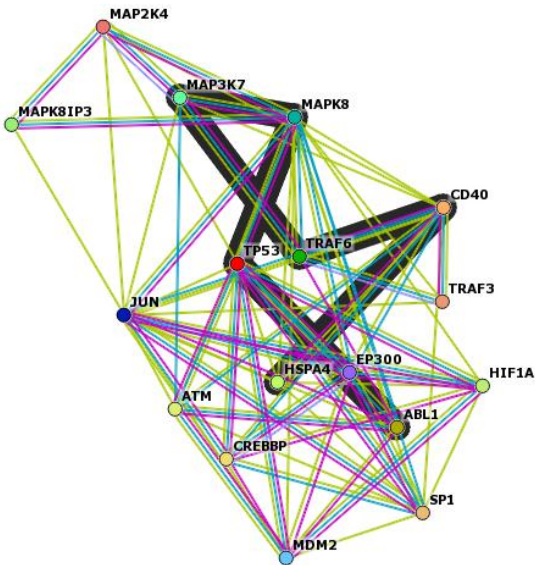




9. prednáška (24.4.2012)

Najkratšie cesty (v grafe)





Grafy – čo už vieme...

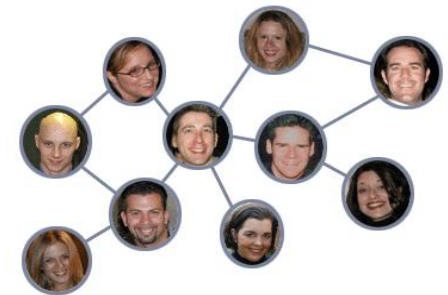
- Umožňujú **modelovať** relácie medzi objektmi reálneho sveta
- Skladajú sa z vrcholov a hrán $G=(V, E)$

- neorientované grafy** (krúžky a čiary)

- sociálne siete, dopravné siete

- orientované grafy** (krúžky a šípky)

- dopravné siete s jednosmerkami, následnosť aktivít

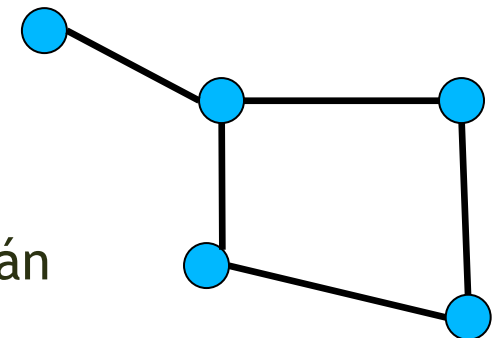


- Prehľadávanie grafov:

- BFS** (do šírky)

- bonus: cesty s najmenším počtom hrán

- DFS** (do hĺbky)





Realita nie sú grafy ...

- Reálne vzťahy nie sú „boolean“ - áno/nie
 - máme najlepších priateľov, dobrých priateľov, „iba“ známych...
 - cesta medzi za sebou idúcimi zástavkami MHD trvá rôzne dlho
 - aj keď medzi mestami sú cesty, vzdialenosti medzi mestami sú rôzne

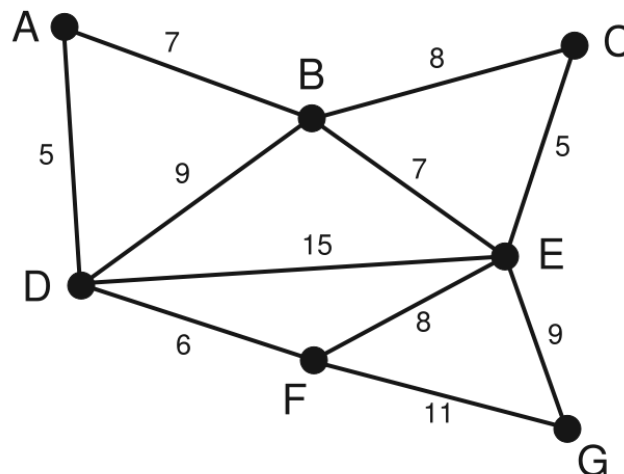
Ako to modelovať?





Ohodnotené grafy

- Na vyjadrenie „kvality“ vzťahu medzi dvomi vrcholmi pridáme ku každej **hrane** grafu **ohodnotenie**.
- Formálne:
 - **ohodnotený graf** je $G=(V, E, c)$, kde c je funkcia z množiny hrán E do množiny čísel R , t.j. $c:E \rightarrow R$





Interpretácia ohodnotení

● Cestná sieť:

