Távközlési hálózatok földrajzilag korrelált meghibásodásainak modellezése és felsorolása

Modeling and Enumerating Geographically Correlated Failure Events in Communication Networks

Vass Balázs[1]
alkalmazott matematikus M.Sc.

a disszertáció angol nyelvű

Témavezető: Tapolcai János[1] D.Sc. egyetemi tanár

Informatikai Tudományok Doktori Iskola

[1]Távközlési és Médiainformatikai Tanszék,
Nagysebességű Hálózatok Laboratóriuma
Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem

2022. február 8.

Tartalom

Tartalom

Motiváció - egyszeres eszközhibák

- Egyszeres eszközhiba 2018. február 6-án
  $\rightarrow$ Győr környékén nem volt szolgáltatás

Telenor Hungary
4 hours ago

Kedves Ügyfeleink!

Egy partnerünknél történt optikai kábelátvágás miatt Győrben és a Győrtől északra, illetve nyugatra fekvő településeken fennakadások tapasztalhatók. Jelenleg nem elérhető a hang-, az SMS és az adatszolgáltatás. A hiba elhárításán nagy erőkkel dolgozunk, a helyreállítás befejezéséig megértéseteket és türelmeteket kérjük. Üdvözlettel,

Telenor

25 29 115

Motiváció - regionális katasztrófák

- A routerek állapota a Sandy hurrikán idején (vörös = nem működik) → a vörös zónákban nem volt szolgáltatás

Útvonalválasztás és regionális meghibásodások

- Jelenlegi legjobb gyakorlat: egyszeres eszközmeghibásodások védelmelme

Útvonalválasztás és regionális meghibásodások

- Jelenlegi legjobb gyakorlat: egyszeres eszközmeghibásodások védelmelme
- regionális hibákat kéne védeni

Útvonalválasztás és regionális meghibásodások

- Jelenlegi legjobb gyakorlat: egyszeres eszközmeghibásodások védelmelme
- regionális hibákat kéne védeni
- Probléma: az útvonalválasztó algoritmusok nincsenek tekintettel a földrajzi beágyazásra

Útvonalválasztás és regionális meghibásodások

- Jelenlegi legjobb gyakorlat: egyszeres eszközmeghibásodások védelmelme
- regionális hibákat kéne védeni
- Probléma: az útvonalválasztó algoritmusok nincsenek tekintettel a földrajzi beágyazásra
- Megoldás: azon S linkhalmazok előre kiszámolása, melyek egyszerre meghibásodhatnak
  - ha az **üzemi út** keresztülhalad S-en, a **tartalékos út** el kell kerülje S-et.

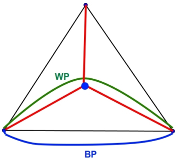
Útvonalválasztás és regionális meghibásodások

- Jelenlegi legjobb gyakorlat: egyszeres eszközmeghibásodások védelmelme
- regionális hibákat kéne védeni
- Probléma: az útvonalválasztó algoritmusok nincsenek tekintettel a földrajzi beágyazásra
- Megoldás: azon S linkhalmazok előre kiszámolása, melyek egyszerre meghibásodhatnak
  - ha az **üzemi út** keresztülhalad S-en, a **tartalékos út** el kell kerülje S-et.

- **Közös kockázatú linkcsoport** (Shared Risk Link Group, SRLG): olyan linkhalmaz, melynek együttes meghibásodása várható.

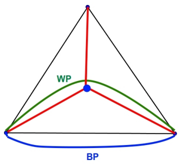
Útvonalválasztás és regionális meghibásodások

- Csúcshiba modellezhető linkhalmazzal: v csúcs (switch, router, ...) helyett v-re illeszkedő linkek $\rightarrow$ csúcs-független tartalékos út

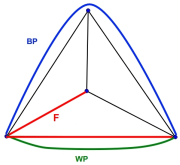


Útvonalválasztás és regionális meghibásodások

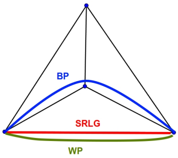
- Csúcshiba modellezhető linkhalmazzal: v csúcs (switch, router, ...) helyett v-re illeszkedő linkek → csúcs-független tartalékos út



- Egy F hiba SRLG-ként listázva → F részhalmazait nem szükség listázni → **csak maximális SRLG-ket kell felsorolni** - **de hogyan?**

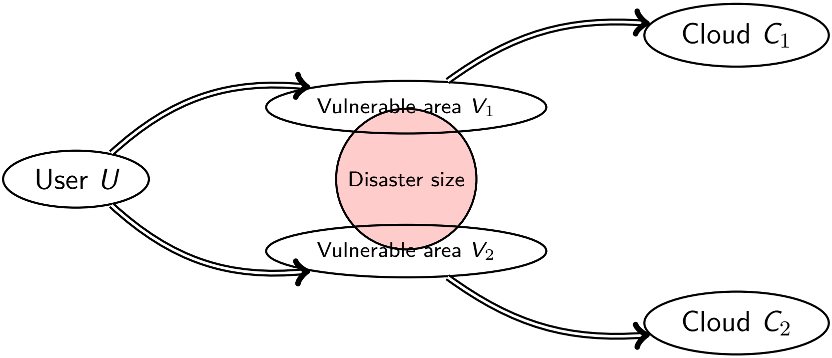


(c)



(d)

Motiváció II - Szolgáltatások rendelkezésreállása



Az U felhasználó egy adott szolgáltatást a C_1 és C_2 felhőben éri el.
V_1 és V_2 "közel" van egymáshoz, de nem egy helyen, így a felhő elérhetőségét nehéz becsülni. Indokolt a közös kockázatú linkcsoportok (SRLG-k) probabilisztikus kiterjesztéseit vizsgálni.

$\rightarrow$ probabilisztikus SRLG, PSRLG fogalma

Tartalom

Kutatási célkitűzések

- Cél: modellek + algoritmusok, melyek a távközlési hálózatok regionális hibák elleni védelmének összetett geometriai problémájából tisztán kombinatorikus és valószínűségi problémákként kiemelik a lényegi elemeket.

Kutatási célkitűzések

- Cél: modellek + algoritmusok, melyek a távközlési hálózatok regionális hibák elleni védelmének összetett geometriai problémájából tisztán kombinatorikus és valószínűségi problémákként kiemelik a lényegi elemeket.
- Ez a lehetséges hibák (valószínűségi) felsorolását kell szolgáltassa.

Kutatási célkitűzések

- Cél: modellek + algoritmusok, melyek a távközlési hálózatok regionális hibák elleni védelmének összetett geometriai problémájából tisztán kombinatorikus és valószínűségi problémákként kiemelik a lényegi elemeket.
- Ez a lehetséges hibák (valószínűségi) felsorolását kell szolgáltassa.
- A hálózat sérülékeny régióinak felsorolásához a legjobb módszer a következők függvénye:

Kutatási célkitűzések

- Cél: modellek + algoritmusok, melyek a távközlési hálózatok regionális hibák elleni védelmének összetett geometriai problémájából tisztán kombinatorikus és valószínűségi problémákként kiemelik a lényegi elemeket.
- Ez a lehetséges hibák (valószínűségi) felsorolását kell szolgáltassa.
- A hálózat sérülékeny régióinak felsorolásához a legjobb módszer a következők függvénye:
  - a hálózati topológián rendelkezésre álló geometriai adatok

Kutatási célkitűzések

- Cél: modellek + algoritmusok, melyek a távközlési hálózatok regionális hibák elleni védelmének összetett geometriai problémájából tisztán kombinatorikus és valószínűségi problémákként kiemelik a lényegi elemeket.
- Ez a lehetséges hibák (valószínűségi) felsorolását kell szolgáltassa.
- A hálózat sérülékeny régióinak felsorolásához a legjobb módszer a következők függvénye:
  - a hálózati topológián rendelkezésre álló geometriai adatok
  - a lehetséges katasztrófák (probabilisztikus) hatása a hálózat területén

Kutatási célkitűzések

- Cél: modellek + algoritmusok, melyek a távközlési hálózatok regionális hibák elleni védelmének összetett geometriai problémájából tisztán kombinatorikus és valószínűségi problémákként kiemelik a lényegi elemeket.
- Ez a lehetséges hibák (valószínűségi) felsorolását kell szolgáltassa.
- A hálózat sérülékeny régióinak felsorolásához a legjobb módszer a következők függvénye:
  - a hálózati topológián rendelkezésre álló geometriai adatok
  - a lehetséges katasztrófák (probabilisztikus) hatása a hálózat területén
  - a kívánt kimeneti struktúra (SRLG / PSRLG)

Módszertan

- A modellezés és algoritmuskidolgozás során alkalmaztam:
    - gráfelmélet
    - geometriai algoritmusok és kombinatorikus geometria
    - bonyolultságelmélet
    - valószínűségszámítás
    - ...

