Model směrování v hierarchických sítích se zajištěním QoS

Projekt do předmětu TID

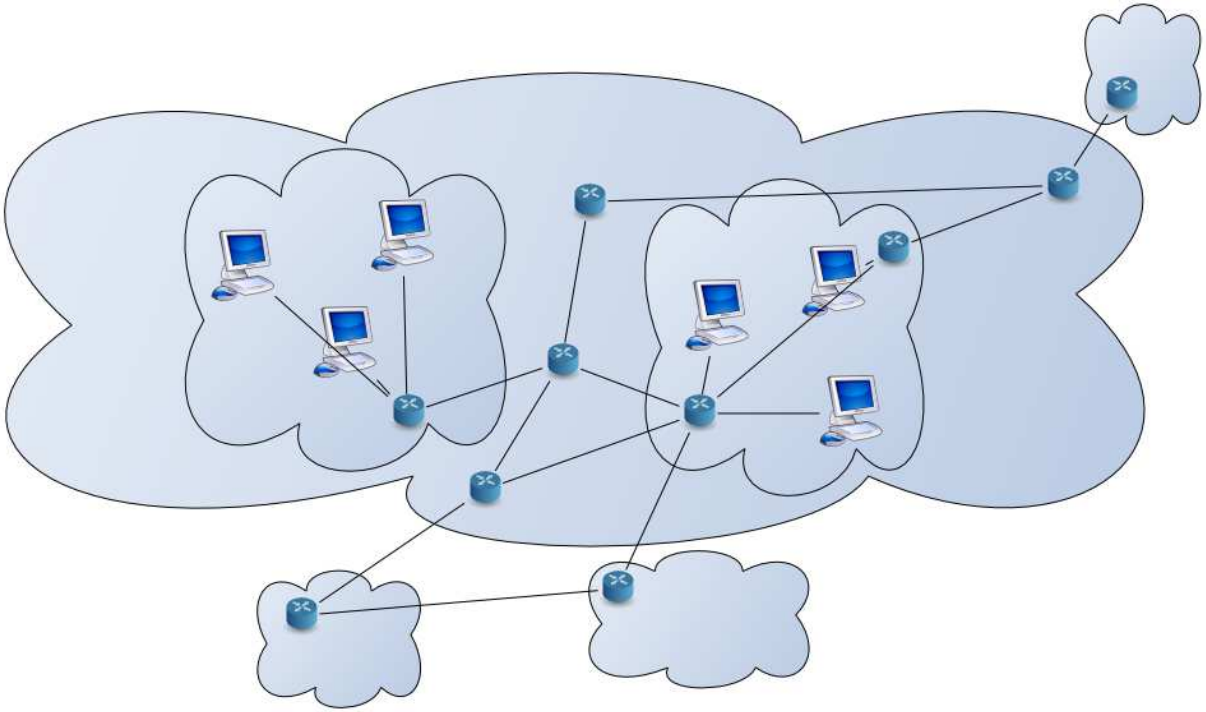
Libor Polčák

ipolcak@fit.vutbr.cz

Obsah přednášky

- Motivace
- Teorie grafů a její rozšíření o nové pojmy
- Využití pro směrování a problémy
- Více rozměrná kvalita služeb
- Zhodnocení

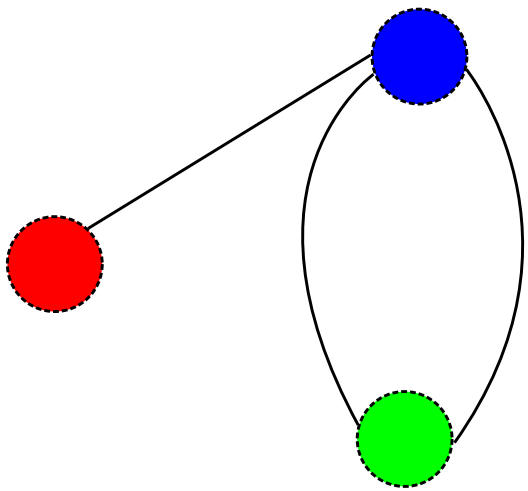
Cíle a motivace



- Zajištění kvality služeb u velkých sítí
  - Potřebné především pro multimediální služby
  - Vícerozměrná veličina (propustnost, zpoždění, jitter, počet skoků, cena za přenesená data apod.)

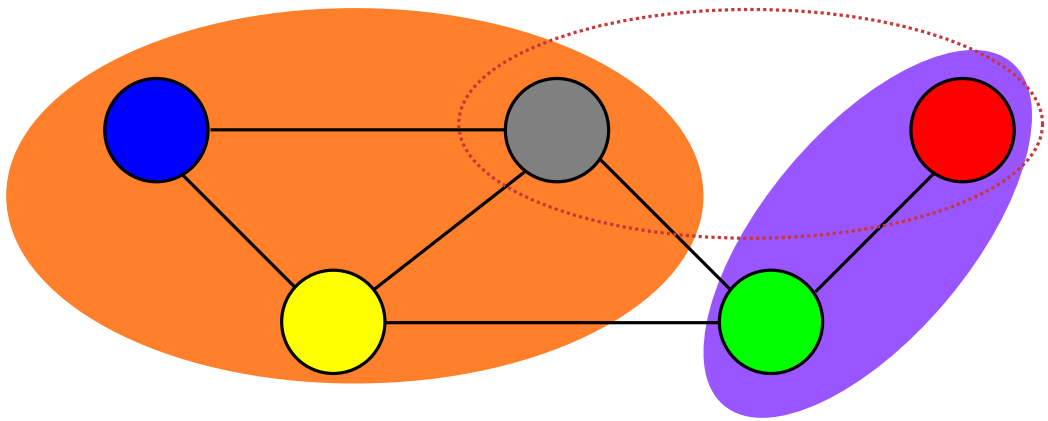
Využití teorie grafů

- Multigrafem G budeme označovat trojici $(V_G, E_G, \varepsilon_G)$, kde:
  - V_G je konečná množina vrcholů grafu G
  - E_G je konečná množina hran grafu G
  - $\varepsilon_G \colon E_G \to \{\{u, v\} \colon u, v \in V_G \wedge u \neq v\}$ je zobrazení přiřazující každé hraně 2 různé vrcholy
- Vrcholy – uzly sítě (směrovače, koncové stanice)
- Hrany – propoje *různých* uzlů, 2 uzly mohou být propojeny více propoji



