete (**broadcasting**)

32

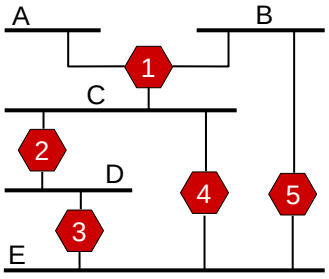
Miglioramenti del flooding

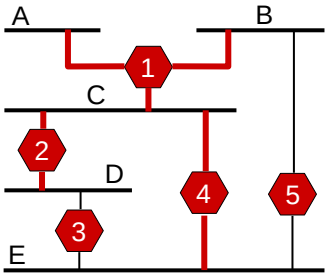
- E' necessario introdurre ulteriori regole per evitare la proliferazione dei pacchetti broadcast
- un nodo non ritrasmette il pacchetto nella direzione dalla quale è giunto
- un nodo ritrasmette un pacchetto una sola volta
  - ad ogni pacchetto viene associato un identificativo unico (l'indirizzo della sorgente e un numero di sequenza) e ciascun nodo mantiene in memoria una lista con gli identificativi dei pacchetti già trasmessi
  - bisogna evitare che la lista cresca all'infinito → contatore
  - quando un pacchetto già trasmesso giunge al nodo, viene ignorato
- Un instradamento più efficiente per il broadcasting si basa sull'uso di uno spanning tree
  - si trasmette solo lungo lo spanning tree
  - miglioramento per l'assenza di cicli

33

Transparent bridge

- Interconnessione di più LAN (anche di tipo diverso)
- Estensione del dominio di broadcast
- Confinamento dei domini di collisione
- Autoapprendimento degli indirizzi MAC e costruzione delle tabelle di instradamento
  - presenza di cicli deleteria (proliferazione di trame)
  - designazione di un bridge radice e costruzione di uno spanning tree





34

Deflection routing (hot potato)

- Quando un nodo riceve un pacchetto lo ritrasmette sulla linea d'uscita avente il minor numero di pacchetti in attesa di essere trasmessi
- E' adatto a reti in cui
  - i nodi di commutazione dispongono di spazio di memorizzazione molto limitato
  - si desidera minimizzare il tempo di permanenza dei pacchetti nei nodi
- I pacchetti possono essere ricevuti fuori sequenza
- Alcuni pacchetti potrebbero percorrere all'infinito un certo ciclo in seno alla rete, semplicemente perché le sue linee sono poco utilizzate
  - Si deve prevedere un meccanismo per limitare il tempo di vita dei pacchetti
- Non tiene conto della destinazione finale del pacchetto

35

Scelta ibrida (load sharing)

- Si legge su di una tabella la linea d'uscita preferenziale nella direzione della destinazione finale del pacchetto
- Il pacchetto viene posto nella coda di trasmissione per tale linea
  - se la coda non supera una soglia
  - e se non vi sono altri pacchetti richiedenti contemporaneamente tale linea d'uscita
- Altrimenti viene inviato sulla linea d'uscita avente coda di trasmissione più breve
- Vantaggio: in condizioni di basso carico della rete, l'instradamento non viene fatto a caso, ma sulla base della effettiva destinazione finale

36

Shortest path routing

- Si assume che ad ogni collegamento della rete possa essere attribuita una lunghezza
- La lunghezza
  - è un numero che serve a caratterizzare il peso di quel collegamento nel determinare una certa funzione di costo del percorso totale di trasmissione
- L'algoritmo cerca la strada di lunghezza minima fra ogni mittente e ogni destinatario
- Si applicano gli algoritmi di calcolo dello shortest path (Bellman-Ford e Dijkstra) in modalità
  - centralizzata
  - distribuita
    - **Distance Vector**
    - **Link State**

37

Tabelle di routing con alternative

- Dall'applicazione degli algoritmi di calcolo dello shortest path si ottengono anche percorsi alternativi
  - di peso minimo
  - di peso superiore
- Uso **probabilistico** della tabella di routing
  - Se si instrada sempre sulla linea più breve si creano nella rete dei cammini ad alto traffico e si lasciano alcune linee scariche
  - Si potrebbero instradare i pacchetti su tutte le uscite disponili con probabilità inversamente proporzionale al peso del cammino corrispondente
  - Questa tecnica rende la distribuzione del traffico più uniforme sui vari link della rete
  - Pericolo di ricezione fuori sequenza