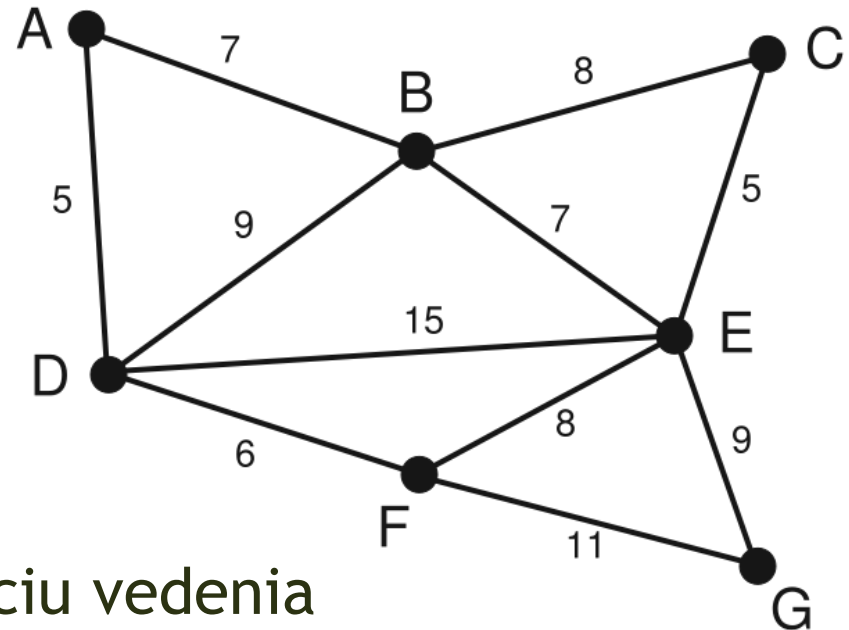
- dĺžka cesty
- čas na jej prejdenie
- šírka cesty

● Elektrorozvodná sieť:

- náklady na rekonštrukciu vedenia
- prenosová kapacita

● Sociálna sieť:

- ako dlho sa osoby poznajú
- počet vzájomne poslaných správ



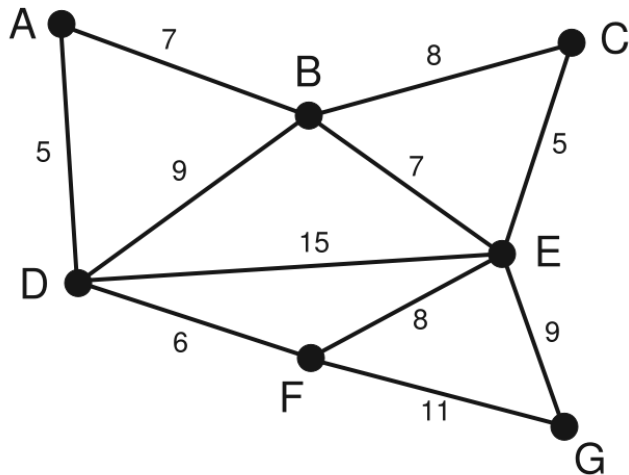


Ako uložit' ohodnotený graf?

- **Matica susednosti:**
 - dvojrozmerné pole čísel + dohodnutá **hodnota na neprítomnosť hrany**
 - dohodnutá hodnota nemôže byť platným ohodnotením hrany
 - záporné číslo (-1) ak viem, že ohodnotenia sú len kladné
 - `Double.POSITIVE_INFINITY` ekvivalent pre ∞
- V knižnici `graph.jar`
 - metóda `getWeight` triedy `Edge`
- Ďalšie reprezentácie ...



Matica susednosti



```
int[][] graf = new int[7][7]
```

	A	B	C	D	E	F	G
A	-1	7	-1	5	-1	-1	-1
B	7	-1	8	9	7	-1	-1
C	-1	8	-1	-1	5	-1	-1
D	5	9	-1	-1	15	6	-1
E	-1	7	5	15	-1	8	9
F	-1	-1	-1	6	8	-1	11
G	-1	-1	-1	-1	9	11	-1

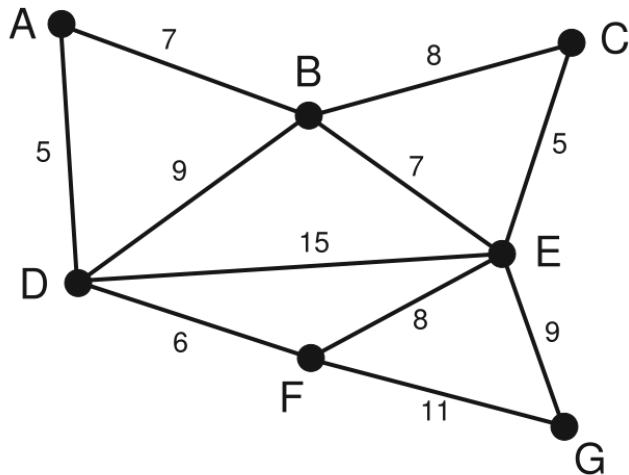
graf[u][v] = ohodnotenie hrany medzi u a v, resp. -1 ak hrany niet



