

# Voľba šéfa s nespoľahlivými správami

Autor: Martin Červeň

Školiteľ: prof. RNDr. Rastislav Královič PhD.

# Model

- Synchronný (globálne hodiny generujúce nečíslované tiky)
- Komunikácia typu point-to-point
- Topológia: jednoduchý neorientovaný graf (2D torus)
- Procesory majú jednoznačné identifikátory
- Zmysel pre orientáciu
- Jedno kolo: prijatie správy, lokálny výpočet, odoslanie správ (po jednej linke max. 1)
- Časť správ sa stratí ( $\max\{c_G-1, m-1\}$ ) ( $c_G$  je hranová súvislosť)

# Jednoduchý prahový model

- Skúmaný
  - Broadcast
  - Voľba šéfa

kruh	prebudenie naraz svojvoľné prebudenie	$O(n \log n)$ $O(n^2)$
úplné grafy	so zmyslom pre orientáciu bez zmyslu pre orientáciu	$O(n^2 \log n)$ $O(n^3)$
$k$ -súvislé grafy	so zmyslom pre orientáciu bez zmyslu pre orientáciu	$O(2^k n^2 m)$ $O(2^k n^2 m)$

# Ciele práce

- Navrhnuť algoritmus pre voľbu šéfa na 2D torusoch v jednoduchom prahovom modeli

# Voľba šéfa

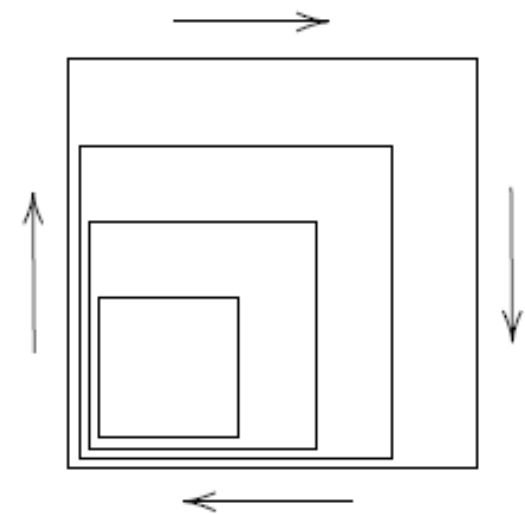
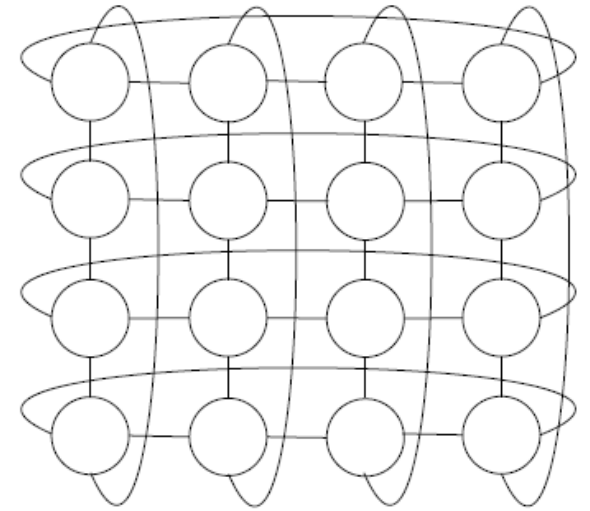
- Sieť počítačov, ktoré majú spolupracovať
- Algoritmus na voľbu šéfa je algoritmus, ktorý spĺňa nasledovné podmienky:
  - Každý proces má lokálne rovnaký algoritmus.
  - Algoritmus je decentralizovaný, t.j. výpočet môže byť inicializovaný ľubovoľnou neprázdnu podmnožinou procesov.
  - Algoritmus dosiahne terminálnu konfiguráciu v každom výpočte a v každej terminálnej konfigurácii je práve jeden proces v stave šéf a všetky ostatné procesy sú v stave prehra.
- Dôležitá prerekvizita pre ďalšie algoritmy – broadcast, prehľadávanie grafu...

