

Számítógépes Hálózatok 2013

8. Hálózati réteg – Packet Forwarding, Routing, Distance Vector Routing, Link State Routing, RIP, OSPF, IGRP

A hálózati réteg

- Lokális hálózatokat összeköthetünk hub-okkal, switch-ekkel, bridge-ekkel az alacsonyabb retegekben
 - Hub(fizikai réteg): kollíziók száma nagyon gyorsan növekszik
 - Switch (Adatkapcsolati réteg):
 - Az útvonalakról a forgalom „megfigyelésével” gyűjt információt
 - Ismeretlen célcím esetén a broadcast problémákat okoz
 - Az Internet kb.10 Mio. lokális hálózatot tartalmaz...
- Nagy hálózatokban a csomagok továbbításához útvonal információk szükségesek.
- A hálózati réteg feladatai
 - Az útvonal információk felépítése (route detection)
 - A csomagok továbbítása (packet forwarding)
- Az Internet-Protokoll lényegében hálózati réteg protokoll

Routing-tábla és csomag továbbítás (packet forwarding)

● IP-Routing-tábla

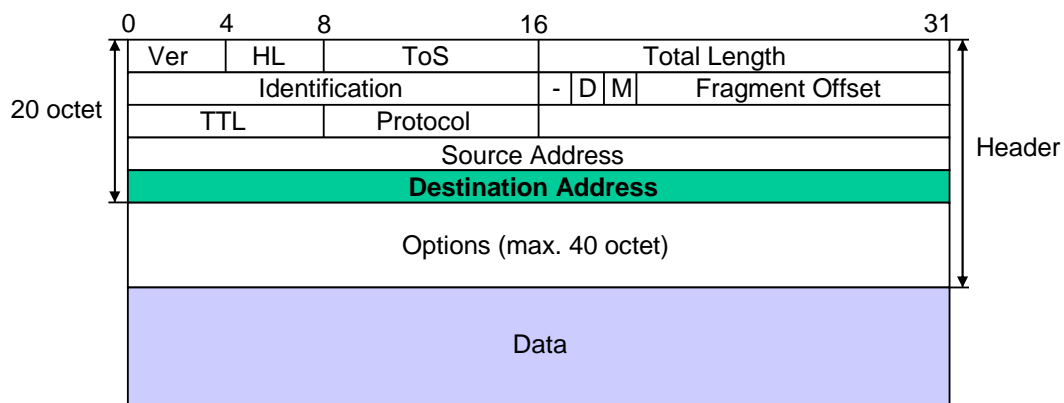
- Tartalmazza cél címekhez (destination) a következő számítógép (gateway) címét a hozzá vezető úton
- A cél meghatározhat egy számítógépet vagy egy egész sub-net-et
- Ezen kívül tartalmaz egy default-gateway-t

● Packet forwarding (korábban packet routing-nak nevezték)

- **IP csomag (datagram)** tartalmazza a küldő IP címét és a cél IP címét
- Amikor egy IP csomag megérkezik egy **router**hez:
 - Ha a cél IP cím = saját IP cím, akkor a csomagot kiszállítja
 - Ha a cél IP cím a routing-táblában van, továbbítja a megadott gateway-hez
 - Ha a cél IP-subnet a routing-táblában van, továbbítja a megadott gateway-nek
 - Egyébként továbbítja a default-gateway-nek

Internet Protocol IP

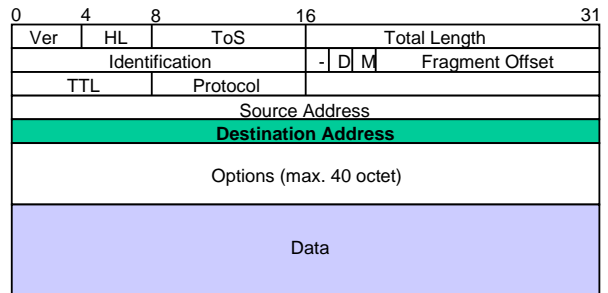
- Az adatok a küldőtől a cél-állomásig IP-csomagokban kerülnek átvitelre
- A csomagok fejléce tartalmazza a cél IP-címét
 - IPv4: 32 Bit-címek
 - IPv6: 128 Bit-címek