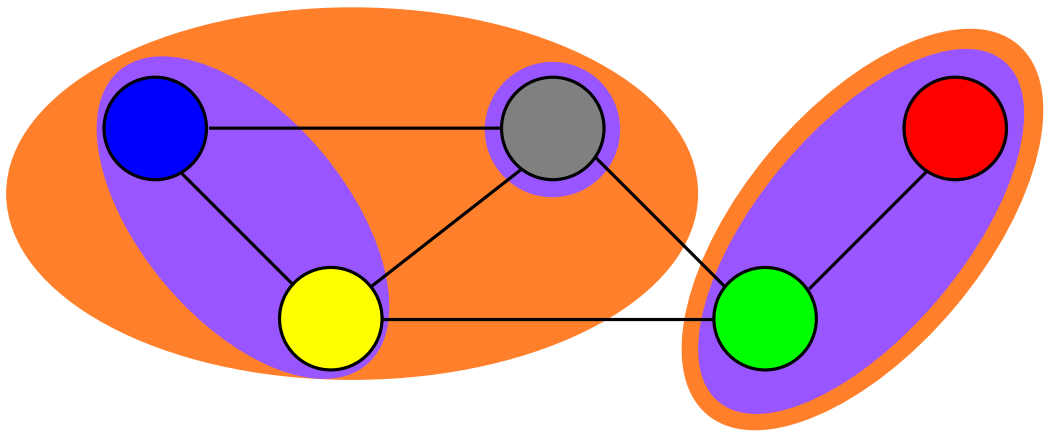
Shluky

- Segmentací P v grafu $G = (V, E, \varepsilon)$ budeme označovat libovolnou množinu množin vrcholů $\{V_i\}$, pro kterou platí:
  - $\bigcup_i V_i = V$
  - $\forall V_i, V_j, V_i \neq V_j : V_i \cap V_j = \emptyset$
- $C_i = (V_i, E_i, \varepsilon_i)$ nechť je maximální podgraf G s uzly V_i
  - C_i nazýváme shlukem, pokud je tvořen právě jednou komponentou
- Pokud je C_i shluk pro každé i, pak $C = \{C_i\}$ je třída shluků generovaná segmentací $P = \{V_i\}$



Hierarchie tříd shluků

- Uvažujme $G = (V_G, E_G, \varepsilon_G)$, pak $P = (P^{(0)}, P^{(1)}, P^{(2)}, \ldots, P^{(k)})$ je hierarchie segmentací, pokud platí:
  - $P^{(0)} = V_G$
  - $\forall i, 0 < i \leq k \colon \forall V_i \in P^{(i)} \exists V_P \in P^{(i-1)} \colon V_i \subseteq V_P$
- Neformálně: dochází ke zjemňování segmentací
- Pokud každá segmentace $P^{(n)}$ generuje shluk C_n, pak označujeme $C = (C_1, C_2, \ldots C_k)$ Hierarchii tříd shluků



Definice pojmů

- Hraniční uzly podgrafu H grafu G
  - $\partial V_{G,H} = \{v \in V_H : (\exists e \in E_G : e \notin E_H \wedge v \in \epsilon_G)\}$
- Vnitřní uzly: $\triangle V_{G,H} = V_H - \partial V_{G,H}$

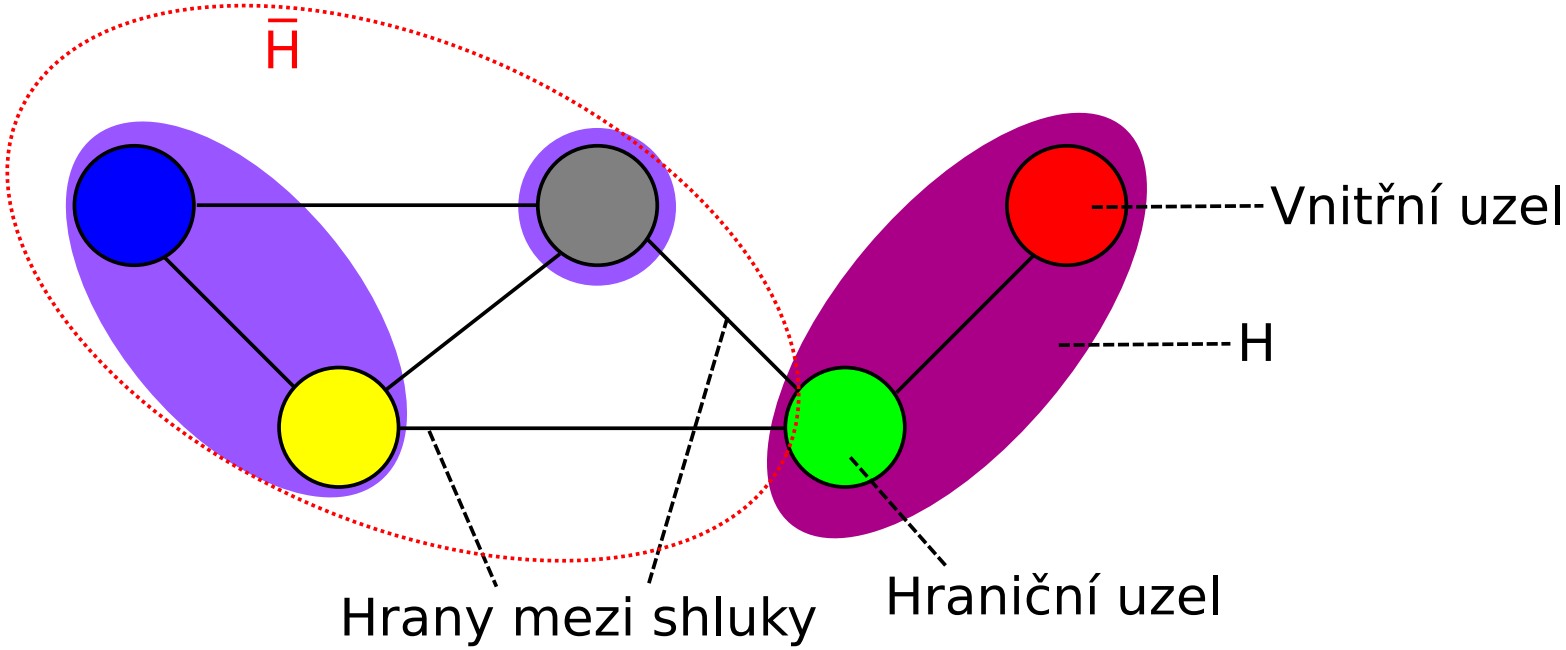
Definice pojmů

- Hraniční uzly podgrafu H grafu G
  - $\partial V_{G,H} = \{v \in V_H : (\exists e \in E_G : e \notin E_H \wedge v \in \epsilon_G)\}$
- Vnitřní uzly: $\triangle V_{G,H} = V_H - \partial V_{G,H}$
- Hrany mezi shluky:
  $\partial E_{G,H} = \{e \in E_G : (\exists u \in V_G \setminus V_H \exists v \in \partial H : \epsilon_G(e) = \{u, v\})\}$
- Vnitřní hrany: $\triangle E_{G,H} = E_H$