# Algoritmus, z ktorého sme vychádzali

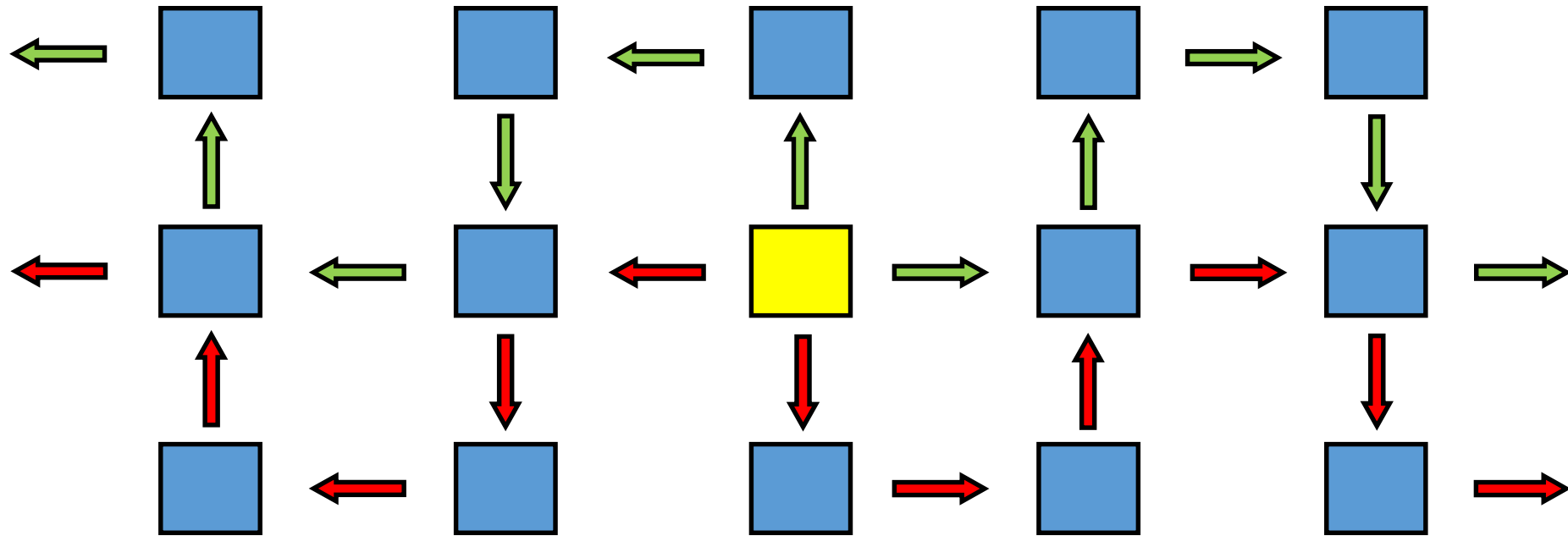
- Voľba šéfa na kruhoch
- Vrchol iniciuje vlákna na oba smery
- Snaží sa zajať aktívneho suseda
- Vlákno nesie informáciu o fáze a ID procesora
- Aktívny vrchol prehrá ak je v rovnakej fáze a má nižšie ID
- Keď sa vlákna jedného vrcholu stretnú, tak je zvolený šéf

# Topológia skúmaného modelu

- 2D torus
  - Využívaný v praxi - jednoduchá implementácia
  - Možnosť redukovať latenciu správ
- Na voľbu šéfa využiť kruhy, z ktorých pozostáva
- Voľba šéfa pomocou značenia územia
- Aby sa poslal dostatočný počet správ, tak poslať správu aj cez susedné kruhy
- Už vyriešené všeobecne pre k-súvislé grafy  $O(2^k n^2 m)$ , n je počet vrcholov a m je počet jeho hrán