IPv4 csomag

Csomag továbbítás az Internet Protokollban

- IP-csomag (datagram) tartalmazza
 - TTL (Time-to-Live): hop-ok számát
 - Küldő IP címét
 - Cél IP címét
- Egy csomag kezelése a routerben
 - $TTL = TTL - 1$
 - Ha $TTL \neq 0$ akkor packet-forwarding a routing-tábla alapján
 - Ha $TTL = 0$ vagy probléma lép fel a packet-forwarding-nél:
 - Töröljük a csomagot
 - Ha a csomag nem ICMP-csomag (Internet Control Message Protocol), akkor
 - Küldjük ICMP-csomagot (TTL equals 0 during transit), melyben
 - Küldő IP címe = aktuális IP cím
 - Cél IP címe = az eredeti küldő IP címe



Statikus és dinamikus routing

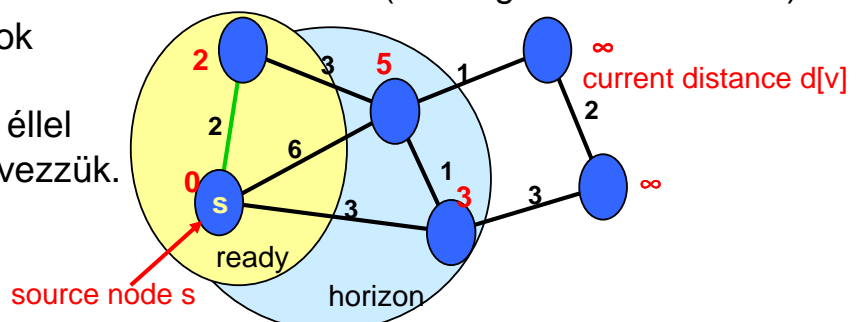
- Forwarding:
 - Csomagok továbbítása
- Routing:
 - Útvonalak meghatározása, azaz routing-tábla felépítése (route detection)
- Statikus routing
 - A routing-táblát manuálisan építjük fel
 - Kis és statikus LAN-ok esetén értelmes
- Dinamikus routing
 - A routing-tábla felépítése és aktualizálása automatizált
 - Centralizált algoritmus, pl. Link State
 - Egy/minden állomásnak ismerni kell minden információt
 - Decentrális algoritmus, pl. Distance Vector
 - minden routeren lokálisan dolgozik, lokális információkkal

Legrövidebb utak fája – single source shortest paths

- Adott:
 - Egy irányított gráf $G = (V, E)$, $w : E \rightarrow \mathbf{R}_{\geq 0}$ nem negatív élsúlyokkal
 - Kezdő csomópont $s \in V$
- Legyen
 - **P útvonal súlya** $w(P) := \sum_{e \in P} w(e)$ az élek súlyainak összege P-ben
 - **u és v távolsága** G-ben, $u, v \in V$, egy legrövidebb út súlya G-ben u és v között : $d(u, v) := \min\{ w(P) : P \text{ egy út } u\text{-tól } v\text{-hez G-ben}\}$.
- Keressük:
 - egy legrövidebb utat s kezdő csomóponttól minden más $v \in V \setminus \{s\}$ csomóponthoz G-ben
 - Feltesszük, hogy minden $v \in V \setminus \{s\}$ elérhető s-ből. Nem elérhető csomópontokhoz nem létezhet legrövidebb út sem
- Megoldás:
 - Egy fa, melynek gyökere s és minden $v \in V \setminus \{s\}$ csomópontokhoz tartalmaz egy legrövidebb utat s-től v-hez G-ben

