Reţele de calculatoare

#9

Algoritmi de dirijare în rețea
Algoritmul Dijkstra
Algoritmul Belmann-Ford

Adrian Runceanu

https://www.runceanu.ro/adrian/

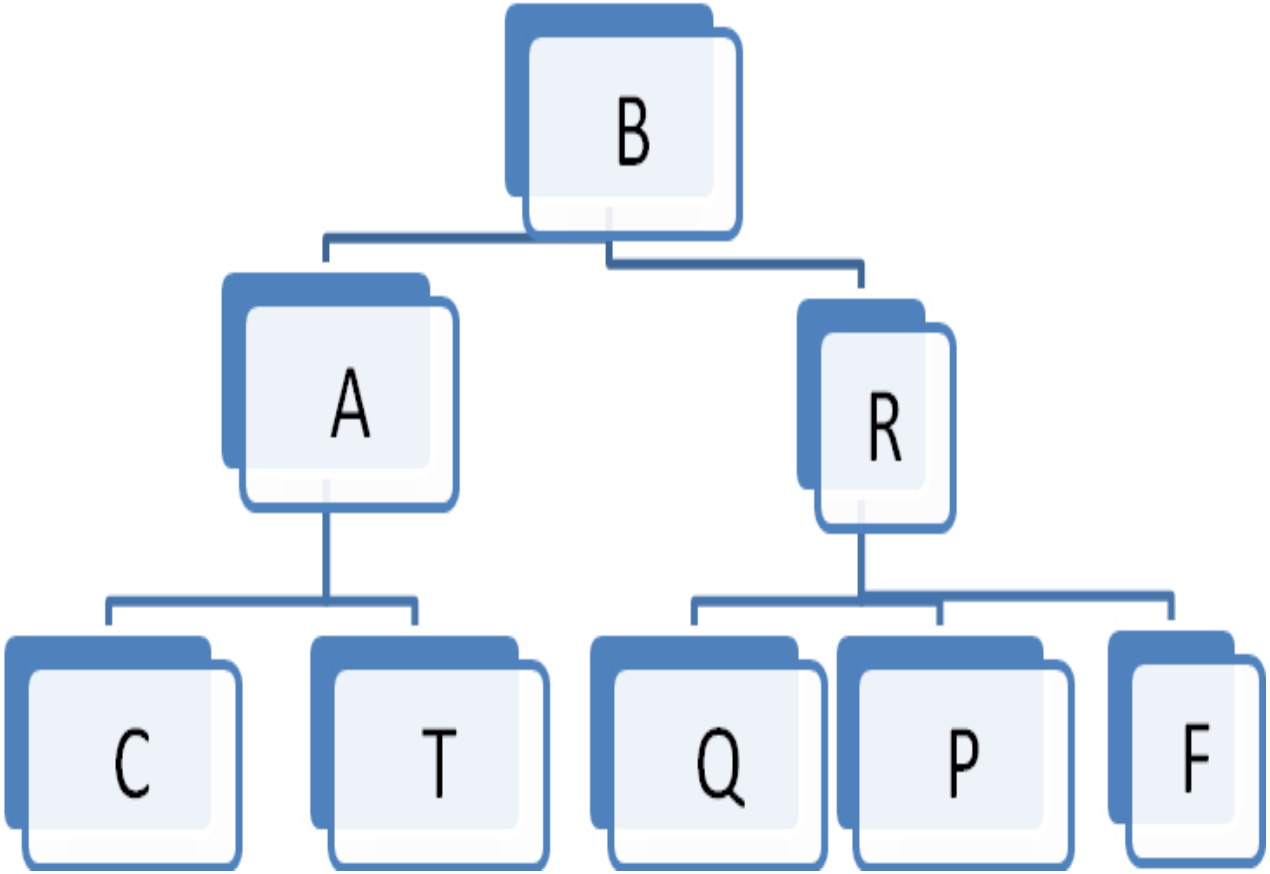
Curs 9

Algoritmi de dirijare

1. Algoritmul Dijkstra
2. Algoritmul Belmann-Ford

Principiul optimalităţii

- *Principiul optimalităţii presupune că dacă o rută optimă intre nodul A şi nodul B trece prin nodul C atunci ruta optimă intre B şi C este inclusă în ruta A-B.*
- O consecinţă a principiului optimalităţii este formarea arborelui de scufundare care semnifică *mulţimea rutelor optime către un nod destinaţie*, reprezentat de rădăcina arborelui.
- Scopul algoritmilor de dirijare constă în *descoperirea arborilor de scufundare pentru fiecare rută*.



Arbore de scufundare pentru nodul B

Algoritmi de dirijare

- *Algoritmul de dirijare este acea parte a software-lui nivelului reţea care răspunde de alegerea liniei de ieşire pe care un pachet recepţionat trebuie trimis mai departe*.
- În cazul datagramelor această decizie trebuie luată din nou pentru fiecare pachet recepţionat, deoarece e posibil ca cea mai bună rută să se fi modificat între timp.
- În cazul circuitelor virtuale, decizia de dirijare se ia doar la stabilirea unui nou circuit virtual.
- După aceea pachetele vor urma doar calea stabilită anterior.
- Acest ultim caz este numit uneori sesiune de dirijare deoarece calea rămâne în funcţiune pentru o întreagă sesiune utilizator (ex. transfer de fişiere, login prin terminal).

Clasificare

Algoritmii pot fi:

1. neadaptivi - *alegerea căii se calculează în avans (of line) şi parvine ruterului la iniţializarea reţelei*

2. adaptivi - *îşi modifică deciziile de dirijare pentru a reflecta modificările de topologie şi pe cele de trafic*

Algoritmii adaptivi diferă prin:

1. *locul de unde îşi iau informaţia*:
   a) local
   b) de la un vecin
   c) de la toate ruterele
2. *momentul în care schimbă rutele*:
   a) când se schimbă încărcarea
   b) când se schimbă topologia
   c) la ΔT secunde
3. *metrica folosită pentru optimizare*:
   a) distanţa
   b) timpul de tranzit
   c) numărul de salturi

Algoritmi statici de dirijare

1. Dirijarea pe calea cea mai scurtă (shortest path)

- *Calea cea mai scurtă este dictată de metrica de măsurare a distanţei.*
- Aceasta poate fi:
  - distanţa în km
  - numărul de salturi
  - rata de transfer
  - traficul mediu
  - costul comunicaţiei
  - lungimea minimă a cozilor de aşteptare
  - întârzieri măsurate

2. Algoritmul de inundare - generează foarte multe pachete.

Pentru a limita numărul acestora se procedează astfel:

1. contor de salturi în antetul fiecărui pachet decrementat la fiecare salt şi care face ca pachetul să fie distrus atunci când contorul atinge valoarea 0.