# Rozdelenie 2D torusu na kruhy



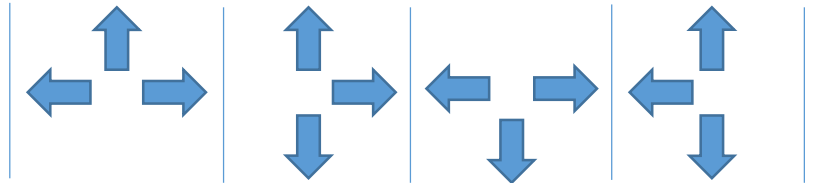


# Náš algoritmus

- V prostredí so strácajúcimi sa správami – jedno kolo 16 fáz

1. Pošli správu všetkým na všetky 4 smery (1 správa sa doručí)

2.-5. Pošli 3 správy, v jednotlivých fázach meň smery  
(štvrtú správu posiela ten, kto prijal správu v 1. fáze)

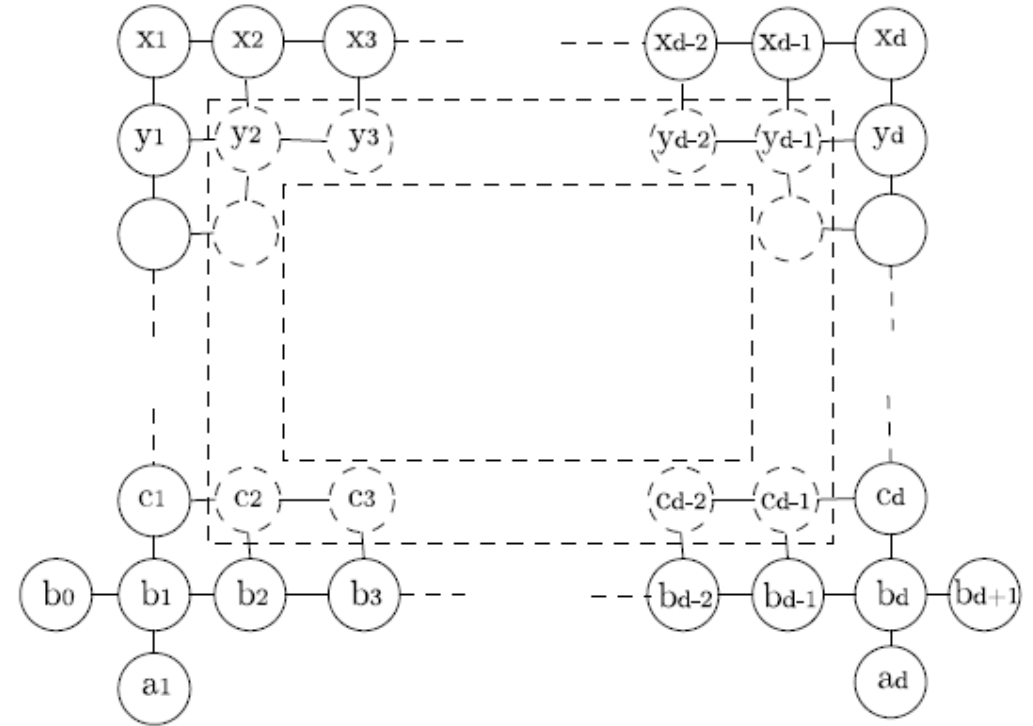
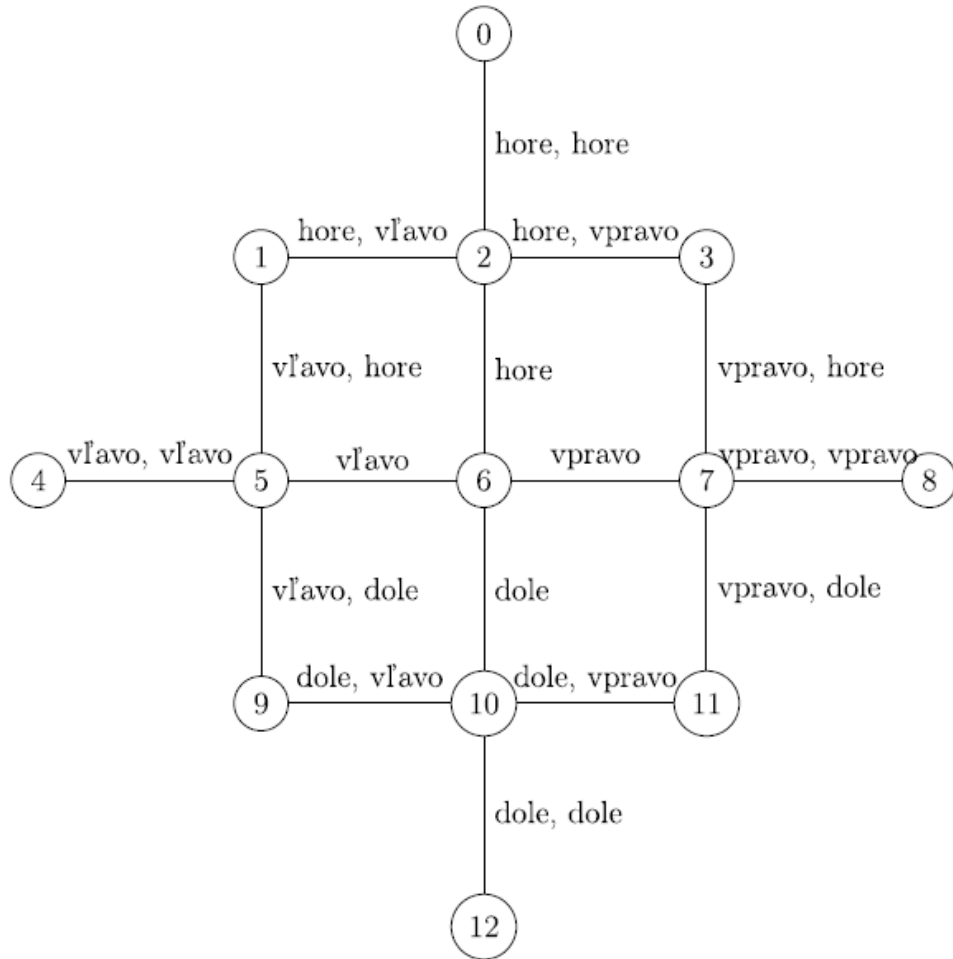