Dijkstra algoritmus

- **Ötlet:** A legrövidebb utakat hosszuk szerint növekvő sorrendben számítjuk ki.
- Minden $v \in V$ csomópontokhoz kiszámítjuk a következő értékeket:
 - **$d[v]$:** egy legrövidebb út hossza s-től v-hez,
 - **$pred[v]$:** a v-t megelőző csomópont egy legrövidebb úton s-től v-hez.
- Az algoritmus végrehajtása után az élhalmaz $\{ (pred[v], v) : v \in V \setminus \{s\} \}$ megadja egy legrövidebb utak fáját s gyökérrel G-ben.
- Egy v csomópontot „kész”-nek jelölünk: **$ready[v] = true$** , ha már meghatároztunk egy legrövidebb utat s-től v-hez (röv. legrövidebb s-v utat).
- A „nem kész” csomópontok halmazát, amelyeket egy „kész” csomópontból egy éllel elérünk, **horizont**-nak nevezzük.



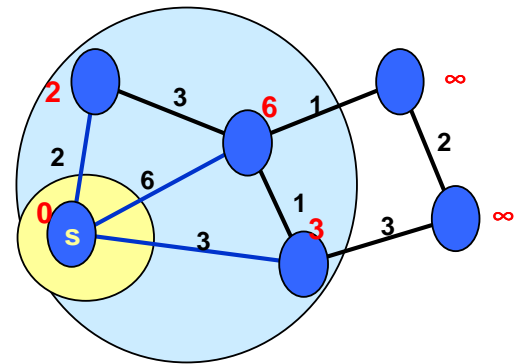
Dijkstra algoritmusa

● Invariánsok:

- Minden horizont belüli csomópontot egy **Q priority-queue**-ban tárolunk, úgy hogy minden $v \in Q$ csomópontra a következő érvényes:
 - $d[v]$ egy legrövidebb s-v út hossza mindazon utak között, melyek v-n kívül csak „kész” csomópontokat tartalmaznak,
 - $pred[v]$ a v-t megelőző csomópont egy ilyen úton,
 - v prioritása Q-ban $d[v]$

● Inicializálás

- $d[s] := 0$, $ready[s] := true$,
- Minden $v \in V \setminus \{s\}$ csomópontra:
 - $d[v] := \infty$, $ready[v] := false$.
- s minden v szomszédjára:
 - $d[v] := w(s, v)$, $pred[v] := s$, $ready[v] := false$,
 - $Q.Insert(v, d[v])$.

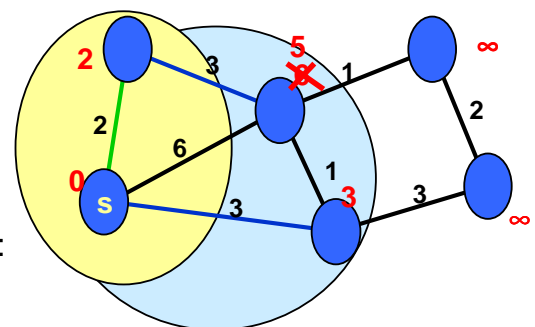


Dijkstra algoritmusa

● Az invariánsok megőrzése egy iteráció után

- Minden lépésben egy új csomópont lesz „kész”, egy csomópont v minimális prioritással.
- $d[v]$ már tartalmazza a helyes értéket.

Mivel v minimális prioritású csomópont, minden olyan s-v út súlya, amely „nem kész” csomópontot is tartalmaz, legalább olyan nagy, mint annak az útnak a hossza, amit már megtaláltunk a csak „kész” csomópontokat tartalmazó utak között.
- Legyen $Adj[v] := \{ u : (v, u) \in E \}$, $v \in V$, a v-hez adjacens csomópontok halmaza
- minden $u \in Adj[v]$, ha $u \in Q$, meg kell vizsgálni, hogy s-től u-hoz direkt v-ből egy rövidebb út vezet-e, mint azok az utak, amik csak v-től különböző „kész” csomópontot tartalmaznak. Ha igen, akkor aktualizáljuk
 - $pred[u] := v$ és $d[u] := d[v] + w(v, u)$,
 - csökkentsük u prioritását Q-ban.
- minden $u \in Adj[v]$, ha $u \notin Q$ és u „nem kész”:
 - $pred[u] := v$, $d[u] := d[v] + w(v, u)$,
 - u-t be kell szűrni Q-ba $d[u]$ prioritással.