2. ruterul sursă să plaseze un număr de secvenţă în fiecare pachet pe care îl primeşte de la calculatorul gazdă asociat.

2. Algoritmul de inundare

- Fiecare ruter necesită menţinerea unei liste pentru fiecare ruter sursă, cu numere de secvenţă iniţiate de acel ruter sursă şi care au fost deja trimis mai departe.
- Dacă soseşte un pachet care deja se află în listă el nu se mai trimite.
- Se poate însoţi lista de un contor *k* care semnifică faptul că toate numerele de secvenţă până la *k* au fost deja tratate.
- Inundarea se utilizează în aplicaţii militare, aplicaţii cu baze de date distribuite care este necesar să fie actualizate concurent.

3. Dirijarea bazată pe flux

- În condiţiile în care traficul mediu de la i la j este cunoscut în avans şi într-o aproximare rezonabilă, constant în timp, este posibilă analiza matematică a fluxurilor pentru a optimiza dirijarea.
- Ideea care stă la baza analizei este aceea că pentru o anumită linie dacă se cunosc capacitatea şi fluxul mediu, este posibil să se calculeze întârzierea medie a unui pachet pe linia respectivă, folosind teoria cozilor.

- Pe baza întârzierilor medii ale tuturor liniilor se poate calcula imediat, ca medie ponderată după flux, întârzierea medie a unui pachet pentru întreaga subreţea.
- *Problema dirijării se reduce apoi la găsirea algoritmului de dirijare care produce întârzierea medie minimă pentru subreţea.*
- Folosirea acestei tehnici presupune:
  - cunoaşterea topologiei subreţelei
  - matricea traficului
  - matricea capacităţilor liniilor, C_i, măsurată în < Kbps.>

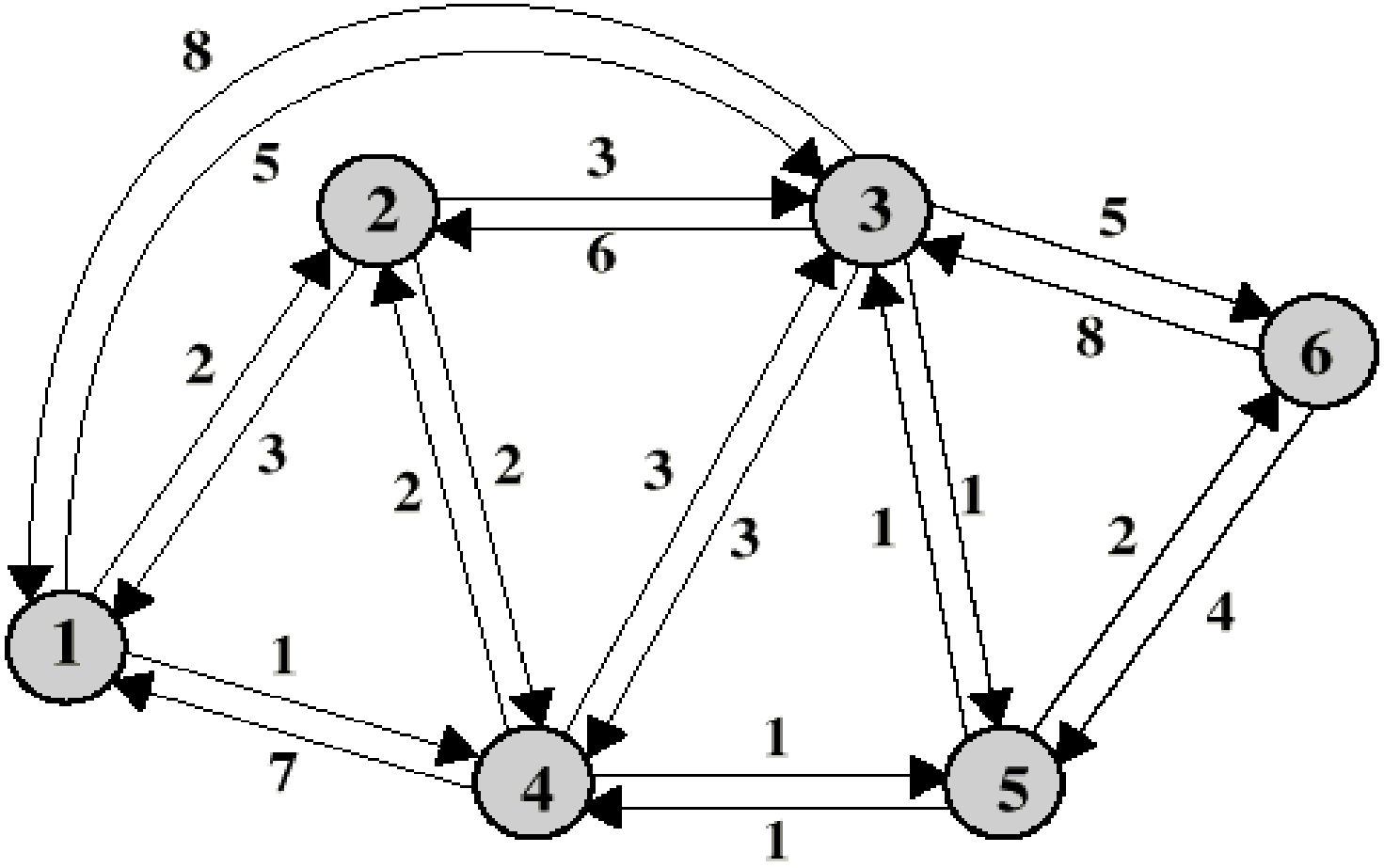
Algoritmi dinamici de dirijare

Cei mai folosiţi sunt:

1. Algoritmul de dirijare cu vectori distanţă
2. Algoritmul de dirijare bazat pe starea legăturilor

Algoritmul de dirijare cu vectori distanţă
(Bellman - Ford - Fulkerson)