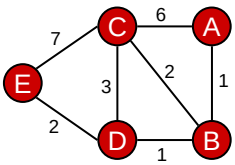
38

Protocolli Distance Vector

- Si basano sull'algoritmo di Bellman-Ford, in una versione dinamica e distribuita proposta da Ford-Fulkerson
- Ogni nodo scopre i suoi vicini e ne calcola la **distanza** da se stesso
- Ad ogni passo, ogni nodo invia ai propri vicini un vettore contenente la stima della sua distanza da tutti gli altri nodi della rete (quelli di cui è a conoscenza)
- Ogni nodo può così eseguire un'operazione di "rilassamento" verso ogni altro nodo ed eventualmente aggiornare la stima della distanza e il next-hop
- E' un protocollo semplice e richiede poche risorse
- Problemi:
  - convergenza lenta, partenza lenta (cold start)
  - problemi di stabilità: conto all'infinito

39

Esempio: calcolo delle tabelle di routing



Distance Vector iniziali: DV(i)= {(i,0)}, per i = A,B,C,D,E

Distance Vector dopo la scoperta dei vicini:
DV(A) = {(A,0), (B,1), (C,6)}
DV(B) = {(A,1), (B,0), (C,2), (D,1)}
DV(C) = {(A,6), (B,2), (C,0), (D,3), (E,7)}
DV(D) = {(B,1), (C,3), (D,0), (E,2)}
DV(E) = {(C,7), (D,2), (E,0)}

Evoluzione delle tabelle di routing

1. A riceve DV(B)

dest	Costo, next hop
A	0
B	1, B
C	3, B
D	2, B

Tabella di A

2. A riceve DV(C)

dest	Costo, next hop
A	0
B	1, B
C	3, B
D	2, B
E	13, C

Tabella di A

3. B riceve DV(D)

dest	Costo, next hop
A	1, A
B	0
C	2, C
D	1, D
E	3, D

Tabella di B

4. A riceve DV(B)

dest	Costo, next hop
A	0
B	1, B
C	3, B
D	2, B
E	4, B

Tabella di A

40

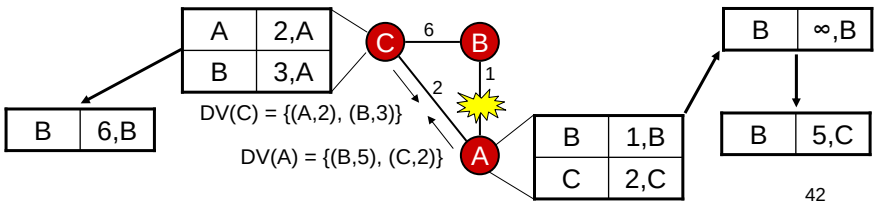
Cold start e tempo di convergenza

- Allo start-up le tabelle dei singoli nodi contengono solo l'indicazione del nodo stesso a distanza 0
  - i distance vector scambiati al primo passo contengono solo queste informazioni
- Da qui in poi lo scambio dei distance vector permette la creazione di tabelle sempre più complete
- L'algoritmo converge al più dopo un numero di passi pari al numero di nodi della rete
- Se la rete è molto grande il tempo di convergenza può essere lungo.
- Cosa succede se lo stato della rete cambia in un tempo inferiore a quello di convergenza dell'algoritmo?
  - Risultato imprevedibile → si ritarda la convergenza