Dijkstra algoritmusa

```
Dijkstra(G,s,w)
  Output: egy legrövidebb utak fája
  T=(V,E') G-ben s gyökérrel
01 E' := ∅;
02 ready[s] := true;
03 ready[v] := false;  ∀ v ∈ V \ {s};
04 d[s] := 0;
05 d[v] := ∞;  ∀ v ∈ V \ {s};

06 priority_queue Q;

07 forall v ∈ Adj[s] do
08   pred[v] := s;
09   d[v] := w(s,v);
10   Q.Insert(v,d[v]);
11 od

12 while Q ≠ ∅ do
13   v := Q.DeleteMin();
14   E' := E' ∪ {(pred[v],v)};
15   ready[v] := true;
16   forall u ∈ Adj[v] do
17     if u ∈ Q and d[v] + w(v,u) < d[u] then
18       pred[u] := v;
19       d[u] := d[v] + w(v,u);
20       Q.DecreasePriority(u,d[u]);
21     else if u ∉ Q and not ready[u] then
22       pred[u] := v;
23       d[u] := d[v] + w(v,u);
24       Q.Insert(u,d[u]);
25     fi
26   od
27 od
```

Dijkstra algoritmusa

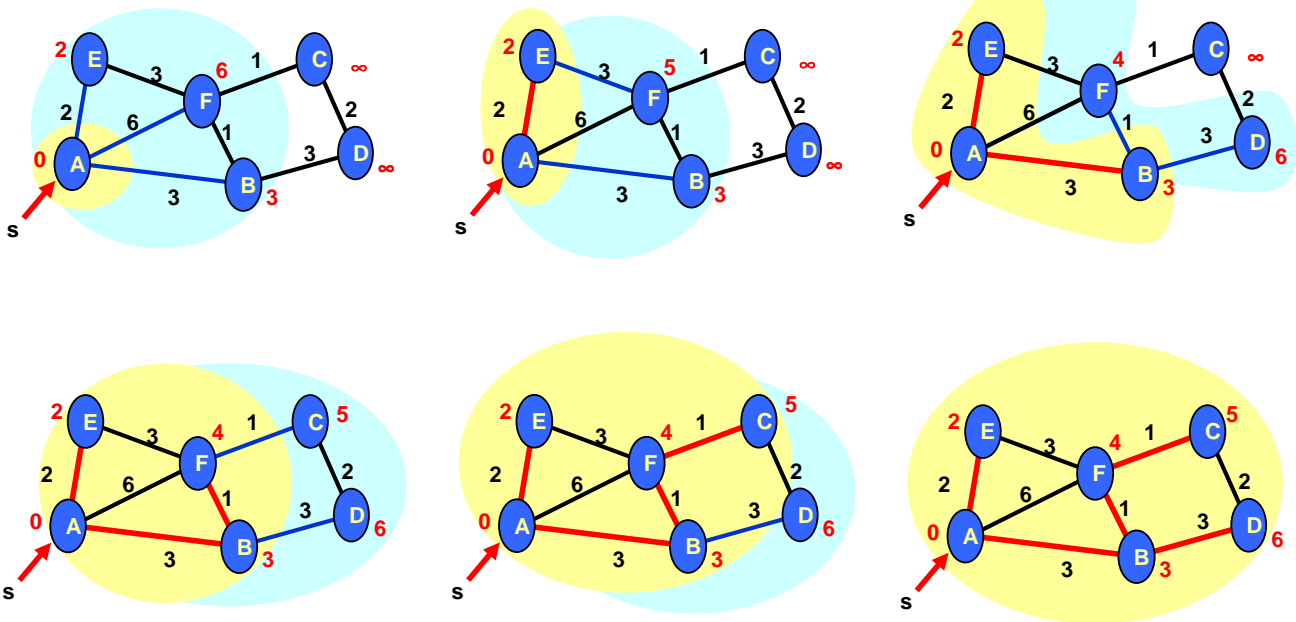
Futási idő (Fibonacci Heap-pel):