Costurile rutelor



Strategii de Rutare

1. Rutare fixă
2. Rutare bazata pe inundare
3. Rutare aleatoare
4. Rutare adaptivă

1. Rutare Fixă

- O singură cale pentru fiecare pereche sursă-destinaţie
- Rutele sunt determinate printr-un *algoritm de cost minim*
- Rutele rămân fixe, până la schimbarea topologiei reţelei

Tabele de Rutare Fixe

CENTRAL ROUTING DIRECTORY

To Node \ From Node	1	2	3	4	5	6
1	—	1	5	2	4	5
2	2	—	5	2	4	5
3	4	3	—	5	3	5
4	4	4	5	—	4	5
5	4	4	5	5	—	5
6	4	4	5	5	6	—

Node 1 Directory

Destination	Next Node
2	2
3	4
4	4
5	4
6	4

Node 2 Directory

Destination	Next Node
1	1
3	3
4	4
5	4
6	4

Node 3 Directory

Destination	Next Node
1	5
2	5
4	5
5	5
6	5

Node 4 Directory

Destination	Next Node
1	2
2	2
3	5
5	5
6	5

Node 5 Directory

Destination	Next Node
1	4
2	4
3	3
4	4
6	6

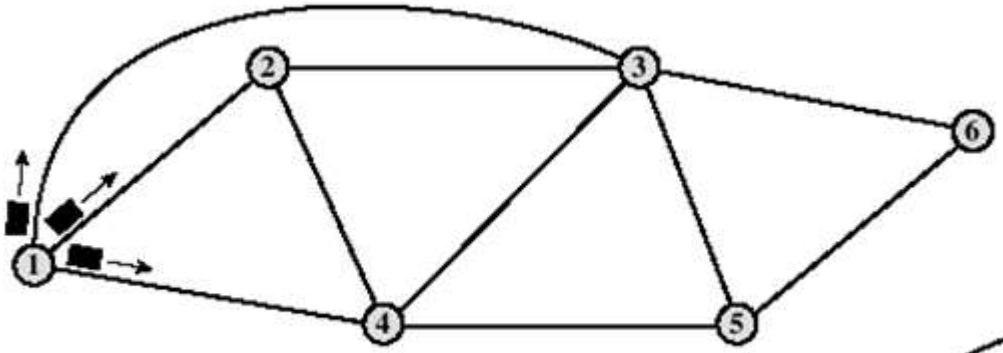
Node 6 Directory

Destination	Next Node
1	5
2	5
3	5
4	5
5	5

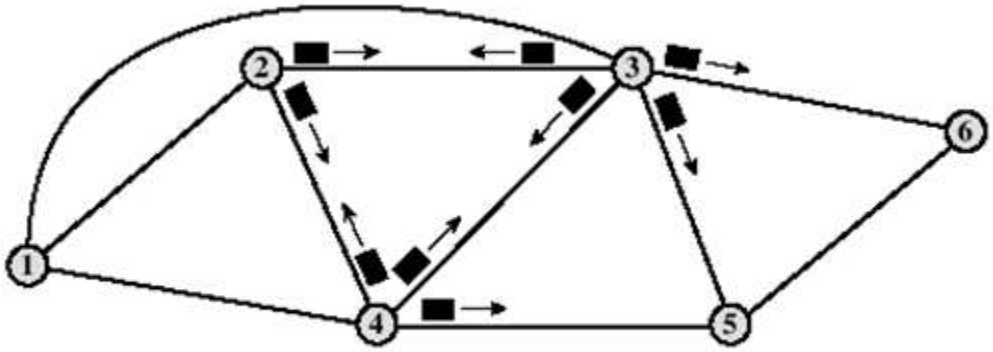
2. Rutare bazata pe inundare

- Nu sunt necesare informatii despre reţea
- *Pachetul este trimis la toţi vecinii*
- *Sau la toţi în afară de unde a venit*
- Un număr de copii ajung după un timp la destinaţie
- Fiecare pachet are un număr unic, duplicatele se ignoră
- Nodurile pot reţine identitatea pachetelor pentru a nu le ruta din nou
- Se poate defini un timp de viaţă a pachetelor

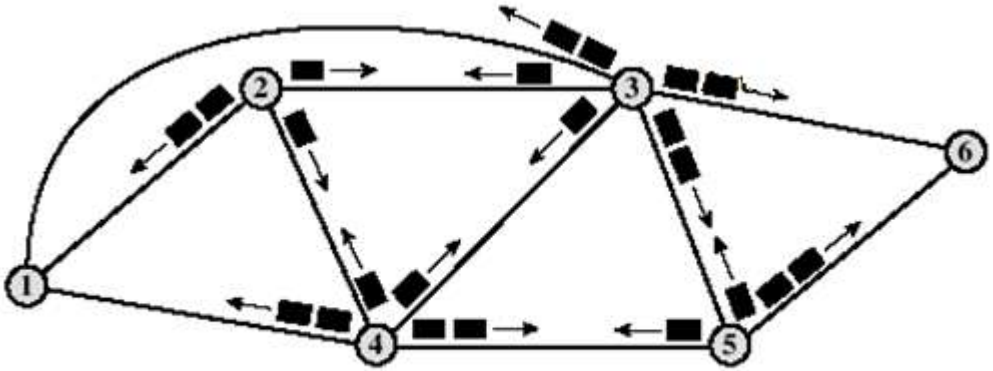
Inundare Exemplu



(a) Primul salt



(b) Al doilea salt



(c) Al treilea salt

Proprietăţi ale Inundării

- TOATE rutele posibile sunt încercate
  - foarte robust
- Cel puţin un pachet va ajunge pe calea de cost minim
  - Se poate folosi pt. stabilirea unui circuit virtual
- Toate nodurile sunt atinse
  - Util pt. distribuirea de informaţii (ex. rutare)

3. Rutare Aleatoare

- *Nodul selectează o cale de ieşire pt. transmiterea unui pachet primit*
- Selecţia poate fi aleatoare sau round-robin (fiecare nod este analizat)
- Se pot utiliza şi probabilităţi
- Nu sunt necesare informatii despre reţea
- Ruta nu este în general optimă
- Trafic inutil mai mic ca la inundare

4. Rutare Adaptivă - caracteristici

- **Rutarea adaptiva** este cel mai des utilizată
- Decizia de rutare se adaptează condiţiilor din reţea:
  - Defecte de linie sau noduri
  - Congestie
- Necesită informatii despre reţea
- Decizia este mai complexă
- Compromis între calitatea reţelei şi overhead (supraîncărcare)
- Reacţie prea rapidă produce oscilaţii
- Prea încet pentru a fi relevant