Definice pojmů

- Hraniční uzly podgrafu H grafu G
  - $\partial V_{G,H} = \{v \in V_H : (\exists e \in E_G : e \notin E_H \wedge v \in \epsilon_G)\}$
- Vnitřní uzly: $\triangle V_{G,H} = V_H - \partial V_{G,H}$
- Hrany mezi shluky:
  $\partial E_{G,H} = \{e \in E_G : (\exists u \in V_G \setminus V_H \exists v \in \partial H : \epsilon_G(e) = \{u, v\})\}$
- Vnitřní hrany: $\triangle E_{G,H} = E_H$
- Doplněk podgrafu H vzhledem ke grafu G
  - $\bar{H} = (V_G \setminus V_H, H_G \setminus \triangle V_{G,H}, \varepsilon_G | E_{\bar{H}})$
  - Pozor, odlišné od standardní terminologie
  - Nejde o graf podle definice ze slajdu č. 2

Definice pojmů – obrázek

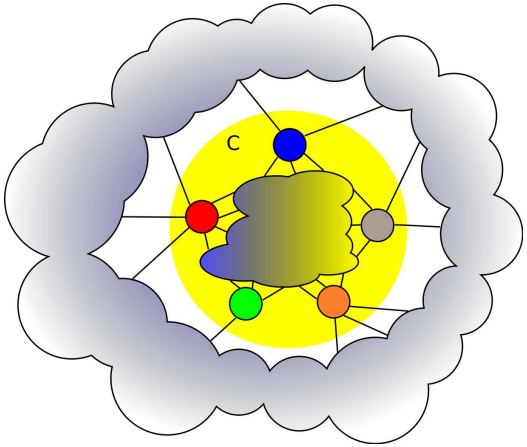


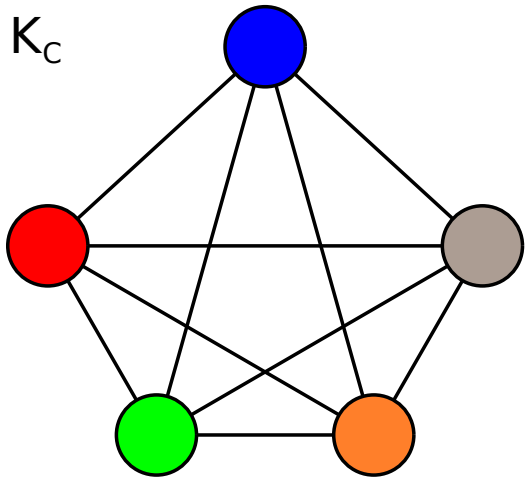
Cesty

- Zápis cesty $(v_1, e_1, v_2, e_2, \ldots, e_n, v_n)$
  - pomocí navštívených hran $(e_1, e_2, \ldots, e_n)$
- Cesta z uzlu v do shluku C je libovolná cesta $(v, \ldots, c_b)$, kde $c_b \in \partial C$
- Ohodnocený graf je dvojce (G, w_G), kde G je graf a $w_G \colon E_G \to \mathbb{R}$
- Zobecnění ceny cesty $\gamma = (e_1, \ldots e_n)$ je $\bigodot_{i=1}^{n} e_i$
  - operace $\odot$ může být např. sčítání (vzdálenost), násobení (pravděpodobnost bezchybného přenosu), minimum (dostupná šířka pásma)
  - optimální mezi 2 uzly
  - optimální mezi uzlem a shlukem

Ohodnocený graf shluků

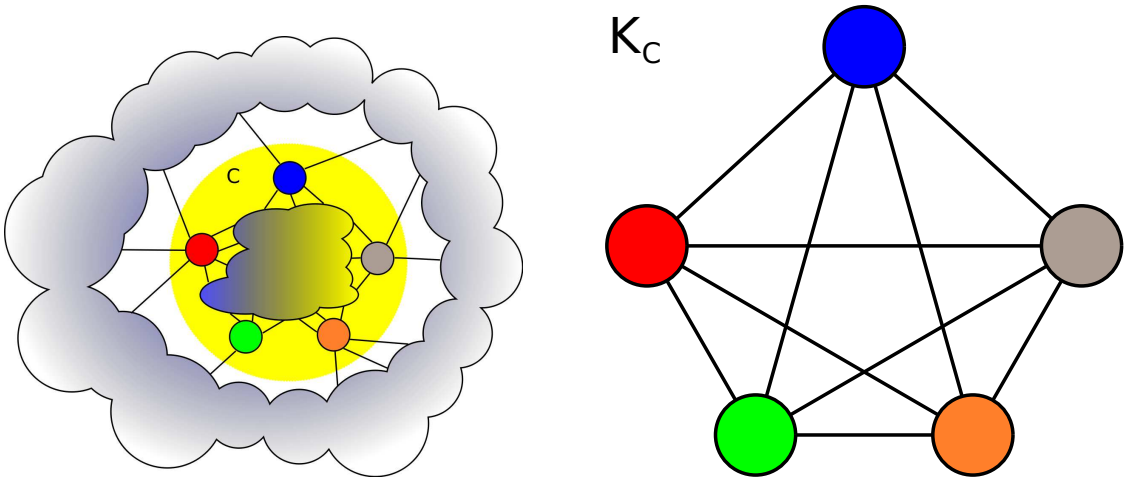
- Mějme shluk C v ohodnoceném grafu (G, w_G) a úplný graf K_C takový, že $|V_{K_C}| = |\partial C|$
- Dále mějme bijekci $f_C \colon \partial C \leftrightarrow V_{K_C}$





Ohodnocený graf shluků

- Mějme shluk C v ohodnoceném grafu (G, w_G) a úplný graf K_C takový, že $|V_{K_C}| = |\partial C|$
- Dále mějme bijekci $f_C \colon \partial C \leftrightarrow V_{K_C}$



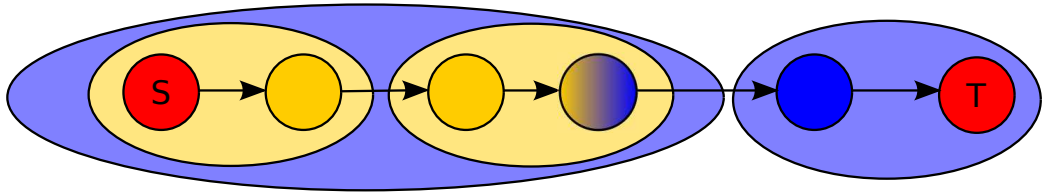
- Každou hranu $\{v_1, v_2\}$ v K_C ohodnotíme hodnotou optimální cesty $(f_C^{-1}(v_1), f_C^{-1}(v_2))$
  - Tím získáme w_C

Využití pro směrování

- Každý shluk vysílá (K_C, w_c) ostatním shlukům na stejné úrovni současně s uzly obsaženými ve shluku (adresa sítě, maska)
- Každý uzel zná pouze topologii shluku, kterého je součástí
- Každý uzel ve shluku C vytváří směrovací tabulky na základě:
  - topologie C
  - informací odesílanými ostatními shluky
  - informací o ceně propojů (hran) mezi shluky