- # Q.Insert(): n (csomópontonként 1) -- $O(n)$ idő
- # Q.DeleteMin(): n (csomópontonként 1) -- $O(n \log n)$ idő
- # Q.DecreasePriority(): $\leq m$ (élenként ≤ 1) -- $O(m)$ idő
- # A teszt a 17. és 21. sorban: m (élenként 1) -- $O(m)$ idő
- Inicializálás: $O(n)$ idő
- Összesen: $O(n \log n + m)$ idő

Tárigény: $O(n+m)$

Dijkstra: Példa

szimmetrikusan irányított élek



Bellman-Ford algoritmus

- Negatív élsúlyok esetén Dijkstra algoritmus nem működik
- Bellman-Ford algoritmus (1957) megoldja a problémát $O(|V| |E|)$ idő alatt.
- Dinamikus programozás: a k -adik iteráció után, $k=1, \dots, |V|-1$, minden $v \in V$:
 - ha $d[v] \neq \infty$, akkor $d[v]$ egy s - v út P_{sv} súlya és $d[v]$ nem nagyobb mint egy legrövidebb s - v út súlya, amely $\leq k$ élt tartalmaz
 - $\text{pred}[v] = \emptyset$ ha $d[v] = \infty$, egyébként pedig $(\text{pred}[v], v) \in E$ az utolsó él a P_{sv} úton

Bellman-Ford(G, s, w)

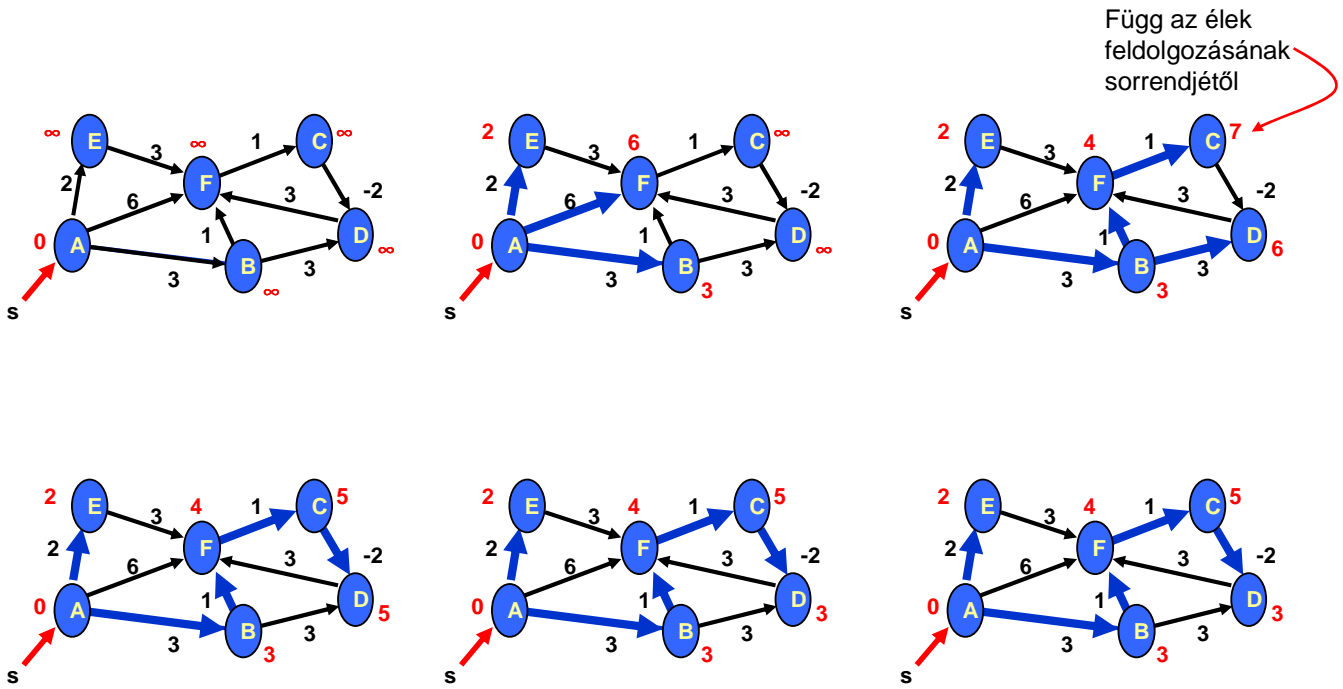
```

01 forall  $v \in V$  do
02    $d[v] := \infty$ ;  $\text{pred}[v] := \emptyset$ 
03  $d[s] := 0$ 

04 for  $k := 1$  to  $|V| - 1$  do
05   forall  $(u, v) \in E$  do
06     if  $d[u] + w(u, v) < d[v]$  then
07        $d[v] := d[u] + w(u, v)$ 
08        $\text{pred}[v] := u$ 

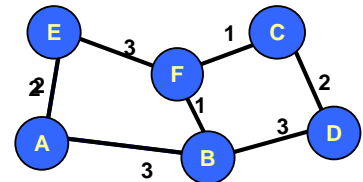
09 forall  $(u, v) \in E$  do
10   if  $d[u] + w(u, v) < d[v]$  then
11     error „negatív súlyú ciklust találtunk”
    
```