Módszertan

- A modellezés és algoritmuskidolgozás során alkalmaztam:
  - gráfelmélet
  - geometriai algoritmusok és kombinatorikus geometria
  - bonyolultságelmélet
  - valószínűségszámítás
  - ...
- A probléma összetettsége megkövetelte a *szimulációs* eszközök széleskörű használatát:
  - a javasolt módszereket a Python 3.5-ben valósítottam meg
  - szimulációk segítségével igazoltam azok hatékonyságát

Tartalom

Regionális SRLG-k meghatározásához kapcsolódó cikkek

- korábbi cikkek: SRLG felsorolás egy részprobléma
  → én dedikáltan ezt vizsgáltam

Regionális SRLG-k meghatározásához kapcsolódó cikkek

- korábbi cikkek: SRLG felsorolás egy részprobléma
  $\rightarrow$ én dedikáltan ezt vizsgáltam

Cikk	Jelen disz-szertációban	Földrajzi beágyazás	Geometriai info. Síkbeli/ Gömbi	Geometriai info. Katasztrófa alakja	Algoritmusok Polino-miális	Algoritmusok Parame-trizált
Iqbal et al. [1]	✗	ismert	síkbeli	közeli linkek összecsoportosítva	✗	✗
Neumayer et al. [2, 3]	✗	ismert	síkbeli	korong, vagy szakasz	✗	✗
Trajanovski et al. [4, 5]	✗	ismert	síkbeli	sokszöglap, vagy ellipszis	✓	✗
Tapolcai et al. [J4, C10]	Tézis #1	ismert	síkbeli	korong	✓	✓
Vass et al. [C11, J1]	Tézis #2	hozzávetőleges	síkbeli	korong	✓	✓
Vass et al. [C7, J5]	Tézis #1	bármelyik	síkbeli+ gömbi	szakaszok+körívek határolják	✓	✓

Regionális SRLG-k meghatározásához kapcsolódó cikkek

- korábbi cikkek: SRLG felsorolás egy részprobléma
  $\rightarrow$ én dedikáltan ezt vizsgáltam

Cikk	Jelen disz-szertációban	Földrajzi beágyazás	Geometriai info. Síkbeli/ Gömbi	Geometriai info. Katasztrófa alakja	Algoritmusok Polino-miális	Algoritmusok Parame-trizált
Iqbal et al. [1]	✗	ismert	síkbeli	közeli linkek összecsoportosítva	✗	✗
Neumayer et al. [2, 3]	✗	ismert	síkbeli	korong, vagy szakasz	✗	✗
Trajanovski et al. [4, 5]	✗	ismert	síkbeli	sokszöglap, vagy ellipszis	✓	✗
Tapolcai et al. [J4, C10]	Tézis #1	ismert	síkbeli	korong	✓	✓
Vass et al. [C11, J1]	Tézis #2	hozzáve-tőleges	síkbeli	korong	✓	✓
Vass et al. [C7, J5]	Tézis #1	bármelyik	síkbeli+ gömbi	szakaszok+körívek határolják	✓	✓

- "Jó" paraméter pl.: "katasztrófa által meghibásított linkek maximális száma"

1. Korlátos méretű katasztrófák maximális SRLG-i

Téziscsoport 1 ([J4, J5, C10, C7], IEEE/ACM ToN, Wiley Networks, IEEE INFOCOM és IEEE RNDM).

Polinomiális futásidejű algoritmusokat adtam az euklideszi síkba és gömbre ágyazott hálózatok azon maximális M_r^p, illetve M_r^s linkhalmazainak (SRLG-inek) felsorolására, melyeket egyszerre meghibásíthat egy r sugarú koronggal felülbecsült katasztrófa. Elméleti felső korlátokat adtam M_r^p és M_r^s számosságára. Végül, megvizsgáltam M_r^p és M_r^s hasonlóságát a gyakorlatban.

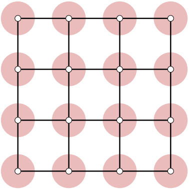
- 1. Téziscsoport: Adott egy síkba / gömbre rajzolt $G(V, E)$ gerinchálózat + katasztrófa r sugara
  - Mik a lokálisan "legrosszabb" katasztrófahelyek (maximális SRLG-k)?
  - Hány ilyen van? Mennyi idő alatt lehet ezeket megkeresni?

1. Korlátos méretű katasztrófák maximális SRLG-i

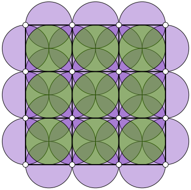
Téziscsoport 1 ([J4, J5, C10, C7], IEEE/ACM ToN, Wiley Networks, IEEE INFOCOM és IEEE RNDM).

Polinomiális futásidejű algoritmusokat adtam az euklideszi síkba és gömbre ágyazott hálózatok azon maximális M_r^p, illetve M_r^s linkhalmazainak (SRLG-inek) felsorolására, melyeket egyszerre meghibásíthat egy r sugarú koronggal felülbecsült katasztrófa. Elméleti felső korlátokat adtam M_r^p és M_r^s számosságára. Végül, megvizsgáltam M_r^p és M_r^s hasonlóságát a gyakorlatban.

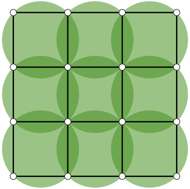
- 1. Téziscsoport: Adott egy síkba / gömbre rajzolt $G(V, E)$ gerinchálózat + katasztrófa r sugara
  - Mik a lokálisan ”legrosszabb” katasztrófahelyek (maximális SRLG-k)?
  - Hány ilyen van? Mennyi idő alatt lehet ezeket megkeresni?



(a) $r = 0.3$, # legr. hely $= 16$



(b) $r = 0.5$, # legr. hely $= 9 + 24$



(c) $r = \sqrt{2}/2$, # legr. hely $= 9$

Korlátos méretű katasztrófák maximális SRLG-i

Tézis 1.1 (Regionális SRLG-k ismert síkbeágyazás és katasztrófasugár esetén).

Ajánlottam egy algoritmust, mely a hálózati topológia egyenes élű síkbaágyazott $G(V, E)$ gráfként való reprezentálása esetén egy r sugarú korong által élenként metszhető maximális élhalmazok M_r^p listáját $O\left(\left(|V| + x\right)\left(\log |V| + \phi_r^2 \rho_r^5\right)\right)$ időben kiszámolja, ahol x az élkereszteződési pontok száma, ρ_r az r sugarú korong által metszhető élek maximális száma, és végül ϕ_r egy él $3r$ sugarú környezetében levő csúcsok maximális száma. Bizonyítottam, hogy az ajánlott algoritmus komplexitása éles $|V|$-ben. Bizonyítottam, hogy M_r^p számossága $O\left(\left(|V| + x\right)\rho_r\right)$, és azt, hogy e korlát éles. Bizonyítottam, hogy $\bigcup_{0<r'<r} M_{r'}^p$ számossága $O((|V| + x)\rho_r^2)$.

Korlátos méretű katasztrófák maximális SRLG-i

Tézis 1.1 (Regionális SRLG-k ismert síkbeágyazás és katasztrófasugár esetén).

Ajánlottam egy algoritmust, mely a hálózati topológia egyenes élű síkbaágyazott $G(V, E)$ gráfként való reprezentálása esetén egy r sugarú korong által élenként metszhető maximális élhalmazok M_r^p listáját $O\left((|V| + x)\left(\log |V| + \phi_r^2 \rho_r^5\right)\right)$ időben kiszámolja, ahol x az élkereszteződési pontok száma, ρ_r az r sugarú korong által metszhető élek maximális száma, és végül ϕ_r egy él $3r$ sugarú környezetében levő csúcsok maximális száma. Bizonyítottam, hogy az ajánlott algoritmus komplexitása éles $|V|$-ben. Bizonyítottam, hogy M_r^p számossága $O\left((|V| + x)\,\rho_r\right)$, és azt, hogy e korlát éles. Bizonyítottam, hogy $\bigcup_{0<r'<r} M_{r'}^p$ számossága $O((|V| + x)\rho_r^2)$.

- Adott egy síkba rajzolt $G(V, E)$ gerinchálózat + katasztrófa r sugara
  - $\#$ legrosszabb helyek: $\leq$ *csúcsszám* $\cdot$ *(legtöbb egyszerre kiütött link)* $\cdot$ *konstans*

Korlátos méretű katasztrófák maximális SRLG-i

Tézis 1.1 (Regionális SRLG-k ismert síkbeágyazás és katasztrófasugár esetén).

Ajánlottam egy algoritmust, mely a hálózati topológia egyenes élű síkbaágyazott $G(V,E)$ gráfként való reprezentálása esetén egy r sugarú korong által élenként metszhető maximális élhalmazok M_r^p listáját $O\left((|V|+x)\left(\log|V|+\phi_r^2\rho_r^5\right)\right)$ időben kiszámolja, ahol x az élkereszteződési pontok száma, ρ_r az r sugarú korong által metszhető élek maximális száma, és végül ϕ_r egy él $3r$ sugarú környezetében levő csúcsok maximális száma. Bizonyítottam, hogy az ajánlott algoritmus komplexitása éles $|V|$-ben. Bizonyítottam, hogy M_r^p számossága $O\left((|V|+x)\,\rho_r\right)$, és azt, hogy e korlát éles. Bizonyítottam, hogy $\bigcup_{0<r'<r} M_{r'}^p$ számossága $O((|V|+x)\rho_r^2)$.