Směrování

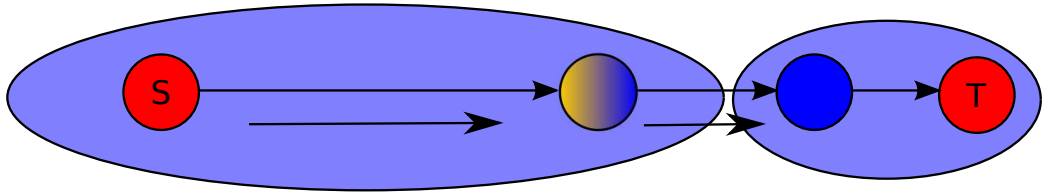
Cíl	Přes	Směr
Stejný shluk	Přímo do cílového uzlu	
Jiný shluk	Hraniční uzel	Hraniční uzel cílového shluku



- Regulární jazyk pro popis cesty paketu
  - $< \text{zdroj} >< \text{hranicniuzel} >^{*} < \text{cil} >$

Směrování

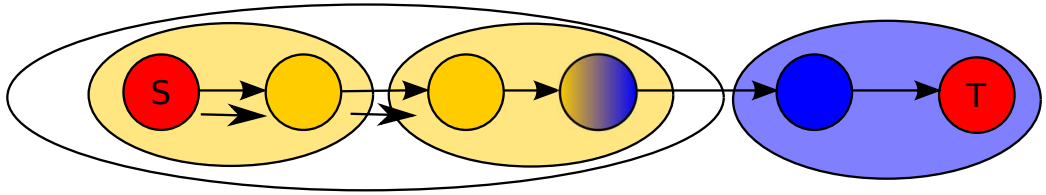
Cíl	Přes	Směr
Stejný shluk	Přímo do cílového uzlu	
Jiný shluk	Hraniční uzel	Hraniční uzel cílového shluku



- Regulární jazyk pro popis cesty paketu
  - $< \text{zdroj} >< \text{hranicniuzel} >^{*} < \text{cil} >$

Směrování

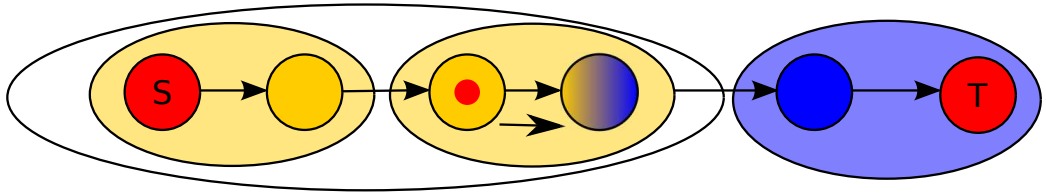
Cíl	Přes	Směr
Stejný shluk	Přímo do cílového uzlu	
Jiný shluk	Hraniční uzel	Hraniční uzel cílového shluku



- Regulární jazyk pro popis cesty paketu
  - $< \text{zdroj} >< \text{hranicniuzel} >^{*} < \text{cil} >$

Směrování

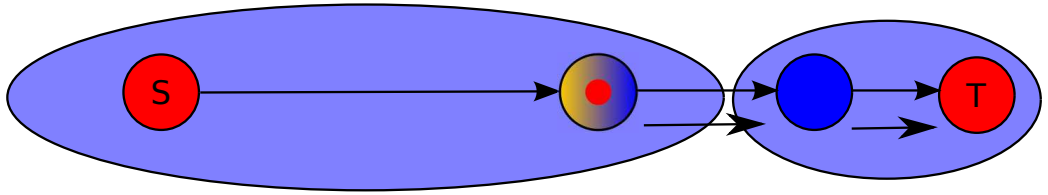
Cíl	Přes	Směr
Stejný shluk	Přímo do cílového uzlu	
Jiný shluk	Hraniční uzel	Hraniční uzel cílového shluku



- Regulární jazyk pro popis cesty paketu
  - $< \text{zdroj} >< \text{hranicniuzel} >^{*} < \text{cil} >$

Směrování

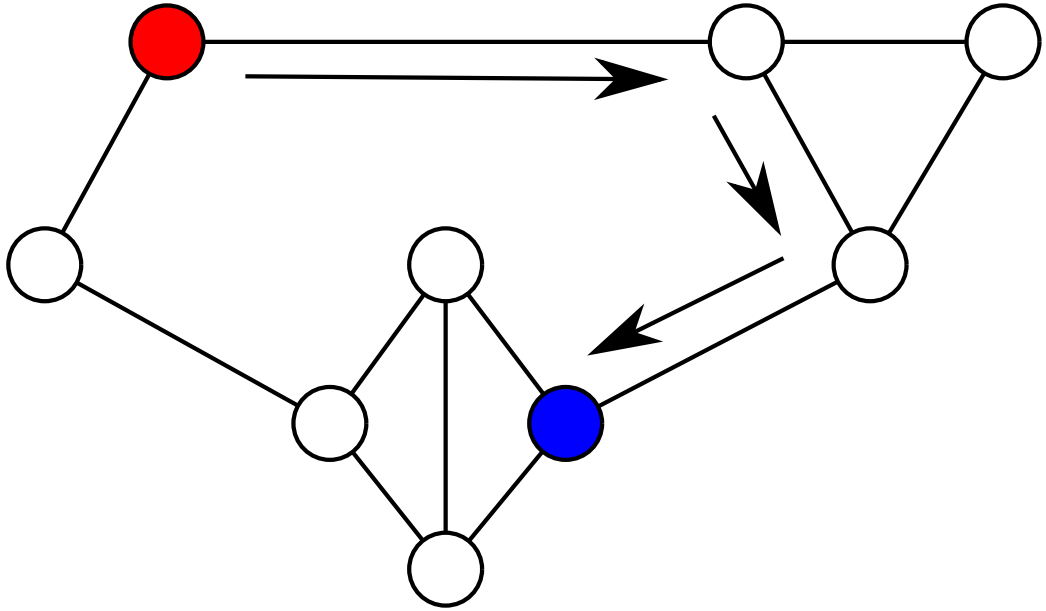
Cíl	Přes	Směr
Stejný shluk	Přímo do cílového uzlu	
Jiný shluk	Hraniční uzel	Hraniční uzel cílového shluku



- Regulární jazyk pro popis cesty paketu
  - $< \text{zdroj} >< \text{hranicniuzel} >^{*} < \text{cil} >$