6.-11. Pošli 2 správy, v jednotlivých fázach meň kombinácie smerov

12.-15. Pošli 1 správu, meň adresáta

16. Všetky informované vrcholy posielajú potvrdenie

# Zisťovanie orientácie



# Dosiahnuté výsledky

- Pomocou voľby šéfa na jednotlivých kruhoch:
  - So znalosťou orientácie  $O(n^2 \log n)$
  - Bez znalosti orientácie  $O(n^3 \log^2 n)$
- Pomocou značenia územia:
  - So znalosťou orientácie  $O(n^2)$
  - Bez znalosti orientácie  $O(n^2)$

# Zhrnutie

- Úspešne sme navrhli viacero algoritmov pre voľbu šéfa na 2D torusoch v jednoduchom prahovom modeli
- Zložitosť nášho najlepšieho algoritmu je  $O(n^2)$ 
  - pri znalosti orientácie aj bez nej
  - zlepšenie oproti všeobecnému algoritmu pre k-súvislé grafy
- Ďalšie možnosti skúmania:
  - Dokázať dolné odhady
  - Preskúmať iné topológie

Ďakujem za pozornosť



# Odpovede na otázky

- Statické chyby
- Dolné odhady
- Iné topológie – hyperkocky (v d-dimenzionalnej  $O(n^3 \log n)$  )
- Nefunkčné linky – je možné, že s tým autori nepočítali
- „iba konečný počet správ“ – konštantný
- Neformálnosť kapitoly 4 – hrubý odhad

# Statické a dynamické chyby

- Pri statických chybách je už vopred dané, na ktorých linkách sa chyby môžu vyskytnúť
- Pri dynamických sa môže vyskytnúť na ktorejkoľvek linke