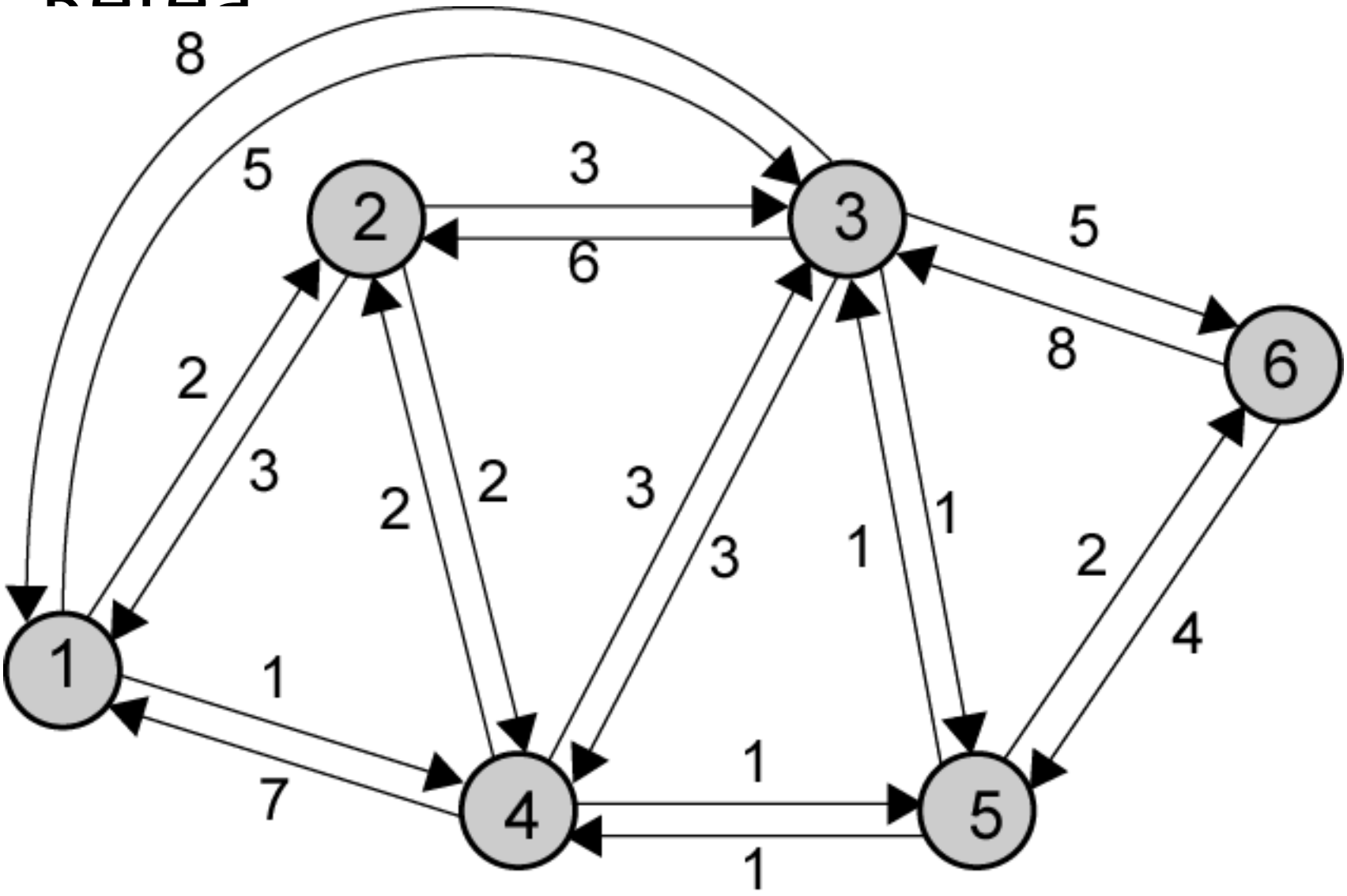
Rutare Adaptivă – Avantaje

- Creşterea performanţei
- Ajută la controlul congestiei
- Sistem Complex
  - Poate să nu ajungă la beneficiile teoretice

Criterii de selectie a rutelor

- Minimum hop count (numărul de salturi)
- Minimum cost

Reţea



Algoritm de cost minim

- Decizia de rutare este data de:
  - Numar de hopuri(salturi)
  - Cost link invers proportional cu capacitatea
- Retea cu link-uri bidirectionale
- Cost asociat in ambele directii
- Costul caii de rutare = suma costurilor pe link
- Se cauta *calea de cost minim pentru toate perechile sursa si destinatie*
- Costurile pot fi diferite pe cele doua sensuri

Algoritm Dijkstra - definiţii

- *Caută calea cea mai scurtă de la un nod sursă la toate nodurile prin dezvoltarea de căi de lungime din ce în ce mai mare*
- N = setul de noduri în reţea
- s = nod sursă
- T = setul de noduri încorporate în algoritm
- w(i, j) = costul legaturii de la nod i la nod j
  - w(i, i) = 0
  - w(i, j) = ∞ dacă nu sunt direct conectate
  - w(i, j) $\geq$ 0 dacă sunt direct conectate
- L(n) = costul căii cunoscute cea mai ieftina de la nod s la nodul n
- la terminare, L(n) este costul căii celei mai ieftine de la s la n