Matica susednosti

Double.POSITIVE_INFINITY = ∞

`double[][] graf = new double[7][7]`

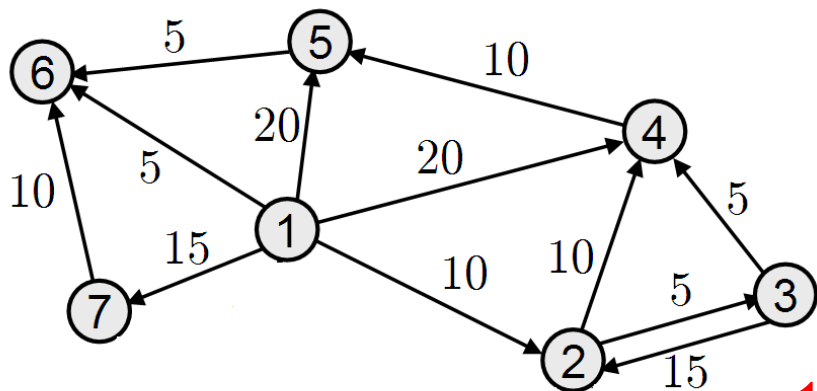


`graf[u][v]` = ohodnotenie hrany medzi `u` a `v`,
resp. ∞ ak hrany niet

	A	B	C	D	E	F	G
A	∞	7	∞	5	∞	∞	∞
B	7	∞	8	9	7	∞	∞
C	∞	8	∞	∞	5	∞	∞
D	5	9	∞	∞	15	6	∞
E	∞	7	5	15	∞	8	9
F	∞	∞	∞	6	8	∞	11
G	∞	∞	∞	∞	9	11	∞



Ohodnotené orientované grafy



```
int[][] graf = new int[7][7]
```

	1	2	3	4	5	6	7
1	-1	10	-1	20	20	5	15
2	-1	-1	5	10	-1	-1	-1
3	-1	15	-1	5	-1	-1	-1
4	-1	-1	-1	-1	10	-1	-1
5	-1	-1	-1	-1	-1	5	-1
6	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1
7	-1	-1	-1	-1	-1	10	-1

graf[u][v] = ohodnotenie hrany medzi u a v, resp. -1 ak hrany niet



Ohodnotené cesty v grafoch

- Cesta „neformálne“:

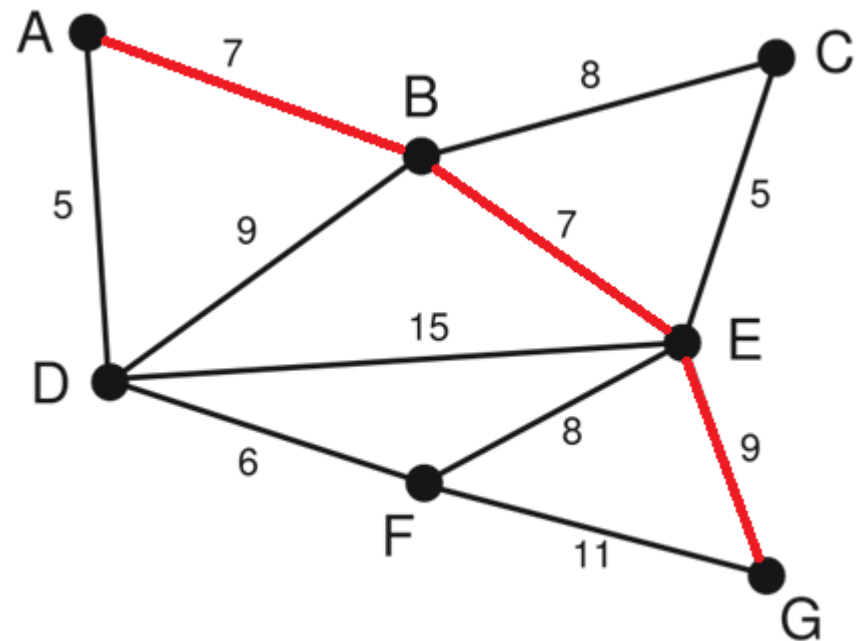
- postupnosť vrcholov grafu bez opakovania, v ktorej každé dva za sebou idúce vrcholy sú spojené hranou

- **Ohodnotenie cesty:**

- súčet ohodnotení hrán tvoriacich cestu
- označujeme aj ako „cena“ cesty alebo „dĺžka“ cesty

- Príklad:

- $c(ABEG) =$
 $c(AB) + c(BE) + c(EG) =$
 $7 + 7 + 9 = 23$



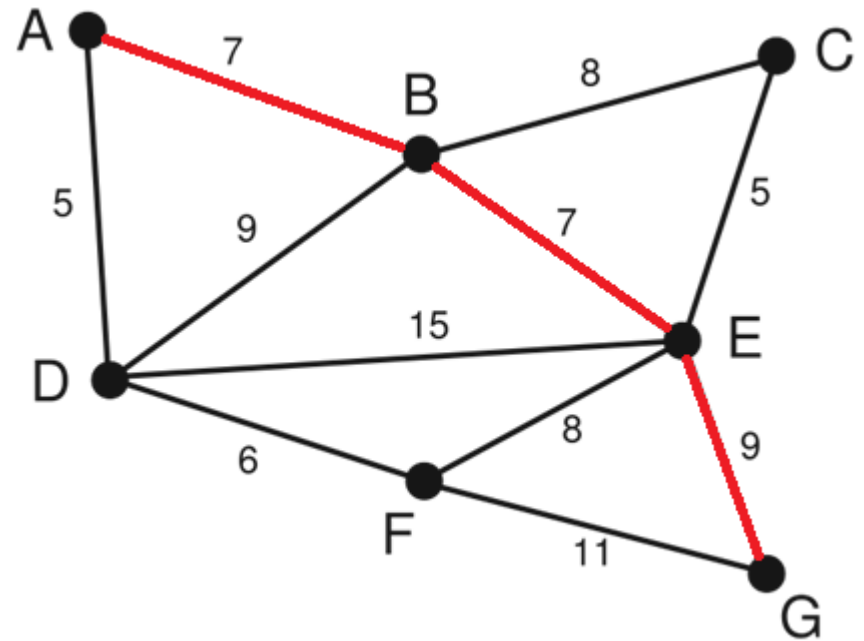


Interpretácia ohodnotených ciest

- $c(AB)+c(BE)+c(EG) = 7 \text{ km} + 7 \text{ km} + 9 \text{ km} = 23 \text{ km}$
- $c(AB)+c(BE)+c(EG) = 7 \text{ min} + 7 \text{ min} + 9 \text{ min} = 23 \text{ min}$
- $c(AB)+c(BE)+c(EG) = 7 \text{ €} + 7 \text{ €} + 9 \text{ €} = 23 \text{ €}$

Dá sa z A do G
dostať za menej
ako 23 minút?

Dá sa z A do G
dostať za lacnejšie
ako 23 €?





Problém najkratšej cesty

- **Praktické aplikácie:**

- GoogleMaps
- GPS navigácia
- Cestovné spojenia (MHD, autobusy, vlaky, lietadlá)

- **Otázky:**

- Aká je najkratšia cesta z Medickej na Jesennú?
- Kde je najbližšia reštaurácia? A ako sa tam dostanem?
- Zoznam všetkých čerpacích staníc do 20 km cesty.
- Aká je aktuálne najrýchlejšia cesta z KE do BA?



Problém najkratšej cesty

- **ohodnotený orientovaný graf** popisujúci „cestnú“ sieť
 - ak je neorientovaný graf, každú hranu pridáme ako dva šípy
- počiatočný vrchol - **štart**
- koncový vrchol - **cieľ**
- hľadáme takú **orientovanú cestu** zo štartového vrcholu do cieľového vrcholu, že jej **cena** (ohodnotenie, dĺžka, ...) **je minimálna**
 - v porovnaní s BFS neminimalizujeme počet hrán, ale súčet ohodnotení hrán tvoriacich cestu:
 - priamy autobus Prešov - Londýn (1 hrana) vs. autobus Prešov - Košice, letecky Košice - Viedeň a Viedeň - Londýn (3 hrany)

Dôležité!!!

Ako nájsť najkratšiu (najlacnejšiu) cestu v grafe?



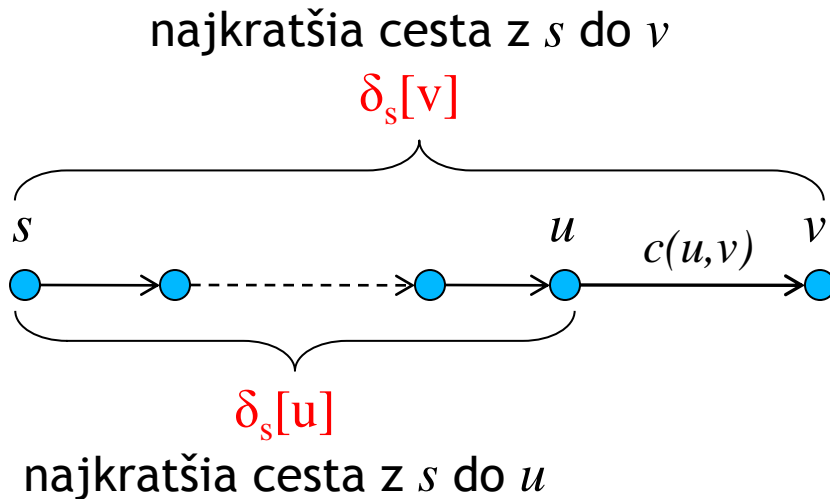
Ako začať?

- Inšpirácia v dynamickom programovaní?
 - riešme všeobecnejší problém...
 - kopa úvah, ktorá skončí nakoniec pár cyklami...
- **Hľadáme dĺžku najkratšej cesty** zo štartovacieho vrcholu do **všetkých** vrcholov grafu
 - označme $\delta_s[u]$ dĺžku najkratšej cesty zo štartovacieho vrcholu s do vrcholu u
 - po vypočítaní $\delta_s[u]$ pre všetky vrcholy **spätným prehľadávaním** nájdeme cestu (viac na cvičeniach)
 - **najkratších ciest** do vrcholu **môže byť viacero**, všetky ale majú rovnaké ohodnotenie („dĺžku“), ktoré je najmenšie možné



Pozorovanie 1

- Ak $sPuv$ je **najkratšia** cesta z s do v , potom sPu je najkratšia cesta z s do u .