- Adott egy síkba rajzolt $G(V,E)$ gerinchálózat + katasztrófa r sugara
  - # legrosszabb helyek: $\leq$ *csúcsszám* $\cdot$ *(legtöbb egyszerre kiütött link)* $\cdot$ *konstans*
  - $|V|$-ben optimális futásidejű algoritmus $O(|V|\log|V|)\cdot \mathtt{poly}(\text{paraméterek})$

Korlátos méretű katasztrófák maximális SRLG-i

Tézis 1.1 (Regionális SRLG-k ismert síkbeágyazás és katasztrófasugár esetén).

Ajánlottam egy algoritmust, mely a hálózati topológia egyenes élű síkbaágyazott $G(V, E)$ gráfként való reprezentálása esetén egy r sugarú korong által élenként metszhető maximális élhalmazok M_r^p listáját $O\left((|V| + x)\left(\log |V| + \phi_r^2 \rho_r^5\right)\right)$ időben kiszámolja, ahol x az élkereszteződési pontok száma, ρ_r az r sugarú korong által metszhető élek maximális száma, és végül ϕ_r egy él $3r$ sugarú környezetében levő csúcsok maximális száma. Bizonyítottam, hogy az ajánlott algoritmus komplexitása éles $|V|$-ben. Bizonyítottam, hogy M_r^p számossága $O((|V| + x)\rho_r)$, és azt, hogy e korlát éles. Bizonyítottam, hogy $\bigcup_{0<r'<r} M_{r'}^p$ számossága $O((|V| + x)\rho_r^2)$.

- Adott egy síkba rajzolt $G(V, E)$ gerinchálózat + katasztrófa r sugara
  - $\#$ legrosszabb helyek: $\leq$ *csúcsszám* $\cdot$ *(legtöbb egyszerre kiütött link)* $\cdot$ *konstans*
  - $|V|$-ben optimális futásidejű algoritmus $O(|V| \log |V|) \cdot \texttt{poly}(\text{paraméterek})$
- Paraméterek

Korlátos méretű katasztrófák maximális SRLG-i

Tézis 1.1 (Regionális SRLG-k ismert síkbeágyazás és katasztrófasugár esetén).

Ajánlottam egy algoritmust, mely a hálózati topológia egyenes élű síkbaágyazott $G(V, E)$ gráfként való reprezentálása esetén egy r sugarú korong által élenként metszhető maximális élhalmazok M_r^p listáját $O\left((|V| + x)\left(\log|V| + \phi_r^2\rho_r^5\right)\right)$ időben kiszámolja, ahol x az élkereszteződési pontok száma, ρ_r az r sugarú korong által metszhető élek maximális száma, és végül ϕ_r egy él $3r$ sugarú környezetében levő csúcsok maximális száma. Bizonyítottam, hogy az ajánlott algoritmus komplexitása éles $|V|$-ben. Bizonyítottam, hogy M_r^p számossága $O((|V| + x)\rho_r)$, és azt, hogy e korlát éles. Bizonyítottam, hogy $\bigcup_{0<r'<r} M_{r'}^p$ számossága $O((|V| + x)\rho_r^2)$.

- Adott egy síkba rajzolt $G(V, E)$ gerinchálózat + katasztrófa r sugara
  - \# legrosszabb helyek: $\leq$ *csúcsszám* $\cdot$ *(legtöbb egyszerre kiütött link)* $\cdot$ *konstans*
  - $|V|$-ben optimális futásidejű algoritmus $O(|V|\log|V|)\cdot \texttt{poly}(\text{paraméterek})$
- Paraméterek
  - ρ_r: $\max\#$ (egyszerre kiütött linkek) $\rightarrow$ gyakorlatban r-rel arányos

Korlátos méretű katasztrófák maximális SRLG-i

Tézis 1.1 (Regionális SRLG-k ismert síkbeágyazás és katasztrófasugár esetén).

Ajánlottam egy algoritmust, mely a hálózati topológia egyenes élű síkbaágyazott $G(V, E)$ gráfként való reprezentálása esetén egy r sugarú korong által élenként metszhető maximális élhalmazok M_r^p listáját $O\left((|V| + x)\left(\log |V| + \phi_r^2 \rho_r^5\right)\right)$ időben kiszámolja, ahol x az élkereszteződési pontok száma, ρ_r az r sugarú korong által metszhető élek maximális száma, és végül ϕ_r egy él $3r$ sugarú környezetében levő csúcsok maximális száma. Bizonyítottam, hogy az ajánlott algoritmus komplexitása éles $|V|$-ben. Bizonyítottam, hogy M_r^p számossága $O\left((|V| + x)\,\rho_r\right)$, és azt, hogy e korlát éles. Bizonyítottam, hogy $\bigcup_{0<r'<r} M_{r'}^p$ számossága $O((|V| + x)\rho_r^2)$.

- Adott egy síkba rajzolt $G(V, E)$ gerinchálózat + katasztrófa r sugara
  - $\#$ legrosszabb helyek: $\leq$ *csúcsszám* $\cdot$ *(legtöbb egyszerre kiütött link)* $\cdot$ *konstans*
  - $|V|$-ben optimális futásidejű algoritmus $O(|V| \log |V|) \cdot \texttt{poly}(\text{paraméterek})$
- Paraméterek
  - ρ_r: $\max \#$ (egyszerre kiütött linkek) $\rightarrow$ gyakorlatban r-rel arányos
  - x: élkereszteződési pontok száma $\rightarrow$ gyakorlatban $x = 0$, vagy $x \ll |V|$

Korlátos méretű katasztrófák maximális SRLG-i

Tézis 1.1 (Regionális SRLG-k ismert síkbeágyazás és katasztrófasugár esetén).

Ajánlottam egy algoritmust, mely a hálózati topológia egyenes élű síkbaágyazott $G(V, E)$ gráfként való reprezentálása esetén egy r sugarú korong által élenként metszhető maximális élhalmazok M_r^p listáját $O\left((|V| + x)\left(\log|V| + \phi_r^2\rho_r^5\right)\right)$ időben kiszámolja, ahol x az élkereszteződési pontok száma, ρ_r az r sugarú korong által metszhető élek maximális száma, és végül ϕ_r egy él $3r$ sugarú környezetében levő csúcsok maximális száma. Bizonyítottam, hogy az ajánlott algoritmus komplexitása éles $|V|$-ben. Bizonyítottam, hogy M_r^p számossága $O\left((|V| + x)\,\rho_r\right)$, és azt, hogy e korlát éles. Bizonyítottam, hogy $\bigcup_{0<r'<r} M_{r'}^p$ számossága $O((|V| + x)\rho_r^2)$.

- Adott egy síkba rajzolt $G(V, E)$ gerinchálózat + katasztrófa r sugara
  - # legrosszabb helyek: $\leq$ *csúcsszám* · *(legtöbb egyszerre kiütött link)* · *konstans*
  - $|V|$-ben optimális futásidejű algoritmus $O(|V|\log|V|)\cdot\texttt{poly}(\text{paraméterek})$
- Paraméterek
  - ρ_r: $\max\#$ (egyszerre kiütött linkek) $\rightarrow$ gyakorlatban r-rel arányos
  - x: élkereszteződési pontok száma $\rightarrow$ gyakorlatban $x = 0$, vagy $x \ll |V|$
  - ϕ_r: $\max\#$ (csúcsok egy link $3r$ sugarú környezetében) $\rightarrow$ "kicsi"

Korlátos méretű katasztrófák maximális SRLG-i

Tézis 1.2 (Gömbi maximális SRLG-k).

Javasoltam egy heurisztikát, mely egy gömbre rajzolt $G(V,E)$ hálózati topológia esetén, melynek élei geodézislánc alakúak, egy kellőképpen sűrű $\mathcal{P}$ katasztrófaközéppont-halmazt véve $O(|\mathcal{P}|[(|V|+x)\gamma+|\mathcal{P}|\rho_r])$ időben kiszámítja az r sugarú korongok által élenként metszett maximális élhalmazok M_r^s listáját, ahol x az élmetszéspontok száma, γ az egy linket alkotó geodézisek maximális száma, és ρ_r egy r sugarú korong által metszhető élek maximális száma. Szimulációkon keresztül megmutattam, hogy M_r^s és M_r^p különbözhet a gyakorlatban, azaz pontosabb az SRLG-listákat a gömbi reprezentáció segítségével számolni. Mindemellett a hálózat síkban történő reprezentációja által okozott torzulás sokszor kevesebb pontatlanságot eredményez, mint a katasztrófa-jellemzők ismeretének hiánya. Arra a következtetésre jutottam, hogy ezen esetekben a síkbeli reprezentáció a sérülékeny régiók felderítésének célját elegendően jól szolgálja.