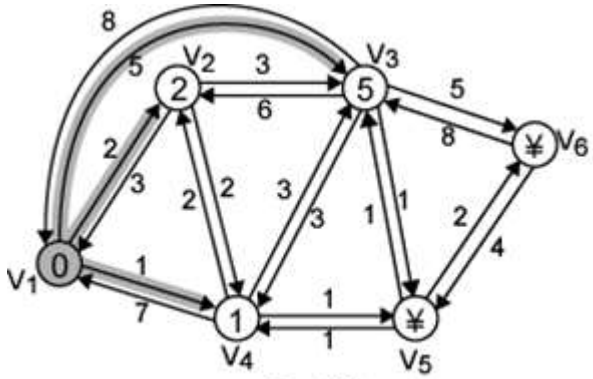
Algoritm Dijkstra - metodă

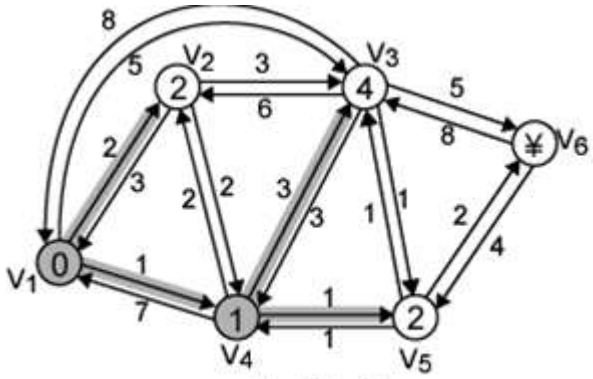
- Pas 1 [Iniţializare]
  - T = {s} Nod sursă
  - L(n) = w(s, n) pentru n ≠ s
  - Initial doar costuri link
- Pas 2 [Următorul Nod]
  - Caută nod vecin necuprins în T cu cost minim faţă de s
  - Incorporare nod în T
- Pas 3 [Actualizare cale cea mai ieftină]
  - L(n) = min[L(n), L(x) + w(x, n)] pentru toţi n $\notin$ T
  - Dacă al doilea termen este minimul, actualizare cale prin concatenare
- [Terminare] Algoritmul se termină la incorporarea tuturor nodurilor

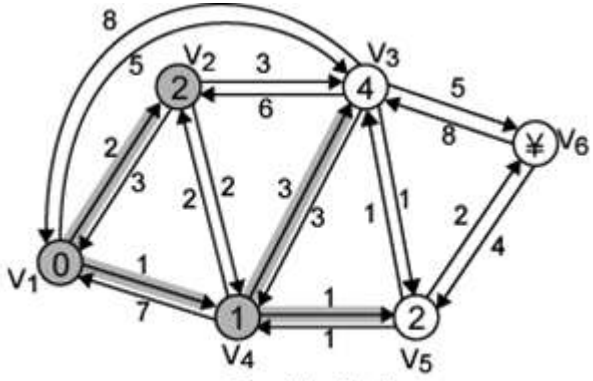
Algoritm Dijkstra - observaţii

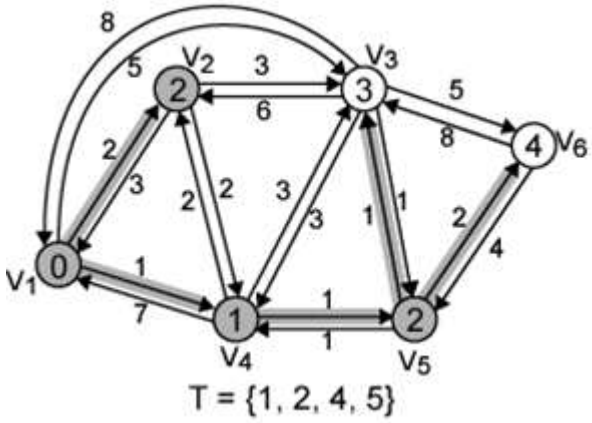
- La terminare, valoarea L(x) asociată fiecărui nod x este costul (lungimea) căii de cost minim de la s la x.
- T defineşte calea cea mai ieftină de la s la fiecare alt nod
- O iteraţie a paşilor 2 şi 3 adaugă un nou nod în T