Bellman-Ford: Példa



Distance Vector Routing Protokoll

- A Bellman-Ford algoritmusnak az **elosztott** változatát használja, azaz minden csomópont csak a direkt szomszédjaival kommunikál
- **Asszinkron** működés
 - A csomópontoknak nem ugyanabban a „körben” kell információkat cserélniük
- Minden router nyilvántart egy táblát minden lehetséges célhoz egy bejegyzéssel (**distance vector**)
 - egy bejegyzés tartalmazza
 - a legrövidebb út (becsült) költségét (delay, vagy #hops)
 - a következő csomópont címét ezen az úton (next hop)
- minden router ismeri a költséget a direkt szomszédjaihoz
- Periodikusan elküldi a tábláját minden szomszédjának
- Amikor egy router megkapja a szomszéd tábláját aktualizálja a saját tábláját



Initial distance vector of A

A	cost	next hop
B	3	B
C	∞	-
D	∞	-
E	2	E
F	∞	-

Initial distance vector of B

B	cost	next hop
A	3	A
C	∞	-
D	3	D
E	∞	-
F	1	F

A's vector after A received B's vector

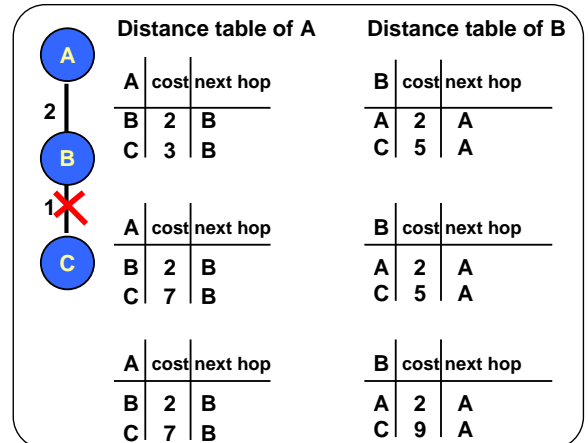
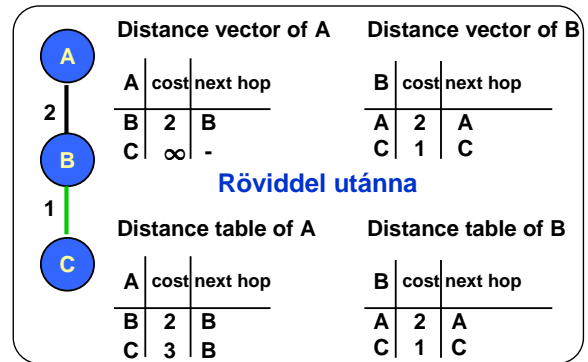
A	cost	next hop
B	3	B
C	∞	-
D	6	B
E	2	E
F	4	B