- Adott egy **gömbre** rajzolt $G(V,E)$ gerinchálózat + katasztrófa r sugara.
  - maximális meghibásodások: $\mathcal{P}$ "sok" katasztrófa halmaza esetén $O\big(|\mathcal{P}|\cdot\ (|\mathcal{P}|+|V|)\big)\cdot \texttt{poly}(\text{paraméterek})$ időben

Korlátos méretű katasztrófák maximális SRLG-i

Tézis 1.2 (Gömbi maximális SRLG-k).

Javasoltam egy heurisztikát, mely egy gömbre rajzolt $G(V,E)$ hálózati topológia esetén, melynek élei geodézislánc alakúak, egy kellőképpen sűrű $\mathcal{P}$ katasztrófaközéppont-halmazt véve $O(|\mathcal{P}|[(|V|+x)\gamma+|\mathcal{P}|\rho_r])$ időben kiszámítja az r sugarú korongok által élenként metszett maximális élhalmazok M_r^s listáját, ahol x az élmetszéspontok száma, γ az egy linket alkotó geodézisek maximális száma, és ρ_r egy r sugarú korong által metszhető élek maximális száma. Szimulációkon keresztül megmutattam, hogy M_r^s és M_r^p különbözhet a gyakorlatban, azaz pontosabb az SRLG-listákat a gömbi reprezentáció segítségével számolni. Mindemellett a hálózat síkban történő reprezentációja által okozott torzulás sokszor kevesebb pontatlanságot eredményez, mint a katasztrófa-jellemzők ismeretének hiánya. Arra a következtetésre jutottam, hogy ezen esetekben a síkbeli reprezentáció a sérülékeny régiók felderítésének célját elegendően jól szolgálja.

- Adott egy **gömbre** rajzolt $G(V,E)$ gerinchálózat + katasztrófa r sugara.
  - maximális meghibásodások: $\mathcal{P}$ "sok" katasztrófa halmaza esetén $O\big(|\mathcal{P}|\cdot\ \big(|\mathcal{P}|+|V|\big)\big)\cdot\texttt{poly}(\text{paraméterek})$ időben
  - Csak közelítő algoritmus $\mathcal{P}$ "elég sűrű" kell legyen

Korlátos méretű katasztrófák maximális SRLG-i

Tézis 1.2 (Gömbi maximális SRLG-k).

Javasoltam egy heurisztikát, mely egy gömbre rajzolt $G(V, E)$ hálózati topológia esetén, melynek élei geodézislánc alakúak, egy kellőképpen sűrű $\mathcal{P}$ katasztrófaközéppont-halmazt véve $O(|\mathcal{P}|[(|V| + x)\gamma + |\mathcal{P}|\rho_r])$ időben kiszámítja az r sugarú korongok által élenként metszett maximális élhalmazok M_r^s listáját, ahol x az élmetszéspontok száma, γ az egy linket alkotó geodézisek maximális száma, és ρ_r egy r sugarú korong által metszhető élek maximális száma. Szimulációkon keresztül megmutattam, hogy M_r^s és M_r^p különbözhet a gyakorlatban, azaz pontosabb az SRLG-listákat a gömbi reprezentáció segítségével számolni. Mindemellett a hálózat síkban történő reprezentációja által okozott torzulás sokszor kevesebb pontatlanságot eredményez, mint a katasztrófa-jellemzők ismeretének hiánya. Arra a következtetésre jutottam, hogy ezen esetekben a síkbeli reprezentáció a sérülékeny régiók felderítésének célját elegendően jól szolgálja.

- Adott egy **gömbre** rajzolt $G(V, E)$ gerinchálózat + katasztrófa r sugara.
  - maximális meghibásodások: $\mathcal{P}$ "sok" katasztrófa halmaza esetén $O\big(|\mathcal{P}| \cdot \ (|\mathcal{P}| + |V|)\big) \cdot \texttt{poly}$(paraméterek) időben
  - Csak közelítő algoritmus $\mathcal{P}$ "elég sűrű" kell legyen

Korlátos méretű katasztrófák maximális SRLG-i

Tézis 1.2 (Gömbi maximális SRLG-k).

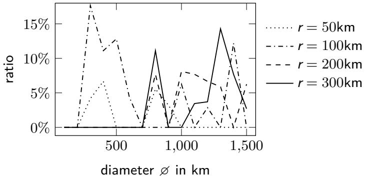
Javasoltam egy heurisztikát, mely egy gömbre rajzolt $G(V, E)$ hálózati topológia esetén, melynek élei geodézislánc alakúak, egy kellőképpen sűrű $\mathcal{P}$ katasztrófaközéppont-halmazt véve $O(|\mathcal{P}|[(|V| + x)\gamma + |\mathcal{P}|\rho_r])$ időben kiszámítja az r sugarú korongok által élenként metszett maximális élhalmazok M_r^s listáját, ahol x az élmetszéspontok száma, γ az egy linket alkotó geodézisek maximális száma, és ρ_r egy r sugarú korong által metszhető élek maximális száma. Szimulációkon keresztül megmutattam, hogy M_r^s és M_r^p különbözhet a gyakorlatban, azaz pontosabb az SRLG-listákat a gömbi reprezentáció segítségével számolni. Mindemellett a hálózat síkban történő reprezentációja által okozott torzulás sokszor kevesebb pontatlanságot eredményez, mint a katasztrófa-jellemzők ismeretének hiánya. Arra a következtetésre jutottam, hogy ezen esetekben a síkbeli reprezentáció a sérülékeny régiók felderítésének célját elegendően jól szolgálja.

- Adott egy **gömbre** rajzolt $G(V, E)$ gerinchálózat + katasztrófa r sugara.
  - maximális meghibásodások: $\mathcal{P}$ "sok" katasztrófa halmaza esetén $O\left(|\mathcal{P}| \cdot \ \left(|\mathcal{P}| + |V|\right)\right) \cdot \texttt{poly}(\text{paraméterek})$ időben
  - Csak közelítő algoritmus $\mathcal{P}$ "elég sűrű" kell legyen
- Új paraméter
  - γ: egy linket alkotó geodézisek max. száma

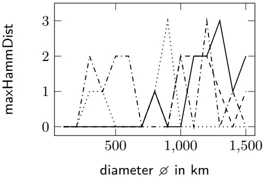
Korlátos méretű katasztrófák maximális SRLG-i

- Síkbeli és gömbi reprezentáció összehasonlítása:

(a) az olasz hálózat (átmérő $\simeq$ 1180km)



(b) A különböző SRLG-k aránya



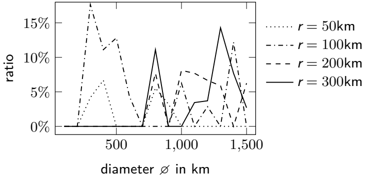
(c) Max. Hamming-távolság a legközelebbi SRLG-hez

Korlátos méretű katasztrófák maximális SRLG-i

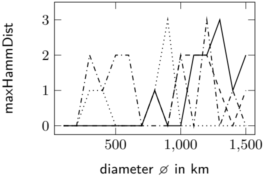
- Síkbeli és gömbi reprezentáció összehasonlítása:
  - különböző SRLG-k aránya:

    ”kicsi, esetleges”, trend: a hálózat átmérőjében növekvő

(a) az olasz hálózat (átmérő $\simeq$ 1180km)



(b) A különböző SRLG-k aránya

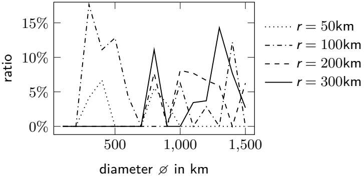


(c) Max. Hamming-távolság a legközelebbi SRLG-hez

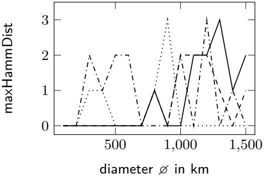
Korlátos méretű katasztrófák maximális SRLG-i

- Síkbeli és gömbi reprezentáció összehasonlítása:
  - különböző SRLG-k aránya:
    "kicsi, esetleges", trend: a hálózat átmérőjében növekvő
  - maximális Hamming-távolság: hasonló

(a) az olasz hálózat (átmérő $\simeq$ 1180km)



(b) A különböző SRLG-k aránya

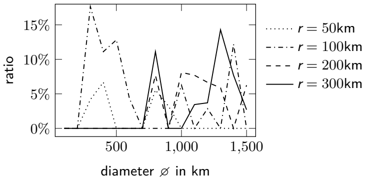


(c) Max. Hamming-távolság a legközelebbi SRLG-hez

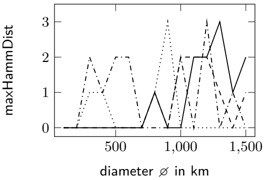
Korlátos méretű katasztrófák maximális SRLG-i

- Síkbeli és gömbi reprezentáció összehasonlítása:
  - különböző SRLG-k aránya:
    "kicsi, esetleges", trend: a hálózat átmérőjében növekvő
  - maximális Hamming-távolság: hasonló
  - kontinentális USA $< 4\%$ skálahibával síkbaágyazható $+$
    katasztrófasugárban akár nagyobb bizonytalanság
    $\rightarrow$ síkreprezentáció sokszor elegendően jól szolgál

(a) az olasz hálózat (átmérő $\simeq 1180$km)



(b) A különböző SRLG-k aránya



(c) Max. Hamming-távolság a legközelebbi SRLG-hez

Maximális SRLG-k limitált geometriai információ esetén

Téziscsoport 2 ([C13, C12, C11, J1]- IEEE/ACM ToN, IEEE DRCN, IEEE RNDM, és IEEE NaNA).