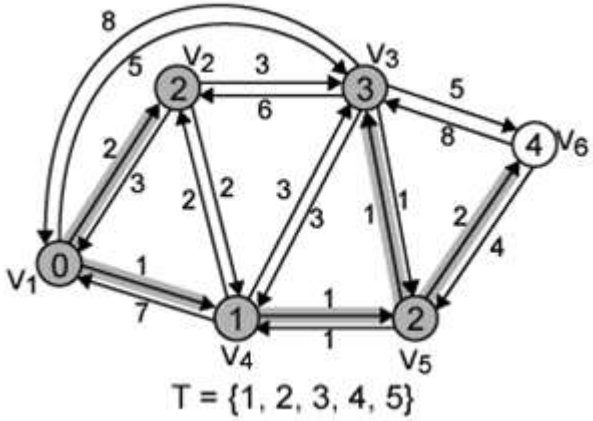
Algoritm Dijkstra - exemplu

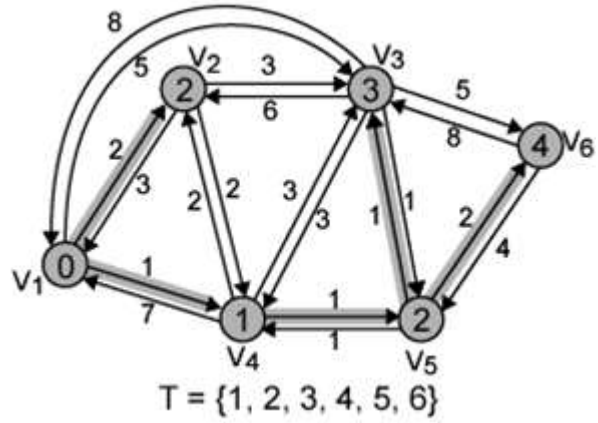


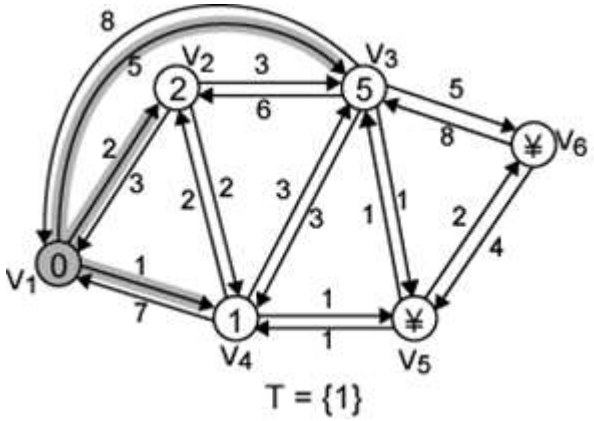


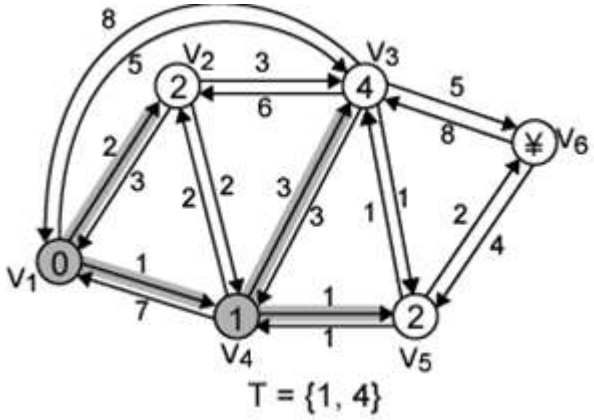






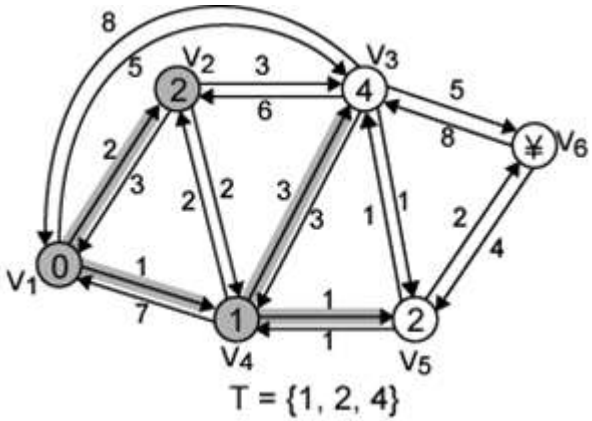


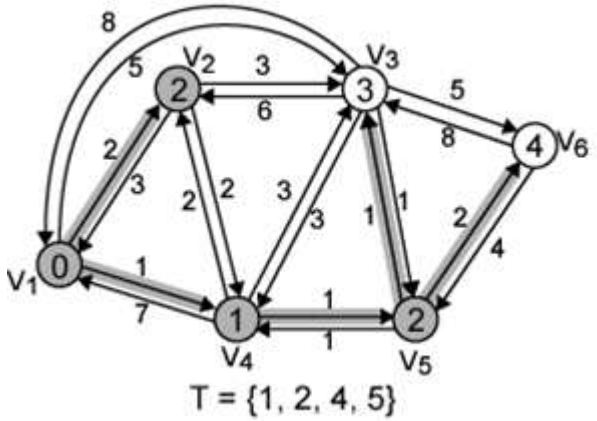




Iteratii	T	L(2)	Cale	L(3)	Cale	L(4)	Cale	L(5)	Cale	L(6)	Cale
1	{1}	2	1–2	5	1-3	1	1–4	∞	-	∞	-

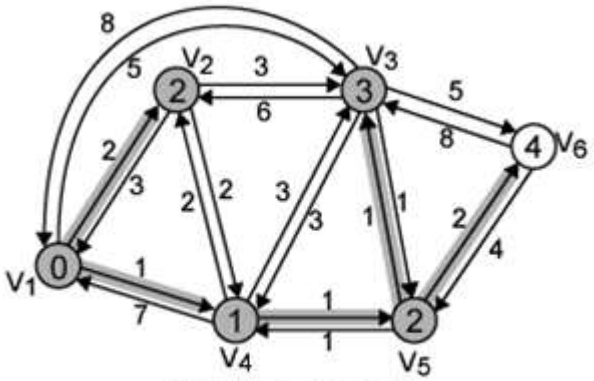
Iteratii	T	L(2)	Cale	L(3)	Cale	L(4)	Cale	L(5)	Cale	L(6)	Cale
2	{1,4}	2	1–2	4	1-4-3	1	1–4	2	1-4–5	∞	-

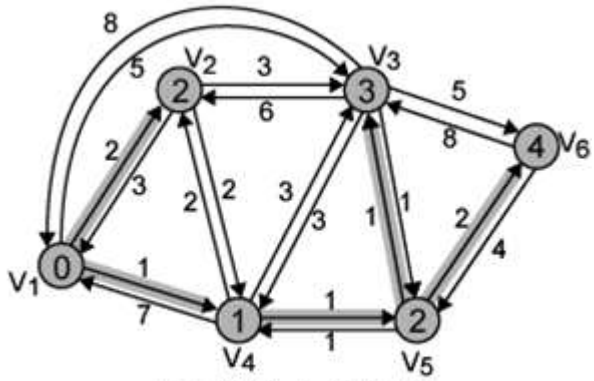




Iteratii	T	L(2)	Cale	L(3)	Cale	L(4)	Cale	L(5)	Cale	L(6)	Cale
3	{1, 2, 4}	2	1–2	4	1-4-3	1	1–4	2	1-4–5	∞	-

Iteratii	T	L(2)	Cale	L(3)	Cale	L(4)	Cale	L(5)	Cale	L(6)	Cale
4	{1, 2, 4, 5}	2	1–2	3	1-4-5–3	1	1–4	2	1-4–5	4	1-4-5–6





Iteratii	T	L(2)	Cale	L(3)	Cale	L(4)	Cale	L(5)	Cale	L(6)	Cale
5	{1, 2, 3, 4, 5}	2	1–2	3	1-4-5–3	1	1–4	2	1-4–5	4	1-4-5–6

Iteratii	T	L(2)	Cale	L(3)	Cale	L(4)	Cale	L(5)	Cale	L(6)	Cale
6	{1, 2, 3, 4, 5, 6}	2	1-2	3	1-4-5-3	1	1-4	2	1-4–5	4	1-4-5-6

Rezultate la Exemplu Algoritm Dijkstra

Iteratii	T	L(2)	Cale	L(3)	Cale	L(4)	Cale	L(5)	Cale	L(6)	Cale
1	{1}	2	1–2	5	1-3	1	1–4	∞	-	∞	-
2	{1,4}	2	1–2	4	1-4-3	1	1–4	2	1-4–5	∞	-
3	{1, 2, 4}	2	1–2	4	1-4-3	1	1–4	2	1-4–5	∞	-
4	{1, 2, 4, 5}	2	1–2	3	1-4-5–3	1	1–4	2	1-4–5	4	1-4-5–6
5	{1, 2, 3, 4, 5}	2	1–2	3	1-4-5–3	1	1–4	2	1-4–5	4	1-4-5–6
6	{1, 2, 3, 4, 5, 6}	2	1-2	3	1-4-5-3	1	1-4	2	1-4–5	4	1-4-5-6

Algoritm Bellman-Ford. Definiţii

- Caută calea cea mai ieftină formată din cel mult un link
- Caută calea cea mai ieftină formată din cel mult două link-uri
- ș.a.m.d.