Dôsledok:

Ak u je susedný predchodca v na najkratšej ceste z s do v , potom:

$$\delta_s[u] + c(u, v) = \delta_s[v]$$

Sporom: Ak by existovala kratšia cesta z s do u , potom jej predĺžením o hranu (u, v) dostaneme kratšiu cestu z s do v - my sme ale vybrali najkratšiu - spor s optimalitou výberu



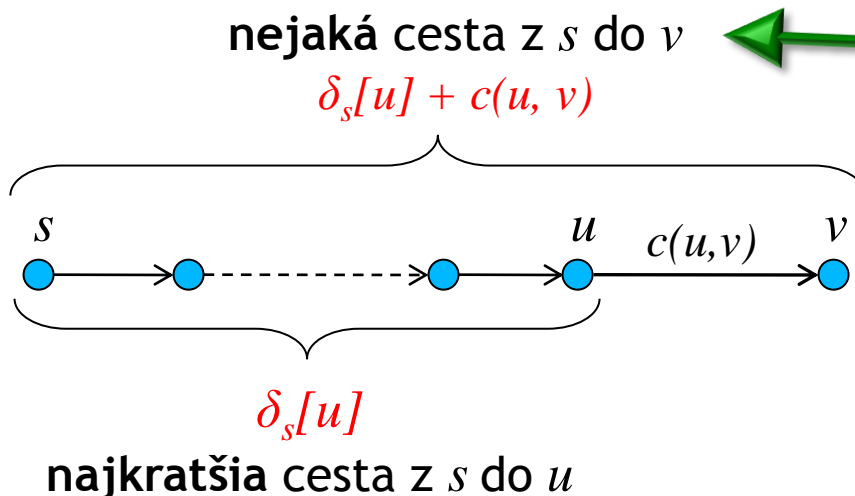
Pozorovanie 2

- Pre každú hranu (u, v) platí:

$$\delta_s[u] + c(u, v) \geq \delta_s[v]$$

- Dôkaz:

- cesta, ktorá vznikne predĺžením najkratšej cesty z s do u o hranu (u, v) je nejaká cesta z s do v - preto nemôže byť kratšia ako najkratšia cesta



Každá cesta z s do v
 (aj tá cez u) je aspoň
 taká dlhá ako
 najkratšia cesta:
 $\delta_s[u] + c(u, v) \geq \delta_s[v]$



Idea algoritmu

- $\delta_s[v]$ - dĺžka najkratšej cesty z s do v
 - túto hodnotu nepoznáme...
- $d_s[v]$ - „odhad“ dĺžky najkratšej cesty z s do v
 - odhad je v podstate „ľubovoľné“ číslo
 - odhad udržiavame pre každý vrchol grafu
 - odhad chceme postupne zlepšovať (zmenšovať)
 - pre každý „zmysluplný“ odhad by mala stále platiť podmienka:

$$\delta_s[v] \leq d_s[v]$$

Žiaden horný odhad dĺžky najkratšej cesty nemôže byť menší ako skutočná dĺžka najkratšej cesty.



Idea algoritmu

- $\delta_s[v]$ - dĺžka najkratšej cesty z s do v
- $d_s[v]$ - „odhad“ dĺžky najkratšej cesty z s do v
 - chceme, aby stále platil podmienka:

$$\delta_s[v] \leq d_s[v]$$

Invariant: podmienka, ktorá stále platí...
... aj keď jej platnosť nemáme ako overiť.

Na začiatku algoritmu:

$$d_s[s] = 0$$

$$d_s[v] = \infty, \text{ ak } s \neq v$$

Invariant je určite splnený, aj keď nepoznáme $\delta_s[v]$



Zlepšovanie odhadu?

- Moje odhady (splňajúce invarianty):
 - Košice -> Liptovský Mikuláš: 2000 km
 - Košice -> Poprad: 800 km

Z Popradu do
Liptovského Mikuláša je
diaľnica dlhá 60km



- Moje nové odhady:
 - Košice -> Liptovský Mikuláš: **860** km
 - Košice -> Poprad: 800 km



Zlepšovanie odhadu?

- Moje odhady (splňajúce invarianty):
 - Košice -> Liptovský Mikuláš: 750 km
 - Košice -> Poprad: 800 km

Z Popradu do
Liptovského Mikuláša je
diaľnica dlhá 60km



- Moje nové odhady (informácia nepomohla):
 - Košice -> Liptovský Mikuláš: **750** km
 - Košice -> Poprad: **800** km



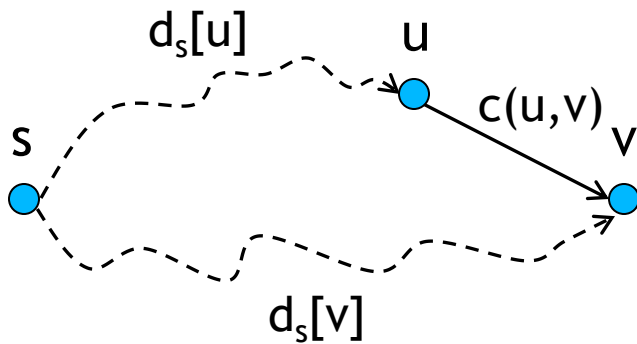
Relaxácia hrany

- Operácia relaxácie hrany $e=(u, v)$:

Relax(u, v):

if ($d_s[u] + c(u, v) < d_s[v]$)

$d_s[v] = d_s[u] + c(u, v)$



Intuícia:

Ak cesta z s do u a orientovaná hrana (u, v) vytvorí kratšiu cestu z s do v , ako máme, tak si môžeme zlepšiť odhad najkratšej cesty z s do v - máme lepšiu cestu z s do v .