Az üzemi és a tartalékútvonal közti földrajzi távolság biztosítása érdekében a hálózati topológia földrajzi beágyazásának közelítő ismerete esetére javasoltam egy modellt a maximális regionális SRLG-k felsorolására, amely csak a hálózati topológia sematikus térképére támaszkodik. Polinomiális futásidejű algoritmust javasoltam az ebben a modellben leírt hálózatok azon maximális linkhalmazai (SRLG-i) M_k listájának felsorolására, amelyeket egy k csomópontot tartalmazó korong alakkal felülbecsült katasztrófaterület élenként metszhet (k tetszőleges). Elméleti felső korlátot adtam az M_k számosságára. A modell és az adatszerkezet kiértékelésével megmutattam, hogy valós hálózati topológiák és gyakorlati (kis) k értékek kombinációja esetén az M_k egy kezelhetően rövid SRLG-lista.

- 1. Téziscsoport: pontos beágyazás ismert

Maximális SRLG-k limitált geometriai információ esetén

Téziscsoport 2 ([C13, C12, C11, J1]- IEEE/ACM ToN, IEEE DRCN, IEEE RNDM, és IEEE NaNA).

Az üzemi és a tartalékútvonal közti földrajzi távolság biztosítása érdekében a hálózati topológia földrajzi beágyazásának közelítő ismerete esetére javasoltam egy modellt a maximális regionális SRLG-k felsorolására, amely csak a hálózati topológia sematikus térképére támaszkodik. Polinomiális futásidejű algoritmust javasoltam az ebben a modellben leírt hálózatok azon maximális linkhalmazai (SRLG-i) M_k listájának felsorolására, amelyeket egy k csomópontot tartalmazó korong alakkal felülbecsült katasztrófaterület élenként metszhet (k tetszőleges). Elméleti felső korlátot adtam az M_k számosságára. A modell és az adatszerkezet kiértékelésével megmutattam, hogy valós hálózati topológiák és gyakorlati (kis) k értékek kombinációja esetén az M_k egy kezelhetően rövid SRLG-lista.

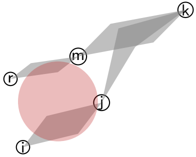
- 1. Téziscsoport: pontos beágyazás ismert
  - probléma: bérelt topológia esetén nem igaz

Maximális SRLG-k limitált geometriai információ esetén

Téziscsoport 2 ([C13, C12, C11, J1]- IEEE/ACM ToN, IEEE DRCN, IEEE RNDM, és IEEE NaNA).

Az üzemi és a tartalékútvonal közti földrajzi távolság biztosítása érdekében a hálózati topológia földrajzi beágyazásának közelítő ismerete esetére javasoltam egy modellt a maximális regionális SRLG-k felsorolására, amely csak a hálózati topológia sematikus térképére támaszkodik. Polinomiális futásidejű algoritmust javasoltam az ebben a modellben leírt hálózatok azon maximális linkhalmazai (SRLG-i) M_k listájának felsorolására, amelyeket egy k csomópontot tartalmazó korong alakkal felülbecsült katasztrófaterület élenként metszhet (k tetszőleges). Elméleti felső korlátot adtam az M_k számosságára. A modell és az adatszerkezet kiértékelésével megmutattam, hogy valós hálózati topológiák és gyakorlati (kis) k értékek kombinációja esetén az M_k egy kezelhetően rövid SRLG-lista.

- 1. Téziscsoport: pontos beágyazás ismert
  - probléma: bérelt topológia esetén nem igaz
  - linkek, csúcsok környezetei nem elegek: földrajzilag közeli linkek kimaradhatnak

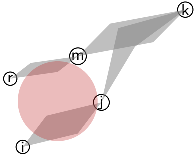


Maximális SRLG-k limitált geometriai információ esetén

Téziscsoport 2 ([C13, C12, C11, J1]- IEEE/ACM ToN, IEEE DRCN, IEEE RNDM, és IEEE NaNA).

Az üzemi és a tartalékútvonal közti földrajzi távolság biztosítása érdekében a hálózati topológia földrajzi beágyazásának közelítő ismerete esetére javasoltam egy modellt a maximális regionális SRLG-k felsorolására, amely csak a hálózati topológia sematikus térképére támaszkodik. Polinomiális futásidejű algoritmust javasoltam az ebben a modellben leírt hálózatok azon maximális linkhalmazai (SRLG-i) M_k listájának felsorolására, amelyeket egy k csomópontot tartalmazó korong alakkal felülbecsült katasztrófaterület élenként metszhet (k tetszőleges). Elméleti felső korlátot adtam az M_k számosságára. A modell és az adatszerkezet kiértékelésével megmutattam, hogy valós hálózati topológiák és gyakorlati (kis) k értékek kombinációja esetén az M_k egy kezelhetően rövid SRLG-lista.

- 1. Téziscsoport: pontos beágyazás ismert
  - probléma: bérelt topológia esetén nem igaz
  - linkek, csúcsok környezetei nem elegek:
    földrajzilag közeli linkek kimaradhatnak
- 2. Téziscsoport: sematikus térkép elég

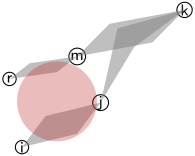


Maximális SRLG-k limitált geometriai információ esetén

Téziscsoport 2 ([C13, C12, C11, J1]- IEEE/ACM ToN, IEEE DRCN, IEEE RNDM, és IEEE NaNA).

Az üzemi és a tartalékútvonal közti földrajzi távolság biztosítása érdekében a hálózati topológia földrajzi beágyazásának közelítő ismerete esetére javasoltam egy modellt a maximális regionális SRLG-k felsorolására, amely csak a hálózati topológia sematikus térképére támaszkodik. Polinomiális futásidejű algoritmust javasoltam az ebben a modellben leírt hálózatok azon maximális linkhalmazai (SRLG-i) M_k listájának felsorolására, amelyeket egy k csomópontot tartalmazó korong alakkal felülbecsült katasztrófaterület élenként metszhet (k tetszőleges). Elméleti felső korlátot adtam az M_k számosságára. A modell és az adatszerkezet kiértékelésével megmutattam, hogy valós hálózati topológiák és gyakorlati (kis) k értékek kombinációja esetén az M_k egy kezelhetően rövid SRLG-lista.

- 1. Téziscsoport: pontos beágyazás ismert
  - probléma: bérelt topológia esetén nem igaz
  - linkek, csúcsok környezetei nem elegek: földrajzilag közeli linkek kimaradhatnak
- 2. Téziscsoport: sematikus térkép elég
  - modell

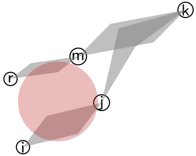


Maximális SRLG-k limitált geometriai információ esetén

Téziscsoport 2 ([C13, C12, C11, J1]- IEEE/ACM ToN, IEEE DRCN, IEEE RNDM, és IEEE NaNA).

Az üzemi és a tartalékútvonal közti földrajzi távolság biztosítása érdekében a hálózati topológia földrajzi beágyazásának közelítő ismerete esetére javasoltam egy modellt a maximális regionális SRLG-k felsorolására, amely csak a hálózati topológia sematikus térképére támaszkodik. Polinomiális futásidejű algoritmust javasoltam az ebben a modellben leírt hálózatok azon maximális linkhalmazai (SRLG-i) M_k listájának felsorolására, amelyeket egy k csomópontot tartalmazó korong alakkal felülbecsült katasztrófaterület élenként metszhet (k tetszőleges). Elméleti felső korlátot adtam az M_k számosságára. A modell és az adatszerkezet kiértékelésével megmutattam, hogy valós hálózati topológiák és gyakorlati (kis) k értékek kombinációja esetén az M_k egy kezelhetően rövid SRLG-lista.

- 1. Téziscsoport: pontos beágyazás ismert
  - probléma: bérelt topológia esetén nem igaz
  - linkek, csúcsok környezetei nem elegek:
    földrajzilag közeli linkek kimaradhatnak
- 2. Téziscsoport: sematikus térkép elég
  - modell
  - legrosszabb helyek számára elméleti felső korlát

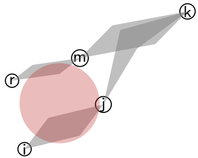


Maximális SRLG-k limitált geometriai információ esetén

Téziscsoport 2 ([C13, C12, C11, J1]- IEEE/ACM ToN, IEEE DRCN, IEEE RNDM, és IEEE NaNA).