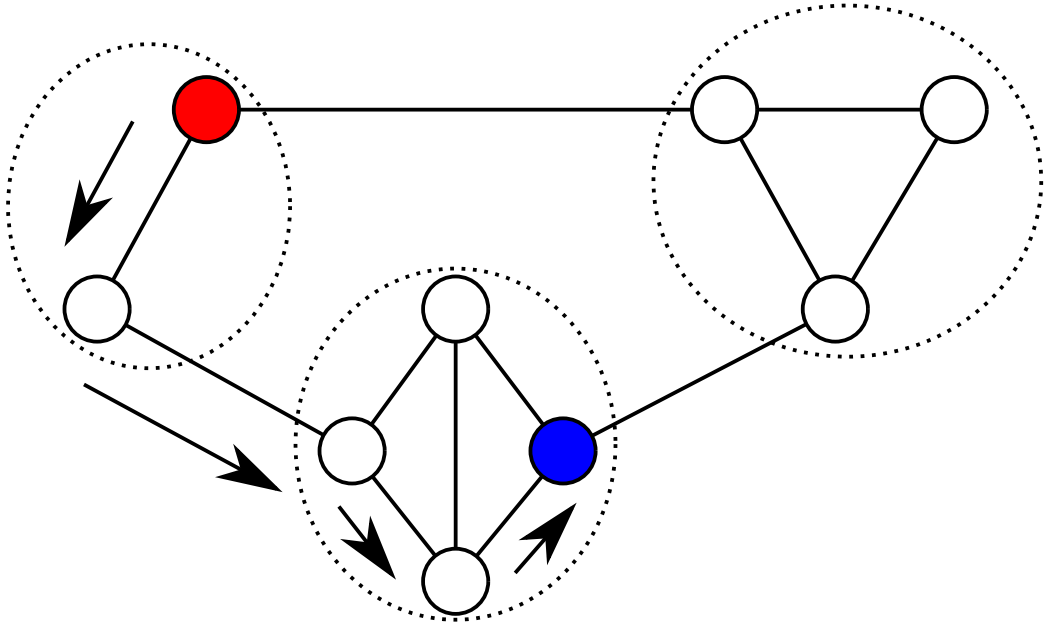
Problémy

- Neoptimální směrování



Problémy

- Neoptimální směrování

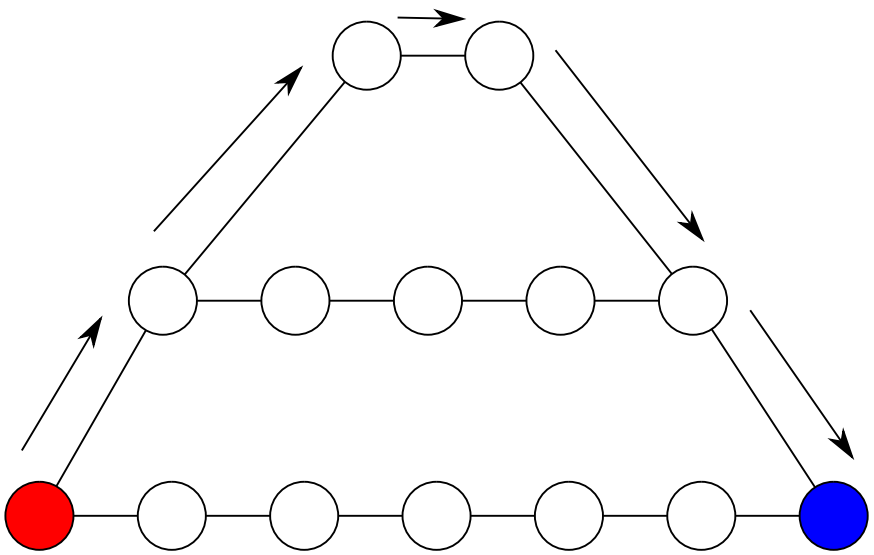


Problémy

- Neoptimální směrování
  - Inherentní vlastnost

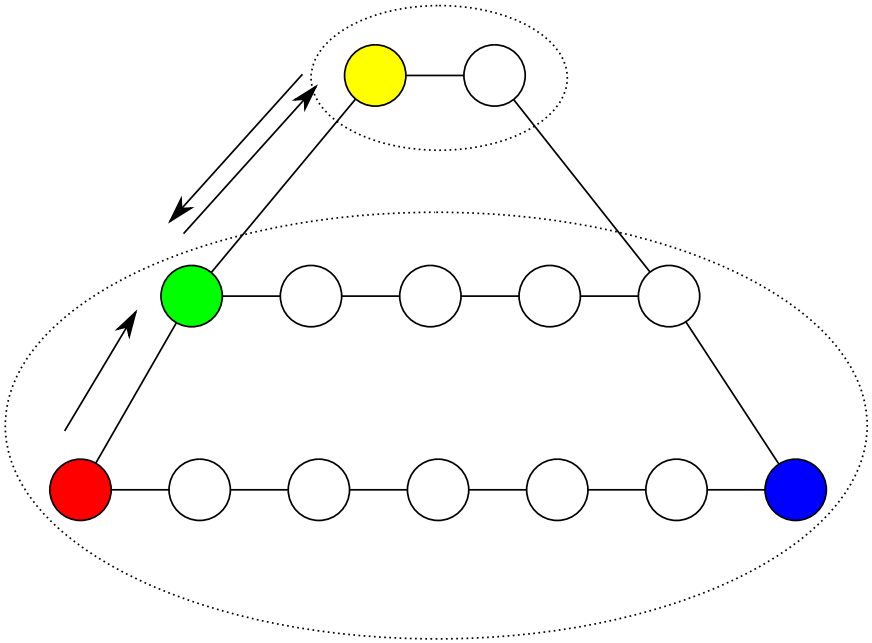
Problémy

- Neoptimální směrování
  - Inherentní vlastnost
- Směrovací smyčky



Problémy

- Neoptimální směrování
  - Inherentní vlastnost
- Směrovací smyčky



Problémy

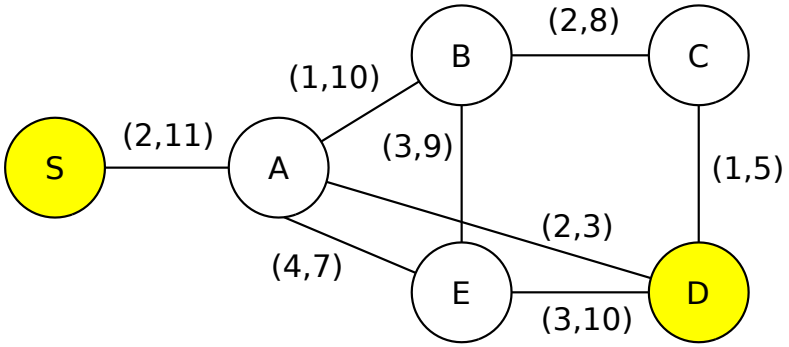
- Neoptimální směrování
  - Inherentní vlastnost
- Směrovací smyčky
  - Prevence: pokud je cíl v rámci současného shluku, nesměrovat do jiného shluku