- s = nod sursă
- w(i, j) = cost link de la nod i la nod j
  - w(i, i) = 0
  - w(i, j) = ∞ dacă cele două noduri nu sunt conectate direct
  - w(i, j) $\geq$ 0 dacă cele două noduri sunt conectate direct
- h = număr maxim link-uri în cale în pasul curent al algoritmului
- $L_h(n)$ = costul căi cea mai ieftine de la s la n cu mai mult de h link-uri

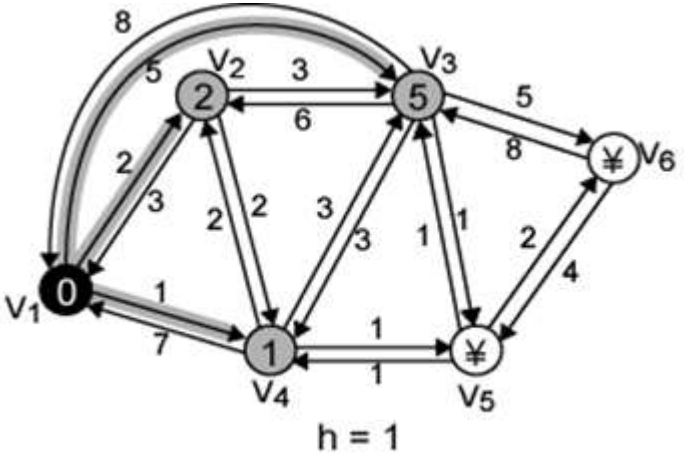
Algoritm Bellman-Ford. Metodă

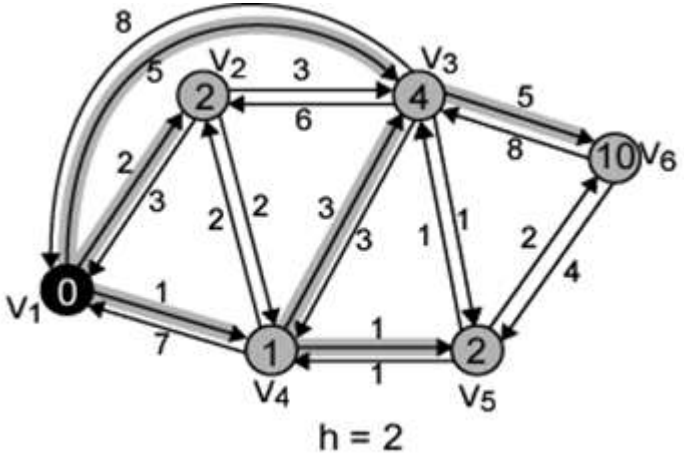
- Pas 1 [Iniţializare]
  - $L_0(n) = \infty$, pentru toţi $n \neq s$
  - $L_h(s) = 0$, pentru toţi h
- Pas 2 [Actualizare]
- Pentru fiecare $h \geq 0$ succesiv
- Pentru fiecare nod $n \neq s$, calculează
  - $L_{h+1}(n) = \min_j [L_h(j) + w(j,n)]$
- Conectează n cu nod predecesor j care atinge minimum
- *Elimină orice conexiune a unui nod n cu un nod predecesor diferit format în iteraţie anterioară*
- Calea de la s la n se termină cu link de la j la n

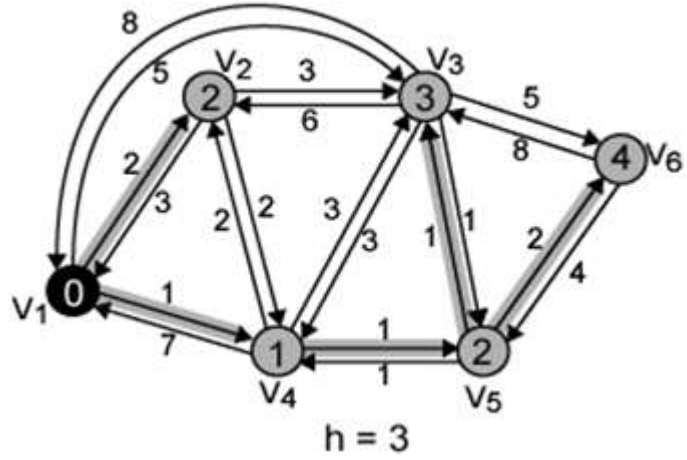
Observaţii Algoritm Bellman-Ford

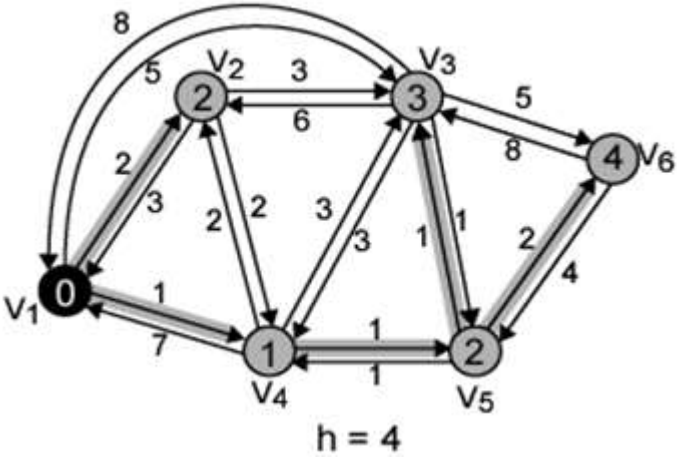
- *La fiecare iteraţie a pasului 2 pentru h=K şi fiecare nod destinaţie n, algoritmul compară căile de la s la n de lungime K=1 cu calea de la iteraţia anterioară*
- În funcţie de cost se menţine calea anterioară sau se actualizează