Az üzemi és a tartalékútvonal közti földrajzi távolság biztosítása érdekében a hálózati topológia földrajzi beágyazásának közelítő ismerete esetére javasoltam egy modellt a maximális regionális SRLG-k felsorolására, amely csak a hálózati topológia sematikus térképére támaszkodik. Polinomiális futásidejű algoritmust javasoltam az ebben a modellben leírt hálózatok azon maximális linkhalmazai (SRLG-i) M_k listájának felsorolására, amelyeket egy k csomópontot tartalmazó korong alakkal felülbecsült katasztrófaterület élenként metszhet (k tetszőleges). Elméleti felső korlátot adtam az M_k számosságára. A modell és az adatszerkezet kiértékelésével megmutattam, hogy valós hálózati topológiák és gyakorlati (kis) k értékek kombinációja esetén az M_k egy kezelhetően rövid SRLG-lista.

- 1. Téziscsoport: pontos beágyazás ismert
  - probléma: bérelt topológia esetén nem igaz
  - linkek, csúcsok környezetei nem elegek:
    földrajzilag közeli linkek kimaradhatnak
- 2. Téziscsoport: sematikus térkép elég
  - modell
  - legrosszabb helyek számára elméleti felső korlát
  - polinomiális algoritmus

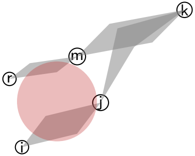


Maximális SRLG-k limitált geometriai információ esetén

Téziscsoport 2 ([C13, C12, C11, J1]- IEEE/ACM ToN, IEEE DRCN, IEEE RNDM, és IEEE NaNA).

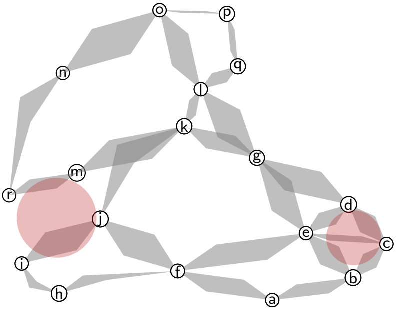
Az üzemi és a tartalékútvonal közti földrajzi távolság biztosítása érdekében a hálózati topológia földrajzi beágyazásának közelítő ismerete esetére javasoltam egy modellt a maximális regionális SRLG-k felsorolására, amely csak a hálózati topológia sematikus térképére támaszkodik. Polinomiális futásidejű algoritmust javasoltam az ebben a modellben leírt hálózatok azon maximális linkhalmazai (SRLG-i) M_k listájának felsorolására, amelyeket egy k csomópontot tartalmazó korong alakkal felülbecsült katasztrófaterület élenként metszhet (k tetszőleges). Elméleti felső korlátot adtam az M_k számosságára. A modell és az adatszerkezet kiértékelésével megmutattam, hogy valós hálózati topológiák és gyakorlati (kis) k értékek kombinációja esetén az M_k egy kezelhetően rövid SRLG-lista.

- 1. Téziscsoport: pontos beágyazás ismert
  - probléma: bérelt topológia esetén nem igaz
  - linkek, csúcsok környezetei nem elegek:
    földrajzilag közeli linkek kimaradhatnak
- 2. Téziscsoport: sematikus térkép elég
  - modell
  - legrosszabb helyek számára elméleti felső korlát
  - polinomiális algoritmus
  - szimulációk



Tézis 2.1 (Limitált geometriai információs modell).

Az üzemi és a tartalékútvonal közti földrajzi távolság biztosítása érdekében a hálózati topológia földrajzi beágyazásának közelítő ismerete esetére a következő modellt javasoltam. A (nem feltétlenül síkbarajzolható) hálózatot egy $G = (V, E)$ irányítatlan összefüggő geometriai gráfként modellezem, $|V| \geq 3$ csomóponttal. A gráf csomópontjai pontokként vannak beágyazva az euklideszi síkba, és pontos koordinátáik ismertek. Ezzel ellentétben az élek pontos helye nem ismeretes, hanem felteszem, hogy minden e élhez tartozik egy azt tartalmazó e^p tartalmazó sokszöglap. A katasztrófa-területekről feltételezem, hogy tetszőleges sugarú és középpontú, de legfeljebb k csomópontot tartalmazó korongot alkotnak, ahol $k \in \{0, |V| - 2\}$. Az ilyen katasztrófák által okozott meghibásodásokat regionális link-k-csúcs hibáknak nevezem.



Példa: Egy $G = (V, E)$ hálózat a linkjeit tartalmazó, $\gamma = 4$ oldalú sokszöglapokkal, $|V| = 18$, és néhány, $k = 0$ csúcsot fedő koronggal.

Maximális SRLG-k limitált geometriai információ esetén

Tézis 2.2 (Regionális SRLG-k limitált geometriai információ esetén).

A hálózati topológia euklideszi síkba ágyazott $G(V,E)$ gráfként való értelmezése esetére, ahol minden $e \in E$ link egy kapcsolódó legfeljebb γ oldalú sokszöglap alakú e^p régióban fut valahol, javasoltam egy algoritmust, mely $O\left(|V|^2\left(\left(k^2+1\right)\rho_k^3+\rho_k\gamma+(k+1+\log(|V|\rho_0))\,\rho_0\gamma\right)\right)$ időben kiszámítja azon maximális linkhalmazok M_k listáját, amelyeket egy legfeljebb k csomópontot tartalmazó korong alakú katasztrófa élenként metszhet, ahol ahol ρ_k a legfeljebb k csomópontot tartalmazó korong által metszett linkek maximális számát jelöli. Bebizonyítottam, hogy az M_k lista $O\left(|V|\,(k+1)\,\rho_k\right)$ elemű.

- Adott a síkban egy $G(V,E)$ gerinchálózat

  csúcsok, éleket tartalmazó sokszöglapok helye ismert

  a katasztrófa k csúcsot fedhet pl. $k=0$ vagy 1

Maximális SRLG-k limitált geometriai információ esetén

Tézis 2.2 (Regionális SRLG-k limitált geometriai információ esetén).

A hálózati topológia euklideszi síkba ágyazott $G(V,E)$ gráfként való értelmezése esetére, ahol minden $e \in E$ link egy kapcsolódó legfeljebb γ oldalú sokszöglap alakú e^p régióban fut valahol, javasoltam egy algoritmust, mely $O\left(|V|^2\left(\left(k^2+1\right)\rho_k^3+\rho_k\gamma+(k+1+\log(|V|\rho_0))\,\rho_0\gamma\right)\right)$ időben kiszámítja azon maximális linkhalmazok M_k listáját, amelyeket egy legfeljebb k csomópontot tartalmazó korong alakú katasztrófa élenként metszhet, ahol ahol ρ_k a legfeljebb k csomópontot tartalmazó korong által metszett linkek maximális számát jelöli. Bebizonyítottam, hogy az M_k lista $O\left(|V|\,(k+1)\,\rho_k\right)$ elemű.

- Adott a síkban egy $G(V,E)$ gerinchálózat
  csúcsok, éleket tartalmazó sokszöglapok helye ismert
  a katasztrófa k csúcsot fedhet pl. $k=0$ vagy 1
  - $\#$ legrosszabb helyek $\leq$ *csúcsszám* $\cdot k \cdot$ *(legtöbb egyszerre kiütött link)* $\cdot$ *konstans*

Maximális SRLG-k limitált geometriai információ esetén

Tézis 2.2 (Regionális SRLG-k limitált geometriai információ esetén).

A hálózati topológia euklideszi síkba ágyazott $G(V,E)$ gráfként való értelmezése esetére, ahol minden $e \in E$ link egy kapcsolódó legfeljebb γ oldalú sokszöglap alakú e^P régióban fut valahol, javasoltam egy algoritmust, mely $O\left(|V|^2\left(\left(k^2+1\right)\rho_k^3+\rho_k\gamma+(k+1+\log(|V|\rho_0))\,\rho_0\gamma\right)\right)$ időben kiszámítja azon maximális linkhalmazok M_k listáját, amelyeket egy legfeljebb k csomópontot tartalmazó korong alakú katasztrófa élenként metszhet, ahol ahol ρ_k a legfeljebb k csomópontot tartalmazó korong által metszett linkek maximális számát jelöli. Bebizonyítottam, hogy az M_k lista $O\left(|V|\,(k+1)\,\rho_k\right)$ elemű.

- Adott a síkban egy $G(V,E)$ gerinchálózat
  csúcsok, éleket tartalmazó sokszöglapok helye ismert
  a katasztrófa k csúcsot fedhet pl. $k=0$ vagy 1
  - $\#$ legrosszabb helyek $\leq$ *csúcsszám* $\cdot k \cdot$ *(legtöbb egyszerre kiütött link)* $\cdot$ *konstans*
  - $|V|$-ben kb. négyzetes futásidejű algoritmus
    $O(|V|^2 \log |V|) \cdot \texttt{poly}(\text{paraméterek})$

Maximális SRLG-k limitált geometriai információ esetén

Tézis 2.2 (Regionális SRLG-k limitált geometriai információ esetén).