A's final distance vector

A	cost	next hop
B	3	B
C	5	B
D	6	B
E	2	E
F	4	B

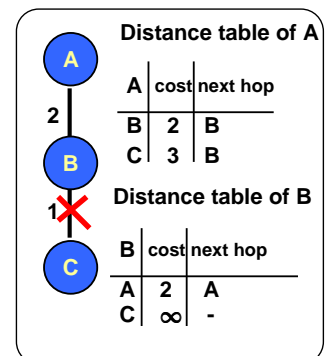
“Count to Infinity” Probléma

- „Jó hír” gyorsan terjed
 - Új kapcsolat létrejöttkor gyorsan aktualizálódnak a táblák
- „Rossz hír” lassan terjed
 - Kapcsolat kiesik
 - A szomszédok felváltva növelik a távolságokat
 - “Count to Infinity” Probléma
 - A és B nem tudja, hogy C nem elérhető (amíg a távolság el nem ér egy limitet, amit ∞ -nek tekintenek)
 - Ciklusok keletkezhetnek



“Count to Infinity” Probléma

- Módosítások a Distance-Vector routing protollokban
 - a ping-pong-ciklusokat (count to infinity) megakadályozásához
 - **split horizon**: olyan sorokat nem küld vissza a csomópont annak a szomszédjának, amit tőle „tanult”
 - a példában A nem küldi a (C,3,B) sort vissza B-nek, mert azt B-től kellett „tanulnia”
 - **split horizon with poison reverse**: negatív információt küld vissza
 - A pl. (C, ∞) utat küldi vissza B-nek
- Mindkét módszer csak két csomópontból álló ciklust kerül el



Link State Protokoll

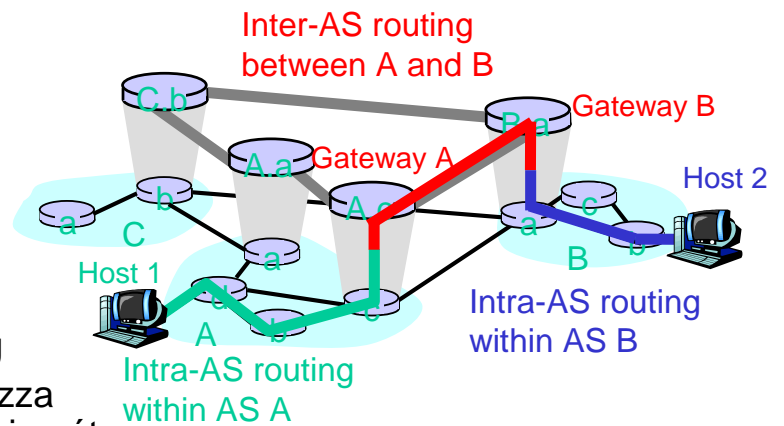
- Minden Link State router
 - tárolja a hálózat topológiáját
 - egy nem-elosztott legrövidebb utak algoritmust használ
- A routerek **Link State Packets (LSP)** által cserélnék ki információkat
- LSP tartalmazza
 - az LSP-t létrehozó r router IP címét
 - a költségét r minden direkt szomszédjához
 - sorozatszámot (SEQNO)
 - TTL (time to live) mezőt
- Megbízható elárasztás (Reliable Flooding)
 - minden csomópont aktuális LSP-jét tároljuk
 - továbbítjuk az LSP-eket minden szomszédos csomóponthoz
 - azon csomópont kivételével, amely az LSP-t felénk továbbította
 - A továbbításnál csökkentjük a TTL értékét
 - periodikusan létrehozunk egy új saját LSP-t
 - növekvő SEQNO-val