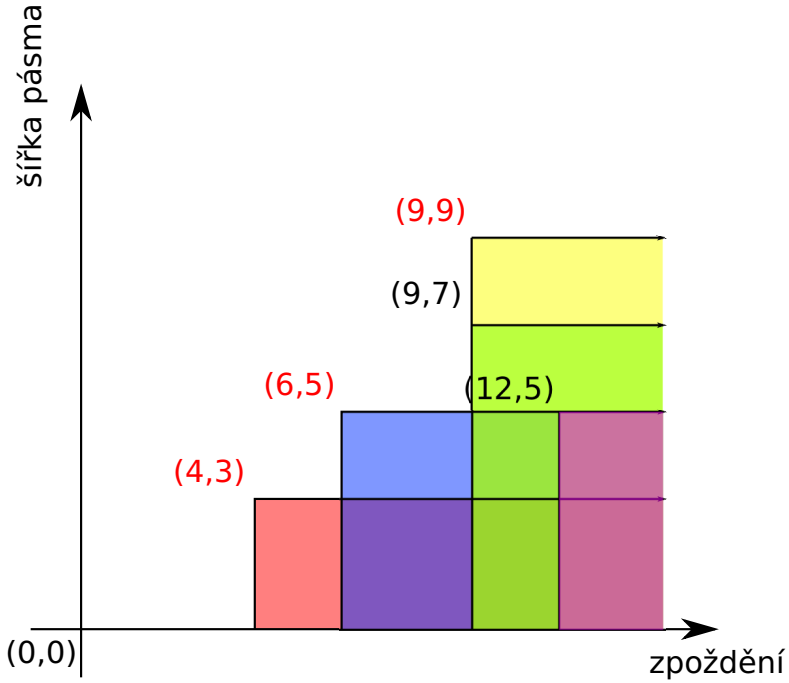
Jak na vícerozměrnost?

- $w_G \colon E_G \to \mathbb{R}$
  - Změna oboru hodnot
  - Pro každou složku musí být určeno:
    - zda se ji snažíme maximalizovat (dostupná kapacita linky), nebo minimalizovat (zpoždění)
    - agregační funkce (součet, min atd.)
- $w_G \colon E_G \to \mathbb{R}^n$
  - Nabízená cena cest tvoří n-rozměrné schodiště (Pareto-optimální řešení)
  - Není dobře škálovatelné
- Pro jednoduchost se omezíme na $n = 2$ (zpoždění, šířka pásma)

Jak na vícerozměrnost? - Příklad

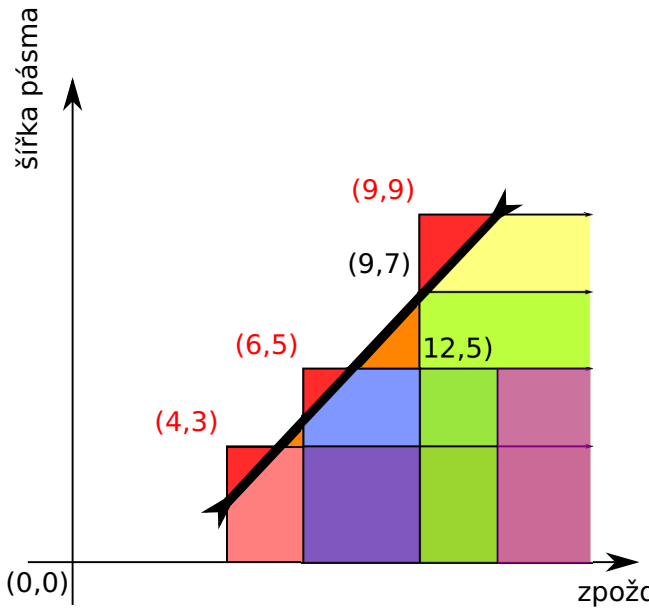
Každá linka je ohodnocená dvojicí (zpoždění, dostupná šířka pásma)





Proložení úsečkou

- Inzerují se 2 body (v n-rozměrném prostoru 2^{n-1})
- Minimalizace obsahu trojúhelníků mezi přímkou a schodištěm
- Výhody
  - Minimalizace komunikace pro distance vektor protokoly
  - Hraniční směrovače prozradí méně o vnitřku sítě
- Nevýhody
  - Inzerují se parametry, které síť neumí zajistit
  - Neinzerují se všechny parametry, které síť umí zajistit