Ostane invariant $\delta_s[v] \leq d_s[v]$ zachovaný?



Relaxácia zachováva invariant

Pozorovanie 2: $\delta_s[u] + c(u, v) \geq \delta_s[v]$

Invariant pre vrchol u : $\delta_s[u] \leq d_s[u]$

Invariant môže prestať pre vrchol v platiť, ak sa vykoná if:
ak $d_s[u] + c(u, v) < d_s[v]$, potom $d_s[v] = d_s[u] + c(u, v)$

Tvrdenie: relaxácia zachováva platnosť invariantu

$$\delta_s[v] \leq \delta_s[u] + c(u, v) \leq d_s[u] + c(u, v) = d_s[v]$$

Pozorovanie 2

Platnosť
invariantu pre
vrchol u :

$$\delta_s[u] \leq d_s[u]$$

Ak nastalo **priradenie**
relaxácie, potom po jeho
vykonaní platí:

$$d_s[v] = d_s[u] + c(u, v)$$



Úvahy pokračujú...

- Vrchol v nazveme **vybaveným**, ak $\delta_s[v] = d_s[v]$
 - na začiatku je iba štartovací vrchol s vybavený

- **Tvrdenie:** Ak $sPuv$ je najkratšia cesta z s do v a vrchol u už je vybavený, tak po relaxácii hrany (u, v) sa stane vrchol v vybaveným.

Dôkaz namiesto sľubov...



Úvahy pokračujú (dôkaz)...

● Fakty:

Pozorovanie 1

- sP_{uv} je najkratšia cesta z s do v : $\delta_s[u] + c(u, v) = \delta_s[v]$
- vrchol u už je vybavený: $\delta_s[u] = d_s[u]$
- invariant pre v : $\delta_s[v] \leq d_s[v]$
- po skončení relaxácie (u, v) : $d_s[v] \leq d_s[u] + c(u, v)$

$$d_s[v] \leq d_s[u] + c(u, v) = \delta_s[u] + c(u, v) = \delta_s[v]$$

$$d_s[v] \leq \delta_s[v]$$

$$\delta_s[v] \leq d_s[v]$$

$$\delta_s[v] = d_s[v]$$

v je vybavený



O správnom poradí relaxácií

- Nech $(s, v_1), (v_1, v_2), \dots, (v_{k-1}, v)$ je postupnosť hrán najkratšej cesty z s do v :
 - s je vybavený, po relaxácií (s, v_1) je v_1 vybavený
 - po tom, čo v_1 je vybavený, po relaxácii (v_1, v_2) je v_2 vybavený
 - ...
 - po tom, čo v_{k-1} je vybavený, po relaxácii (v_{k-1}, v) je v vybavený
- Záver: **správna postupnosť** relaxácií hrán garantuje, že všetky vrcholy sa stanú vybavené.

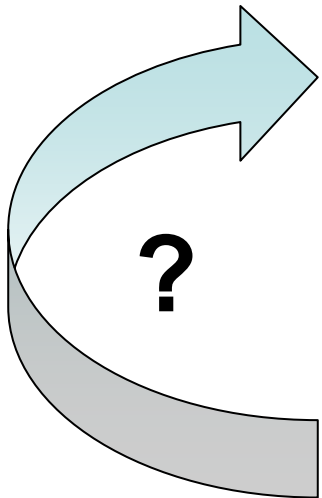




Ako to všetko využiť?

- **Kľúčový fakt:** Ak u je **vybavený** a hrana (u, v) je na najkratšej ceste z s do v , po relaxovaní hrany (u, v) **bude** vrchol v **vybavený**.
- Vrchol s je na začiatku vybavený.

Ak zrelaxujeme každú orientovanú hrana v grafe, čo vieme povedať o množine vybavených vrcholov?



Vybavené budú tie vrcholy, do ktorých vedie najkratšia cesta tvorená len jednou hranou (dĺžky 1).



Algoritmus Bellman-Ford

```

for (v: vrcholy G) {
    ds[v] = ∞;
    ds[s] = 0;
}

```

Intuícia:
 V rámci každej fázy algoritmu skúsime zrelaxovať všetky hrany grafu. Zrealizujeme celkom n fáz.

```

for (int i=0; i<n; i++)
    for (Edge e: graph.getEdges())
        relax(e);

```

Dôkaz intuitívne:
 Po i-tej fáze sa stanú vybavené všetky také vrcholy, že najkratšia cesta zo štartovacieho vrcholu s do nich sa skladá z i hrán. Formálny dôkaz indukciou...