A „lapos” routing korlátai

- Link State Routing
 - $O(D \cdot n)$ bejegyzésre van szükség, ahol n a routerek száma, D a maximális fok
 - Minden csomópont minden más csomópontnak el kell hogy küldje az információit
- Distance Vector
 - $O(n)$ bejegyzés routerenként
 - Ciklusokat okozhat
 - Konvergencia ideje a hálózat méretével nő
- Az Internet több mint 10^6 routert tartalmaz
 - ezek a u.n. „lapos” routing módszerek nem használhatók az egész Internetre
- Megoldás:
 - Hierarchikus routing

Autonomous Systems (AS), Intra-AS és Inter-AS routing

- Autonomous Systems (AS)
 - Egy két szintű modellt ad a routinghoz az Interneten
 - Példa AS-re: elte.hu
- Intra-AS-routing
 - routing az AS-en belül
 - pl. RIP, OSPF, IGRP, ...
- Inter-AS-routing
 - Kapcsolódási pont: **átjáró (gateway)**
 - teljesen decentralis routing
 - Mindeki saját maga határozza meg az optimalizálási kritériumát
 - pl. BGP, EGP (korábban)



Intra-AS routing: RIP Routing Information Protocol (RFC 1058)

- Distance Vector algoritmus
 - távolság metrika = hop szám (linkek száma)
- A távolság vektorokat (distance vector) minden router minden 30s Response-üzenettel (advertisement) adja át a szomszédjának
- A szomszédok szintén egy új advertisement-et küldenek ha a táblájuk ezáltal megváltozott
- Minden Advertisement-ben
 - célhálózathoz hirdetik meg az utakat UDP-vel (UDP port 520)
- Ha 180s-ig nem kap a router advertisement-et egy szomszédjától
 - az utakat a szomszédon keresztül érvénytelennek deklarálja
 - új Advertisement-eket küld a szomszédainak
- Hogy elkerülje a ping-pong-ciklusokat (count to infinity), „split horizon with poison reverse” módszert használ
- Végtelen távolság = 16 Hop (limitet szab a hálózat átmérőjére)

Intra-AS routing: OSPF routing (Open Shortest Path First)

- “open” = nyilvánosan rendelkezésre álló
- Link-State algoritmus
 - LS csomagok terjesztése
 - a topológiát minden csomópontban tárolja
 - az útvonalakat Dijkstra algoritmusával számítja ki
- OSPF-advertisement
 - TCP-vel, növeli a biztonságot (security)
 - az egész AS-be elárasztja (broadcast)
 - több egyenlő költségű útvonal lehetséges

Intra-AS routing -- Hierarchikus OSPF

- Nagy hálózatokhoz két hierarchia szint:
 - Lokális terület és gerinchálózat (backbone)
 - Lokális: Link-state advertisement
 - Minden csomópont csak az irányt számítja ki más lokális területek hálózataihoz
- Local Area Border Router:
 - A saját lokális területeik távolságait foglalják össze
 - Ezeket más Lokal Area Border Router-eknek meghirdetik (advertisement)
- Backbone Routers
 - OSPF protokollt használnak a gerinchálózatra korlátozva
- Boundary Routers:
 - Más AS-ekkel kapcsolnak össze

Intra-AS routing: IGRP (Interior Gateway Routing Protocol)

- CISCO-Protokoll (1980-as évek közepe), a RIP utódja
- Distance-Vector-Protokoll, mint a RIP
 - Holddown time
 - Split horizon
 - Poison reverse
- Különböző költség metrikákat támogat
 - Delay, Bandwidth, Reliability, Load, stb...
- TCP-t használ a routing információk kicseréléséhez