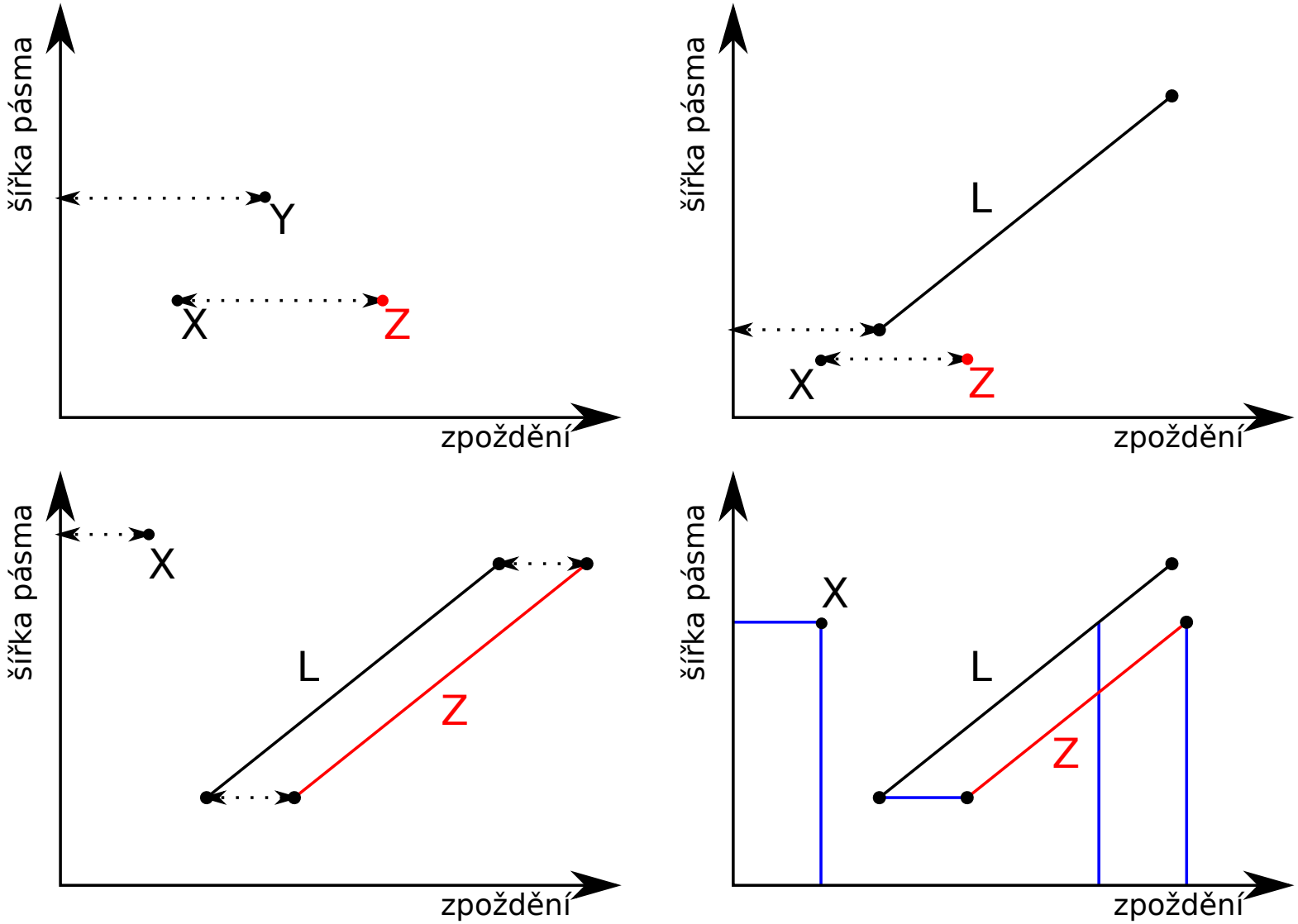
Formalizace

- Mějme body $X = (x_d, x_b)$ a $Y = (y_d, y_b)$, pak
  - $X \preceq Y$ právě tehdy, když $x_d \leq y_d \wedge x_b \geq y_b$
  - $X \asymp Y$ právě tehdy, když $X \not\preceq Y \wedge Y \not\preceq X$
- Schodiště je n-tice $(s^1, s^2, \cdots, s^n)$ taková, že
  $\forall 1 \leq i < n\colon s_d^i < s_d^{i+1} \wedge s_b^i < s_b^{i+1}$
- Reprezentující úsečka l schodiště s bude dvojice (l^l, l^u) taková, že
  - $l_d^l \leq l_d^u \wedge l_b^l \leq l_b^u$
  - $\forall x = ((x_d, x_b), (x_d, x_b)\colon \triangle X \geq \triangle y$, kde $\triangle y$ je obsah trojúhelníků mezi úsečkou y a schodištěm s

Operace spojení $\oplus$ - body

- body: $X \oplus Y = (x_d + y_d, \min(x_b, y_b))$
- reprezentující úsečka L a bod X:
  1. $x_b \leq L_b^d$ pak $L \oplus X = (L_d^d + x_d, x_b)$
  2. $x_b \geq L_b^u$ pak $L \oplus X = ((L_d^d + x_d, L_b^d), (L_d^u + x_d, L_b^u))$
  3. jinak $L \oplus X = ((L_d^d + x_d, L_b^d), (\frac{(x_b - l_b^d)(l_d^u - l_d^d)}{l_b^u - l_b^d} + l_d^d + x_d, x_b))$

Operace spojení $\oplus$ - příklad body



Operace spojení $\bigoplus$ - úsečky

- Reprezentující úsečky L a M

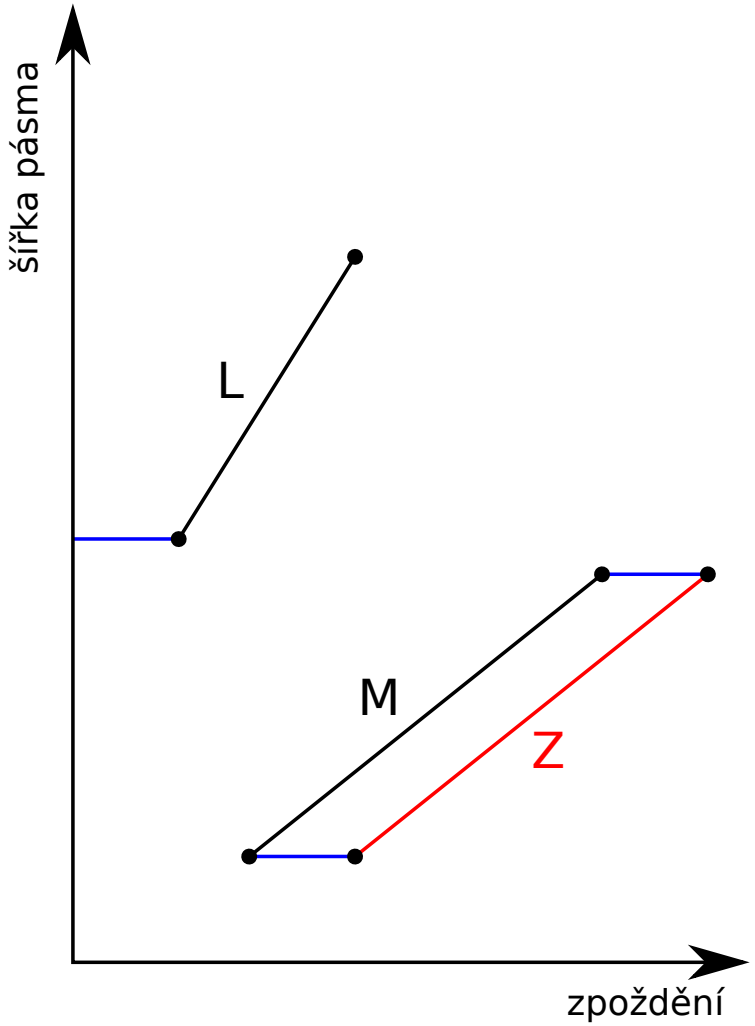
  1. $L_b^d \geq M_b^u$ pak $L \oplus M = ((L_d^d + M_d^d, M_b^d), (L_d^d + M_d^u, M_b^u))$
  2. jinak předpokládej $L_b^d < M_b^d$ a vytvoř:

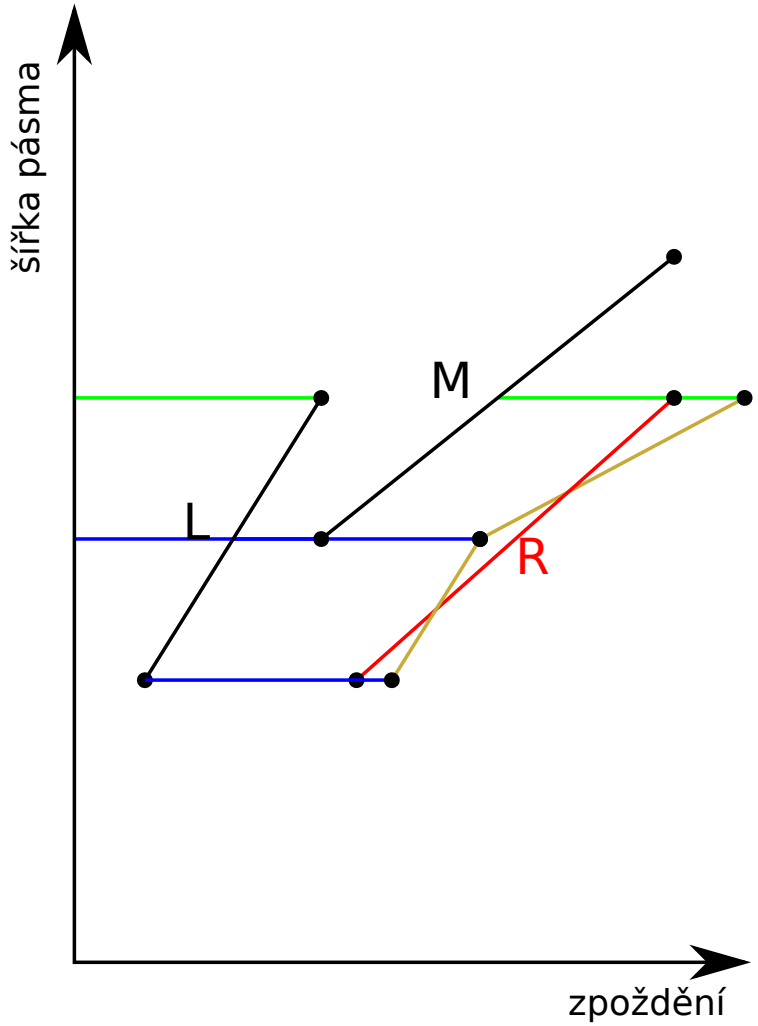
     $u_1 = ((L_d^d + M_d^d, "_b^d), (\frac{(M_b^d - L_b^d)(L_d^u - L_d^d)}{L_b^u - L_b^d} + L_d^d + M_d^d, M_b^d))$ a