Bellman-Ford v Java

```
public void relax(Edge e, Map<Vertex, Double> d) {
    Vertex u = e.getSource();
    Vertex v = e.getTarget();
    if (d.get(u) + e.getWeight() < d.get(v))
        d.put(v, d.get(u) + e.getWeight());
}

public Map<Vertex, Double> bellmanFord(Graph g, Vertex s) {
    Map<Vertex, Double> d = new HashMap<Vertex, Double>();
    for (Vertex v : g.getVertices())
        d.put(v, Double.POSITIVE_INFINITY);
    d.put(s, 0d);

    for (int i = 0; i < g.getVertices().size(); i++)
        for (Edge e : g.getEdges())
            relax(e, d);

    return d;
}
```



Algoritmus Bellman-Ford

● Intutívne zdôvodnenie:

- Využitý fakt: ak predposledný vrchol na najkratšej ceste je *vybavený*, tak relaxáciou poslednej hrany sa stane posledný vrchol cesty *vybavený*.
- Po i -tej relaxácii všetkých hrán grafu sú *vybavené* všetky vrcholy, do ktorých vedie najkratšia cesta skladajúca sa z i hrán.
- Po $(i+1)$ -tej relaxácii všetkých hrán grafu sú *vybavené* všetky vrcholy, do ktorých vedie najkratšia cesta skladajúca sa z $i+1$ hrán. Tieto vrcholy **musia mať suseda**, do ktorého je najkratšia cesta z i hrán - na základe indukčného predpokladu, je ten už *vybavený*.



Algoritmus Bellman-Ford

- **Časová zložitost'** pri grafe s n vrcholmi a m hranami:
 - relaxácia jednej hrany $O(1)$
 - v každej fáze relaxujeme všetky hrany $m \cdot O(1) = O(m)$
 - celkovo máme n fáz: $n \cdot O(m) = O(n \cdot m)$
- V grafoch je $m = O(n^2)$
 - časová zložitost' vzhľadom na n : $O(n^3)$
- Výhoda:
 - nájdeme najkratšiu cestu **z s do všetkých vrcholov**



Dijstrov algoritmus (1959)

- Funguje **len** v prípadoch, kedy sú **ohodnotenia hrán nezáporné**
- Chytřejším výberom hrán na relaxáciu sa získa časová zložitost' **$O(n^2)$**
 - algoritmus bude vybavovat' vrcholy **v rastúcej postupnosti dĺžok** najkratších ciest - možnosť ukončiť algoritmus ihneď, ako máme to, čo hľadáme
- Autor:
Edsger Wybe Dijkstra
(Holandsko, 1930-2002)





Dijkstrov algoritmus

$d_s[s] = 0;$

for (v: vrcholy G okrem s)

$d_s[v] = \infty;$

Q je množina „zatiaľ nevybavených“ vrcholov

Q = vrcholy G;

while (!Q.isEmpty()) {

vyber v z Q taký, že

$d_s[v] = \min\{d_s[u] \mid u \text{ patrí do } Q\}$

for (w: susedia vrchoľu v)

relax(v, w);

}

Zrelaxujeme všetky hrany vychádzajúce z v



Invariant Dijkstrovho alg. (1)

● Invariant:

- pre každý vrchol mimo Q platí, že je *vybavený* a všetky z neho vychádzajúce hrany boli relaxované až po tom, čo bol *vybavený*.
- ak dokážeme, že každý vrchol odchádzajúci z Q je vybavený už pri svojom odchode z Q , *zelená časť* invariantu vyplýva z algoritmu

● Dôkaz (sporom):

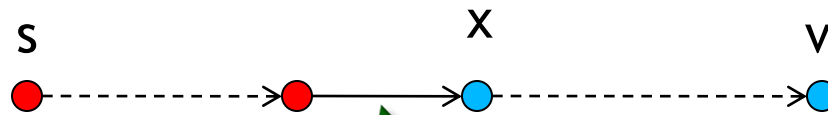
- nech v je prvý vrchol mimo Q , pre ktorý neplatí invariant, a v dobe, keď opúšťal Q , bol nevybavený, t.j. $\delta_s[v] < d_s[v]$.



Invariant Dijkstrovho alg. (2)

Dôkaz (pozrime sa na okamih, keď v opúšťa Q):

Keďže v nie je *vybavený*, existuje **kratšia** (najkratšia) cesta z s do v , v ktorej sa nachádza nejaký vrchol z Q - nech x je **prvý taký** vrchol na tejto ceste.