A hálózati topológia euklideszi síkba ágyazott $G(V,E)$ gráfként való értelmezése esetére, ahol minden $e \in E$ link egy kapcsolódó legfeljebb γ oldalú sokszöglap alakú e^p régióban fut valahol, javasoltam egy algoritmust, mely $O\left(|V|^2\left(\left(k^2+1\right)\rho_k^3+\rho_k\gamma+(k+1+\log(|V|\rho_0))\,\rho_0\gamma\right)\right)$ időben kiszámítja azon maximális linkhalmazok M_k listáját, amelyeket egy legfeljebb k csomópontot tartalmazó korong alakú katasztrófa élenként metszhet, ahol ahol ρ_k a legfeljebb k csomópontot tartalmazó korong által metszett linkek maximális számát jelöli. Bebizonyítottam, hogy az M_k lista $O\left(|V|\left(k+1\right)\rho_k\right)$ elemű.

- Adott a síkban egy $G(V,E)$ gerinchálózat
  csúcsok, éleket tartalmazó sokszöglapok helye ismert
  a katasztrófa k csúcsot fedhet pl. $k=0$ vagy 1
  - $\#$ legrosszabb helyek $\leq$ *csúcsszám* $\cdot k \cdot$ *(legtöbb egyszerre kiütött link)* $\cdot$ *konstans*
  - $|V|$-ben kb. négyzetes futásidejű algoritmus
    $O(|V|^2 \log|V|)\cdot \texttt{poly}(\text{paraméterek})$
- Paraméterek
  - k: $\max\#$ (egyszerre kiütött csúcsok)

Maximális SRLG-k limitált geometriai információ esetén

Tézis 2.2 (Regionális SRLG-k limitált geometriai információ esetén).

A hálózati topológia euklideszi síkba ágyazott $G(V, E)$ gráfként való értelmezése esetére, ahol minden $e \in E$ link egy kapcsolódó legfeljebb γ oldalú sokszöglap alakú e^p régióban fut valahol, javasoltam egy algoritmust, mely $O\left(|V|^2\left(\left(k^2+1\right)\rho_k^3+\rho_k\gamma+(k+1+\log(|V|\rho_0))\,\rho_0\gamma\right)\right)$ időben kiszámítja azon maximális linkhalmazok M_k listáját, amelyeket egy legfeljebb k csomópontot tartalmazó korong alakú katasztrófa élenként metszhet, ahol ahol ρ_k a legfeljebb k csomópontot tartalmazó korong által metszett linkek maximális számát jelöli. Bebizonyítottam, hogy az M_k lista $O\left(|V|\,(k+1)\,\rho_k\right)$ elemű.

- Adott a síkban egy $G(V, E)$ gerinchálózat

  csúcsok, éleket tartalmazó sokszöglapok helye ismert

  a katasztrófa k csúcsot fedhet pl. $k = 0$ vagy 1
  - $\#$ legrosszabb helyek $\leq$ *csúcsszám* $\cdot k \cdot$ *(legtöbb egyszerre kiütött link)* $\cdot$ *konstans*
  - $|V|$-ben kb. négyzetes futásidejű algoritmus

    $O(|V|^2 \log |V|) \cdot \texttt{poly}(\text{paraméterek})$
- Paraméterek
  - k: $\max\#$ (egyszerre kiütött csúcsok)
  - ρ_k: $\max\#$ (egyszerre kiütött linkek) $\rightarrow$ gyakorlatban r-rel arányos

Maximális SRLG-k limitált geometriai információ esetén

Tézis 2.2 (Regionális SRLG-k limitált geometriai információ esetén).

A hálózati topológia euklideszi síkba ágyazott $G(V,E)$ gráfként való értelmezése esetére, ahol minden $e \in E$ link egy kapcsolódó legfeljebb γ oldalú sokszöglap alakú e^p régióban fut valahol, javasoltam egy algoritmust, mely $O\left(|V|^2\left(\left(k^2+1\right)\rho_k^3+\rho_k\gamma+(k+1+\log(|V|\rho_0))\,\rho_0\gamma\right)\right)$ időben kiszámítja azon maximális linkhalmazok M_k listáját, amelyeket egy legfeljebb k csomópontot tartalmazó korong alakú katasztrófa élenként metszhet, ahol ahol ρ_k a legfeljebb k csomópontot tartalmazó korong által metszett linkek maximális számát jelöli. Bebizonyítottam, hogy az M_k lista $O\left(|V|\,(k+1)\,\rho_k\right)$ elemű.

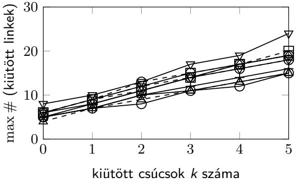
- Adott a síkban egy $G(V,E)$ gerinchálózat
  csúcsok, éleket tartalmazó sokszöglapok helye ismert
  a katasztrófa k csúcsot fedhet pl. $k=0$ vagy 1
  - \# legrosszabb helyek $\leq$ *csúcsszám* $\cdot k \cdot$ *(legtöbb egyszerre kiütött link)* $\cdot$ *konstans*
  - $|V|$-ben kb. négyzetes futásidejű algoritmus
    $O(|V|^2 \log|V|) \cdot \texttt{poly}(\text{paraméterek})$
- Paraméterek
  - k: $\max\#$ (egyszerre kiütött csúcsok)
  - ρ_k: $\max\#$ (egyszerre kiütött linkek) $\rightarrow$ gyakorlatban r-rel arányos
  - γ: $\max\#$ (oldala a tartalmazó sokszöglapnak) $\rightarrow$ "kicsi"

Maximális SRLG-k limitált geometriai információ esetén

- Szimulációs eredmények

Name	$\|V\|$	$\|E\|$	# SRLG $k=0$	# SRLG $k=1$
Pan-EU	10	16	14	27
EU (Optic)	17	40	44	57
EU (Nobel)	19	32	36	53
US	21	39	48	57
N.-American	28	50	65	83
US (NFSNet)	44	73	88	128
US (Fibre)	81	141	137	177
US (Deltacom)	103	302	158	218
US (Sprint-Phys)	111	160	156	208
US (ATT-L1)	126	208	190	255
US (Att-Phys)	209	314	256	322

(a) Vizsgált hálózati topológiák



(b) max # (egyszerre kiütött linkek)

Tézis 2.3.

Valódi hálózati topológiák esetén, amelyek éleit végpontjaik közötti töröttvonalaknak, illetve szakaszoknak tekintettem, a legfeljebb k csomópontot tartalmazó korong által élenként metszhető maximális linkhalmazok M_k listája $k=0$ és $k=1$ esetén rendre $\approx 1,2 \cdot |V|$ és $\approx 2,2 \cdot |V|$ elemű. Ezenfelül $|M_k|$ szublineárisan növekszik k függvényében. Az egy darab k csomópontot tartalmazó korong által metszett linkek maximális számát jelző ρ_k paraméter $k=0$ és $k=1$ esetén minden hálózat esetében ≤ 10, és $k=5$ esetén csak < 25-re nőtt. Arra a következtetésre jutottam, hogy az M_k lista mérete a gyakorlati k értékek esetében kezelhetően kicsi.

Maximális SRLG-k limitált geometriai információ esetén

- Szimulációs eredmények
  - # legr. helyek, ha kiütött csúcsok száma

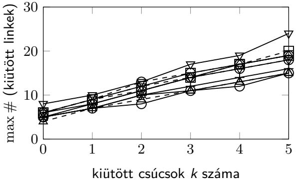
    $k = 0$: $\simeq 1,2|V|$

    $k = 1$: $\simeq 2,2|V|$

    k-ban szublineárisan nő

Name	$\|V\|$	$\|E\|$	# SRLG $k = 0$	# SRLG $k = 1$
Pan-EU	10	16	14	27
EU (Optic)	17	40	44	57
EU (Nobel)	19	32	36	53
US	21	39	48	57
N.-American	28	50	65	83
US (NFSNet)	44	73	88	128
US (Fibre)	81	141	137	177
US (Deltacom)	103	302	158	218
US (Sprint-Phys)	111	160	156	208
US (ATT-L1)	126	208	190	255
US (Att-Phys)	209	314	256	322

(a) Vizsgált hálózati topológiák



(b) max # (egyszerre kiütött linkek)

Tézis 2.3.

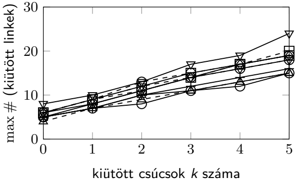
Valódi hálózati topológiák esetén, amelyek éleit végpontjaik közötti töröttvonalaknak, illetve szakaszoknak tekintettem, a legfeljebb k csomópontot tartalmazó korong által élenként metszhető maximális linkhalmazok M_k listája $k = 0$ és $k = 1$ esetén rendre $\approx 1,2 \cdot |V|$ és $\approx 2,2 \cdot |V|$ elemű. Ezenfelül $|M_k|$ szublineárisan növekszik k függvényében. Az egy darab k csomópontot tartalmazó korong által metszett linkek maximális számát jelző ρ_k paraméter $k = 0$ és $k = 1$ esetén minden hálózat esetében ≤ 10, és $k = 5$ esetén csak < 25-re nőtt. Arra a következtetésre jutottam, hogy az M_k lista mérete a gyakorlati k értékek esetében kezelhetően kicsi.