Exemplu Algoritm Bellman-Ford

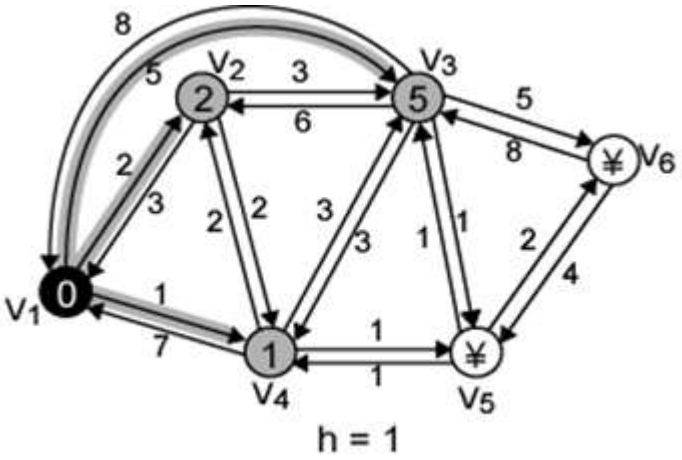






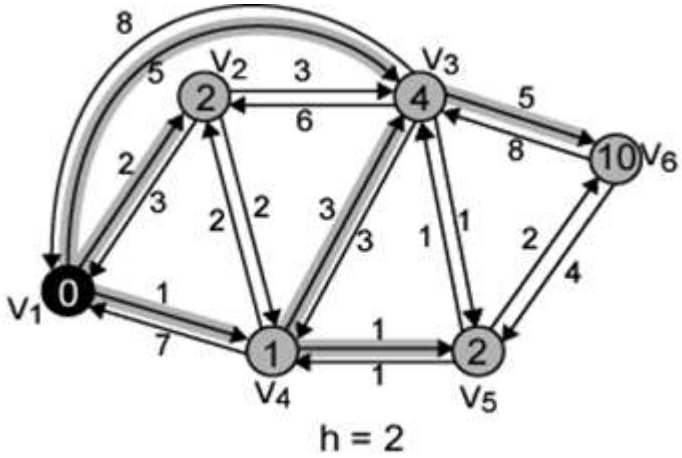


Exemplu Algoritm Bellman-Ford



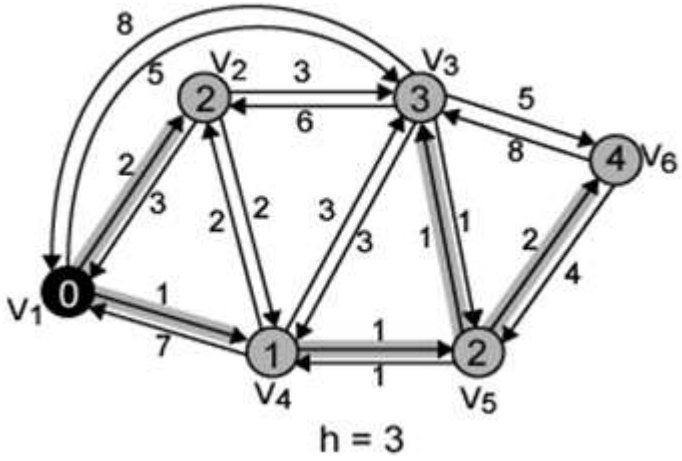
h	$L_h(2)$	Cale	$L_h(3)$	Cale	$L_h(4)$	Cale	$L_h(5)$	Cale	$L_h(6)$	Cale
0	∞	-	∞	-	∞	-	∞	-	∞	-

Exemplu Algoritm Bellman-Ford



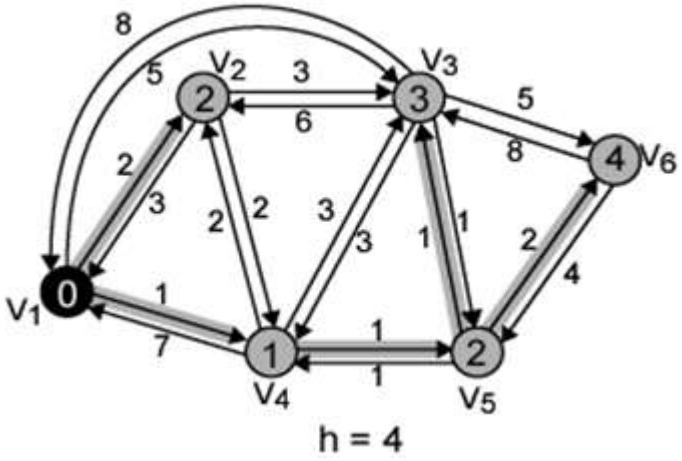
h	$L_h(2)$	Cale	$L_h(3)$	Cale	$L_h(4)$	Cale	$L_h(5)$	Cale	$L_h(6)$	Cale
1	2	1-2	5	1-3	1	1-4	∞	-	∞	-

Exemplu Algoritm Bellman-Ford



h	$L_h(2)$	Cale	$L_h(3)$	Cale	$L_h(4)$	Cale	$L_h(5)$	Cale	$L_h(6)$	Cale
2	2	1-2	4	1-4-3	1	1-4	2	1-4-5	10	1-3-6

Exemplu Algoritm Bellman-Ford



h	$L_h(2)$	Cale	$L_h(3)$	Cale	$L_h(4)$	Cale	$L_h(5)$	Cale	$L_h(6)$	Cale
3	2	1-2	3	1-4-5-3	1	1-4	2	1-4-5	4	1-4-5-6

Rezultate Exemplu Bellman-Ford

h	$L_h(2)$	Cale	$L_h(3)$	Cale	$L_h(4)$	Cale	$L_h(5)$	Cale	$L_h(6)$	Cale
0	∞	-	∞	-	∞	-	∞	-	∞	-
1	2	1-2	5	1-3	1	1-4	∞	-	∞	-
2	2	1-2	4	1-4-3	1	1-4	2	1-4-5	10	1-3-6
3	2	1-2	3	1-4-5-3	1	1-4	2	1-4-5	4	1-4-5-6
4	2	1-2	3	1-4-5-3	1	1-4	2	1-4-5	4	1-4-5-6

Comparaţie Belmann-Ford cu Dijkstra

- Rezultatele celor doi algoritmi coincid
- Informaţii colectate:
  - Bellman-Ford
    - Calculul în nodul n necesită cunoaşterea costului link-ului la toţi vecinii plus totalul costului de la fiecare vecin la s
    - Fiecare nod poate menţine un set de costuri şi căi pentru fiecare alt nod
    - Face schimb de informaţii cu vecinii direcţi
    - Poate actualiza costurile şi căile pe baza informaţiilor de la vecini şi costurile linkurilor locale
  - Dijkstra
    - Fiecare nod are nevoie de topologia completă
    - Trebuie să cunoască costul tuturor linkurilor din reţea
    - Schimbă informaţii cu toate celelalte noduri

Întrebări?