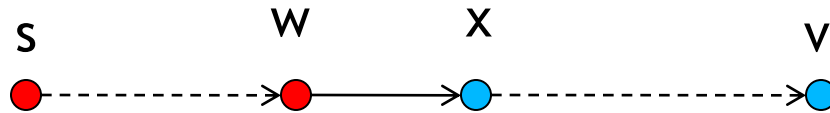
Vrcholy **mimo** Q - už vybavené (s je po prvom kroku určite mimo Q)

Vrcholy **v** Q

Niekde musí byť hrana, kde začiatok je **mimo** Q a koniec je **v** Q



Invariant Dijkstrovho alg. (3)



- keďže x je prvý na ceste platí (invariant pre w a Pozorovanie 1), že x je vybavený $d_s[x] = \delta_s[x]$
- z nezápornosti cien: $\delta_s[x] \leq \delta_s[v]$
- invariant relaxácie: $\delta_s[v] \leq d_s[v]$
- minimalita v medzi vrcholmi z Q : $d_s[v] \leq d_s[x]$

$$d_s[x] = \delta_s[x] \leq \delta_s[v] \leq d_s[v] \leq d_s[x]$$

dôsledok: $\delta_s[v] = d_s[v]$, t.j., v je vybavený



Poznámky k „Dijkstraovi“

- Časová zložitost' $O(n^2)$:
 - while cyklus je vykonaný n -krát
 - v tele cyklu:
 - $O(n)$ na nájdenie vrcholu v s minimálnym $d_s[v]$
 - $O(n)$ na relaxáciu hrán vychádzajúcich z v
- Vizualizácia:
 - <http://cam.zcu.cz/~rkuzel/aplety/Dijkstra/Dijkstra.html>
 - <http://www.cs.auckland.ac.nz/software/AlgAnim/dijkstra.html>
 - <http://www.unf.edu/~wkloster/foundations/DijkstraApplet/DijkstraApplet.htm>



Floyd-Warshallov algoritmus

- Algoritmus na nájdenie **najkratšej cesty** medzi **každými 2 vrcholmi grafu**
 - založený na dynamickom programovaní
- **Vstup:**
 - ohodnotený orientovaný graf s vrcholmi číslovanými od 1 po n
- **Výstup**
 - matica **$d[i, j]$** , ktorá pre každú dvojicu vrcholov i a j obsahuje dĺžku najkratšej cesty medzi týmito vrcholmi



Floyd-Warshall a dynamika

- $d[i, j, k]$ - dĺžka najkratšej cesty z i do j , ktorá používa len vrcholy $1..k$
- Triviálne prípady:
 - $d[i, j, 0] = c(i, j)$, ak (i, j) je hrana grafu
 - $d[i, j, 0] = \infty$, inak
- Zaujíma nás $d[i, j, n] = d[i, j]$



Charakterizácia problému

$$d[i, j, k] = \min\{d[i, j, k-1], d[i, k, k-1] + d[k, j, k-1]\}$$

Dĺžka najkratšej cesty z i do j pri ktorej máme dovolené navštíviť len vrcholy **1..k**.

Máme dve možnosti: táto cesta alebo **obsahuje** alebo **neobsahuje** vrchol k

Dĺžka najkratšej cesty z i do j pri ktorej máme dovolené navštíviť len vrcholy **1..k-1**

Ak najkratšia cesta z i do j cez vrcholy **1..k** obsahuje mesto k , potom cestu môžeme rozdeliť na dve podcesty:
z i do k cez vrcholy **1..k-1** a z k do j cez vrcholy **1..k-1**



Pozorovania

$$d[i, j, k] = \min\{d[i, j, k-1], d[i, k, k-1] + d[k, j, k-1]\}$$

Pozorovania:

- na zlepšenie hodnoty $d[* , * , k]$ potrebujeme iba hodnoty tvaru $d[* , k, k-1]$, $d[k, * , k-1]$
- $d[* , k, k] = d[* , k, k-1]$, $d[k, * , k] = d[k, * , k-1]$
 - možnosť použiť vrchol k ako medzivrchol nepomôže nájsť lepšiu cestu s koncom vo vrchole k

Dôsledok:

nepotrebujeme 3-rozmerné pole, stačí 2-rozmerné



Floyd-Warshall v Java

Iniciálne $d[i, j]$ obsahuje:

- $c(i, j)$ - cenu hrany z i do j , ak existuje
- `Double.POSITIVE_INFINITY`, ak neexistuje

Časová zložitost':
 $O(n^3)$

```

for (int k=0; k<vrcholy.length; k++)
    for (int i=0; i<vrcholy.length; i++)
        for (int j=0; j<vrcholy.length; j++)
            if (d[i][k] + d[k][j] < d[i][j])
                d[i][j] = d[i][k] + d[k][j];

```



Sumarizácia

- Ohodnotené grafy na lepšie zachytenie sveta...
- Hľadanie najkratších ciest (B-F, Dijstra):
 - spoločné myšlienky:
 - postupne zlepšujeme horný odhad dĺžky najkratšej cesty do každého vrcholu
 - operácia relaxácie hrany na zlepšovanie odhadov
- Hľadanie najkratších ciest (Floyd-Warshall):
 - dynamické programovanie - idea:
 - na začiatku môžeme použiť na cestovanie len priame hrany („bez prestupov“)
 - ako sa zmenia dĺžky najkratších ciest, ak nám niekto dovolí používať nejaký nový vrchol ako „prestup“ na cestách?



ak nie sú otázky...

Ďakujem za pozornosť!