41

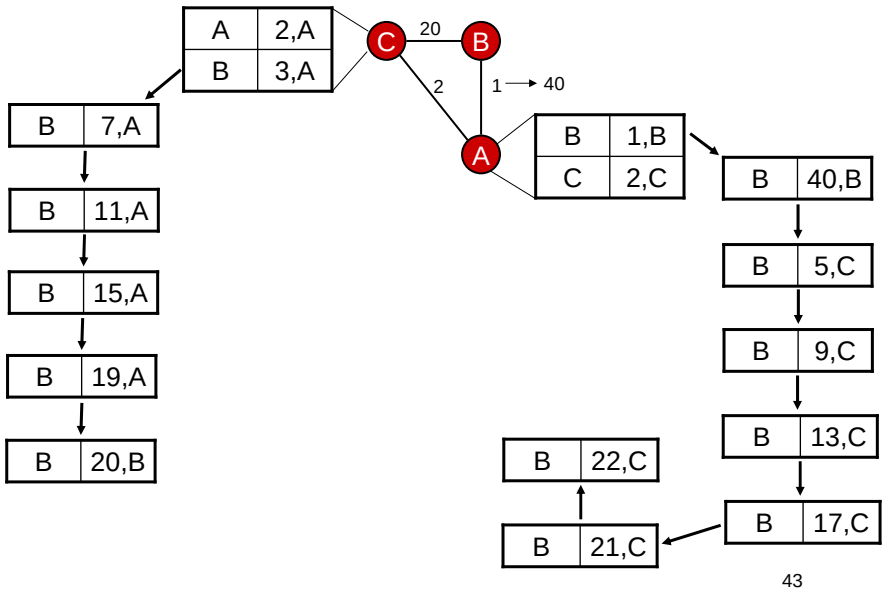
Bouncing effect

- Il link fra due nodi A e B cade
  - A e B si accorgono che il collegamento non funziona e immediatamente pongono ad infinito la sua lunghezza
  - Se altri nodi hanno nel frattempo inviato anche i loro vettori delle distanze, si possono creare delle incongruenze temporanee, di durata dipendente dalla complessità della rete
    - ad esempio A crede di poter raggiungere B tramite un altro nodo C che a sua volta passa attraverso A
  - Queste incongruenze possono dare luogo a cicli, per cui due o più nodi si scambiano datagrammi fino a che non si esaurisce il TTL o finché non si converge nuovamente



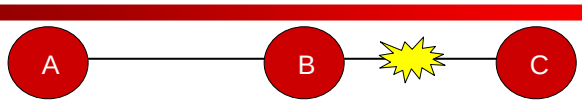
42

Convergenza lenta



43

Count to infinity



- Situazione iniziale: $D_{AB} = 1$, $D_{BC} = 1$ e $D_{AC} = 2$
  - Link BC va fuori servizio
  - B riceve il DV di A che contiene l'informazione $D_{AC} = 2$, per cui esso computa una nuova $D'_{BC} = D_{BA} + D_{AC} = 3$
  - B comunica ad A la sua nuova distanza da C
  - A calcola la nuova distanza $D_{AC} = D_{AB} + D'_{BC} = 4$
  - …
- La cosa può andare avanti all'infinito
  - Si può interrompere imponendo che quando una distanza assume un valore $D_{IJ} > D_{max}$ allora si suppone che il nodo destinazione J non sia più raggiungibile
- Inoltre si possono introdurre meccanismi migliorativi
  - **Split horizon**
  - **Triggered update**

44

Split horizon

- Split horizon è una tecnica molto semplice per risolvere in parte i problemi suddetti
  - se A instrada i pacchetti verso una destinazione X tramite B, non ha senso per B cercare di raggiungere X tramite A
  - di conseguenza non ha senso che A renda nota a B la sua distanza da X
- Un algoritmo modificato di questo tipo richiede che un router invii informazioni diverse ai diversi vicini
- Split horizon in forma semplice:
  - A omette la sua distanza da X nel DV che invia a B
- Split horizon with poisonous reverse:
  - A inserisce tutte le destinazioni nel DV diretto a B, ma pone la distanza da X uguale ad infinito

45

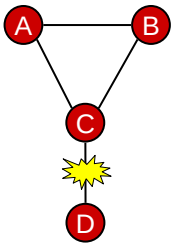
Triggered update

- Una ulteriore modifica per migliorare i tempi di convergenza è relativa alla tempistica con cui inviare i DV ai vicini
  - i protocolli basati su questi algoritmi richiedono di inviare periodicamente le informazioni delle distanze ai vicini
  - è possibile che un DV legato ad un cambiamento della topologia parta in ritardo e venga sopravanzato da informazioni vecchie inviate da altri nodi
- Triggered update: un nodo deve inviare immediatamente le informazioni a tutti i vicini qualora si verifichi una modifica della propria tabella di instradamento