     $u_2 = ((\frac{(M_b^d - L_b^d)(L_d^u - L_d^d)}{L_b^u - L_b^d} + L_d^d + M_d^d, M_b^d), (\frac{(L_b^u - M_b^d)(M_d^u - M_d^d)}{M_b^u - M_b^d} +$
     $M_d^d + L_d^u, L_b^u))$

     $L \oplus M = R$, kde R je regresní úsečka u_1 a u_2

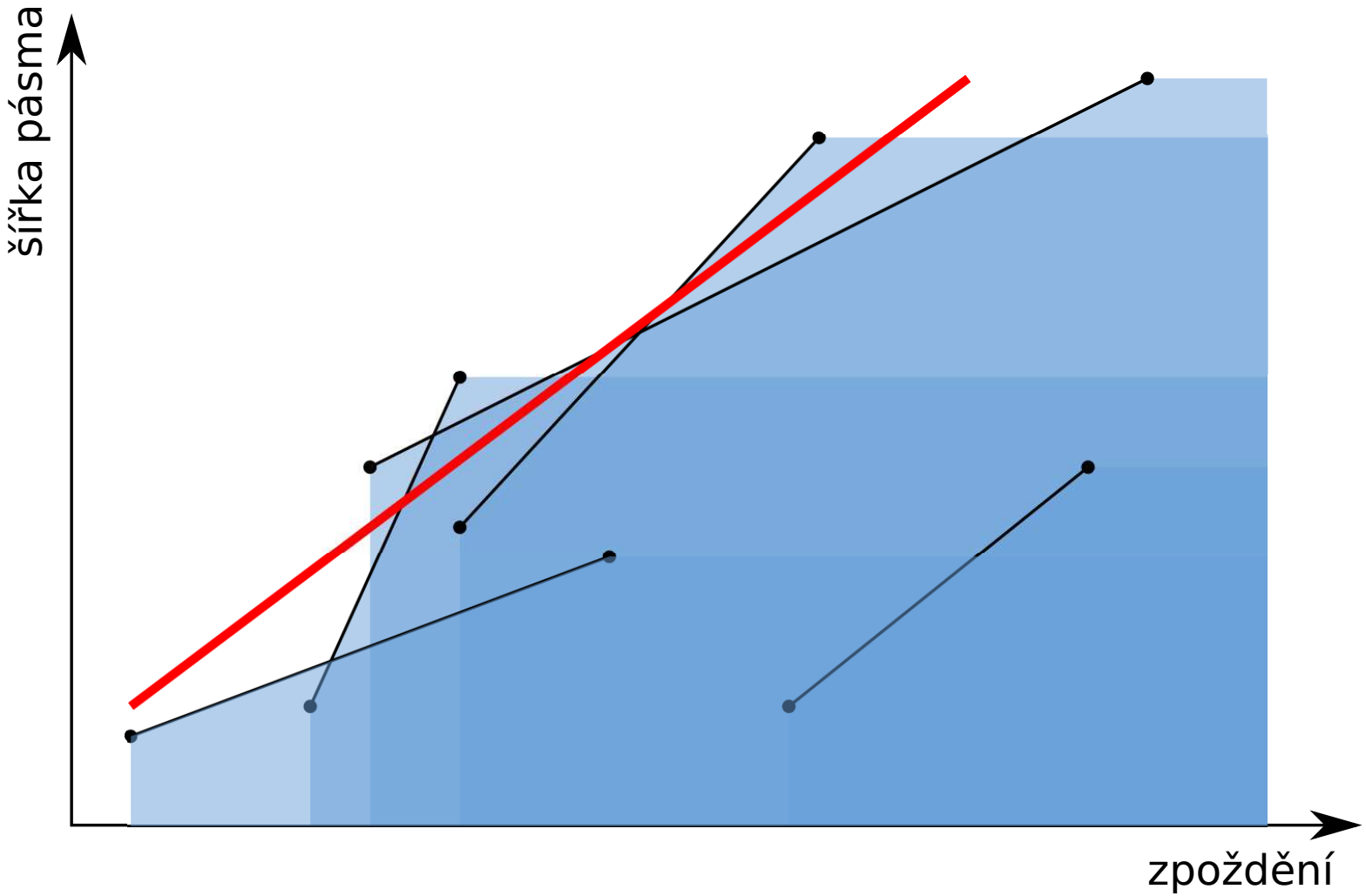
Operace spojení $\oplus$ - příklad úsečky





Agregace

- Před inzercí sousedovi



Závěr

- Pro modelování hierarchických sítí je vhodné použít pojmů z teorie grafů
- Kvalita služeb je vícerozměrná veličina
- Pro protokoly typu distance vektor byla prezentována algebra snižující komunikační režii

Reference

- Lai, Y.; Lai, W. S.: A Graph-Theoretic Model of Routing Hierarchies. In *WAINA '09: Proceedings of the 2009 International Conference on Advanced Information Networking and Applications Workshops*, Washington, DC, USA: IEEE Computer Society, 2009, ISBN 978-0-7695-3639-2, s. 1118–1123.
- Lui K. S., Nahrstedt K., Chen S., Routing with topology aggregation in delay-bandwidth sensitive networks, *IEEE/ACM Trans. Netw.*, č. 12, 2004: s. 17–29, ISSN 1063-6692.
- Tam, W. Y.; Lui, K. S.; Uludag, S.; aj.: Quality-of-Service routing with path information aggregation. *Comput. Netw.*, ročník 51, č. 12, 2007: s. 3574–3594, ISSN 1389-1286.

Konec

Prosím o Vaše otázky