46

Ma non basta…

- I diversi rimedi proposti in realtà non sono davvero risolutivi
  - sono ancora presenti situazioni patologiche in cui i protocolli Distance Vector convergono troppo lentamente o non convergono affatto



- Inizialmente, A e B raggiungono D tramite C
- Dopo il guasto, C mette a ∞ la sua dist. da D
- Dopo aver ricevuto il DV da C, A crede di poter raggiungere comunque D tramite B
- Idem per B che crede di poter usare A
- Stavolta A e B trasmettono i propri DV a C
- Si crea di nuovo un loop e un problema di convergenza

47

Protocolli Path Vector

- Per eliminare il problema alla radice occorre evitare di creare dei cicli nel percorso dei pacchetti

- Evoluzione: protocolli **Path Vector**
  - il vettore che ogni router manda ai vicini contiene, oltre alle distanze dagli altri nodi, anche l'intero cammino che il pacchetto deve seguire
  - il router ignora tutti i cammini dove compare lui stesso
  - maggiori informazioni da scambiare, ma si evitano i cicli

48

Protocolli Link State

- Ogni nodo della rete si procura un'immagine della topologia della rete
- Sulla base di tale immagine calcola le tabelle di routing utilizzando un determinato algoritmo
- Il protocollo di routing ha come scopo fondamentale quello di permettere ad ogni nodo di crearsi l'immagine della rete
  - scoperta dei nodi vicini
  - raccolta di informazioni dai vicini
  - diffusione delle informazioni raccolte a tutti gli altri nodi della rete

49

Raccolta delle informazioni

- Ogni router deve comunicare con i propri vicini ed "imparare" i loro indirizzi
  - **Hello Packet**
- Deve poi misurare la distanza dai vicini
  - **Echo Packet**
- In seguito ogni router costruisce un pacchetto con lo stato delle linee (**Link State Packet** o LSP) che contiene
  - la lista dei suoi vicini
  - le lunghezze dei collegamenti per raggiungerli

50

Diffusione ed elaborazione delle informazioni

- I pacchetti LSP devono essere trasmessi da tutti i router a tutti gli altri router della rete
  - si usa il protocollo Flooding
  - a tal fine nel pacchetto LSP occorre aggiungere
    - l'indirizzo del mittente
    - un numero di sequenza
    - una indicazione dell'età del pacchetto
- Avendo ricevuto LSP da tutti i router, ogni router è in grado di costruirsi un'immagine della rete
  - tipicamente si usa l'algoritmo di Dijkstra per calcolare i cammini minimi verso ogni altro router

51

Distance Vector - Link State: confronto

- Distance Vector
  - Semplici da implementare
  - Richiedono in genere una quantità di memoria inferiore, in particolare se la connettività della rete è bassa, e minori risorse di calcolo
  - Convergenza lenta
- Link State
  - Offrono maggiori funzionalità in termini di gestione di rete
    - la topologia generale della rete e i cammini al suo interno possono essere ricavati da qualunque router
  - La velocità di convergenza è solitamente maggiore
    - maggiore velocità di adattamento ai cambi di topologia
  - Il flooding di pacchetti LSP può provocare un aumento significativo di traffico

52

Routing gerarchico

- Nel caso di reti di grandi dimensioni non è possibile gestire le tabelle di routing per l'intera rete in tutti i router, in questo caso il routing deve essere **gerarchico**:
  - la rete viene ripartita in porzioni, chiamate per ora aree di routing
  - i router all'interno di un area sono in grado di effettuare l'instradamento relativamente alla sola area
  - per destinazioni al di fuori dell'area si limitano ad inviare i pacchetti a dei router "di bordo" che sono a conoscenza della topologia esterna dell'area
  - i router "di bordo" si occupano solamente dell'instradamento dei pacchetti fra aree
- In linea di principio la ripartizione può essere effettuata tante volte quante si vuole creando più livelli nella gerarchia di routing

53