Maximális SRLG-k limitált geometriai információ esetén

- Szimulációs eredmények
  - $\#$ legr. helyek, ha kiütött csúcsok száma
    $k = 0$: $\simeq 1,2|V|$
    $k = 1$: $\simeq 2,2|V|$
    k-ban szublineárisan nő
  - $\max \#$ (kiütött linkek)
    $k = 0$: ≤ 10
    $k = 1$: ≤ 10
    $k = 5$: < 25

Name	$\|V\|$	$\|E\|$	$\#$ SRLG $k=0$	$\#$ SRLG $k=1$
Pan-EU	10	16	14	27
EU (Optic)	17	40	44	57
EU (Nobel)	19	32	36	53
US	21	39	48	57
N.-American	28	50	65	83
US (NFSNet)	44	73	88	128
US (Fibre)	81	141	137	177
US (Deltacom)	103	302	158	218
US (Sprint-Phys)	111	160	156	208
US (ATT-L1)	126	208	190	255
US (Att-Phys)	209	314	256	322

(a) Vizsgált hálózati topológiák



(b) $\max \#$ (egyszerre kiütött linkek)

Tézis 2.3.

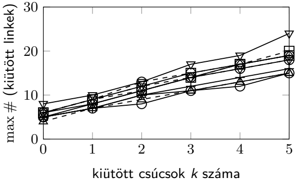
Valódi hálózati topológiák esetén, amelyek éleit végpontjaik közötti töröttvonalaknak, illetve szakaszoknak tekintettem, a legfeljebb k csomópontot tartalmazó korong által élenként metszhető maximális linkhalmazok M_k listája $k = 0$ és $k = 1$ esetén rendre $\approx 1,2 \cdot |V|$ és $\approx 2,2 \cdot |V|$ elemű. Ezenfelül $|M_k|$ szublineárisan növekszik k függvényében. Az egy darab k csomópontot tartalmazó korong által metszett linkek maximális számát jelző ρ_k paraméter $k = 0$ és $k = 1$ esetén minden hálózat esetében ≤ 10, és $k = 5$ esetén csak < 25-re nőtt. Arra a következtetésre jutottam, hogy az M_k lista mérete a gyakorlati k értékek esetében kezelhetően kicsi.

Maximális SRLG-k limitált geometriai információ esetén

- Szimulációs eredmények
  - $\#$ legr. helyek, ha kiütött csúcsok száma
    $k = 0$: $\simeq 1,2|V|$
    $k = 1$: $\simeq 2,2|V|$
    k-ban szublineárisan nő
  - $\max \#$ (kiütött linkek)
    $k = 0$: ≤ 10
    $k = 1$: ≤ 10
    $k = 5$: < 25
  - Maximális hibák tárolása kezelhető

Name	$\|V\|$	$\|E\|$	# SRLG $k = 0$	# SRLG $k = 1$
Pan-EU	10	16	14	27
EU (Optic)	17	40	44	57
EU (Nobel)	19	32	36	53
US	21	39	48	57
N.-American	28	50	65	83
US (NFSNet)	44	73	88	128
US (Fibre)	81	141	137	177
US (Deltacom)	103	302	158	218
US (Sprint-Phys)	111	160	156	208
US (ATT-L1)	126	208	190	255
US (Att-Phys)	209	314	256	322

(a) Vizsgált hálózati topológiák

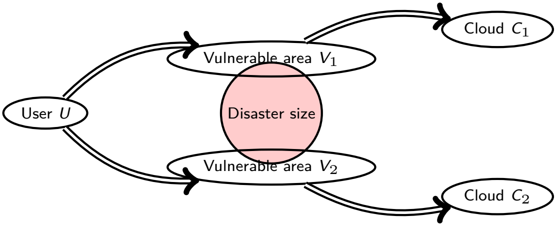


(b) $\max \#$ (egyszerre kiütött linkek)

Tézis 2.3.

Valódi hálózati topológiák esetén, amelyek éleit végpontjaik közötti töröttvonalaknak, illetve szakaszoknak tekintettem, a legfeljebb k csomópontot tartalmazó korong által élenként metszhető maximális linkhalmazok M_k listája $k = 0$ és $k = 1$ esetén rendre $\approx 1,2 \cdot |V|$ és $\approx 2,2 \cdot |V|$ elemű. Ezenfelül $|M_k|$ szublineárisan növekszik k függvényében. Az egy darab k csomópontot tartalmazó korong által metszett linkek maximális számát jelző ρ_k paraméter $k = 0$ és $k = 1$ esetén minden hálózat esetében ≤ 10, és $k = 5$ esetén csak < 25-re nőtt. Arra a következtetésre jutottam, hogy az M_k lista mérete a gyakorlati k értékek esetében kezelhetően kicsi.

Probabilisztikus SRLG-k



PSRLG felsoroláshoz kapcsolódó cikkek

Téziscsoport 3 ([C4, C9, J3]-IEEE JSAC, IEEE INFOCOM, és IEEE RNDM).

Definiáltam a katasztrófák okozta linkmeghibásodások egy olyan sztochasztikus modelljét, amely figyelembe veszi a földrajzilag egymáshoz közel eső linkek meghibásodásai közötti korrelációt. A probabilisztikus SRLG-kkel kapcsolatos fogalmak és terminológia egységesítése érdekében szabványos adatstruktúrákat javasoltam a katasztrófaveszély valószínűségeinek tárolására. A korong alakú katasztrófák esetében ezen adatszerkezetek méretére és lekérdezési idejére elméleti felső korlátokat adtam. A modell és az adatszerkezetek kiértékelésével kimutattam, hogy valós szeizmikus adatok bemenete esetén ezek az adatszerkezetek kezelhető méretűek.

- korábbi cikkek: "PSRLG": ad-hoc definíciók
  katasztrófaeseményen belül nem veszik figyelembe a linkek meghibásodásai közti korrelációt

Cikk	Jelen diszszertációban	Cél	Korreláció figyelembe vétele	Természeti csapás / támadás
Lee et al. [6]	✗	(PSRLG-k bemenetként)	✗	-
Agarwal et al. [7, 8]	✗	legsérülékenyebb pont	✗	támadás
Oostenbrink et al. [9]	✗	FP lista	(✓)	-
Vass, Tapolcai, Valentini et al. [C9, C4, J3]	Tézis #3	FP lista + CFP lista	✓	természeti csapás (földrengés)

PSRLG felsoroláshoz kapcsolódó cikkek

Téziscsoport 3 ([C4, C9, J3]-IEEE JSAC, IEEE INFOCOM, és IEEE RNDM).

Definiáltam a katasztrófák okozta linkmeghibásodások egy olyan sztochasztikus modelljét, amely figyelembe veszi a földrajzilag egymáshoz közel eső linkek meghibásodásai közötti korrelációt. A probabilisztikus SRLG-kkel kapcsolatos fogalmak és terminológia egységesítése érdekében szabványos adatstruktúrákat javasoltam a katasztrófaveszély valószínűségeinek tárolására. A korong alakú katasztrófák esetében ezen adatszerkezetek méretére és lekérdezési idejére elméleti felső korlátokat adtam. A modell és az adatszerkezetek kiértékelésével kimutattam, hogy valós szeizmikus adatok bemenete esetén ezek az adatszerkezetek kezelhető méretűek.

- korábbi cikkek: "PSRLG": ad-hoc definíciók
  katasztrófaeseményen belül nem veszik figyelembe a linkek meghibásodásai közti korrelációt
- 3. Téziscsoport: "PSRLG": standard definíciók (FP, CFP)
  hibamodell: figyelembe veszi a korrelációt

Cikk	Jelen disszertációban	Cél	Korreláció figyelembe vétele	Természeti csapás / támadás
Lee et al. [6]	✗	(PSRLG-k bemenetként)	✗	-
Agarwal et al. [7, 8]	✗	legsérülékenyebb pont	✗	támadás
Oostenbrink et al. [9]	✗	FP lista	(✓)	-
Vass, Tapolcai, Valentini et al. [C9, C4, J3]	Tézis #3	FP lista + CFP lista	✓	természeti csapás (földrengés)

Katasztrófák okozta korrelált linkmeghibásodások PSRLG-i

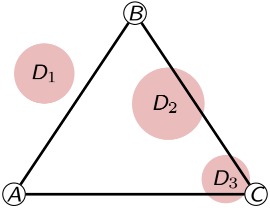
- Standard adatszerkezetek
  - FP(S): annak valószínűsége, hogy **pontosan** S hibásodik meg
  - CFP(S): annak valószínűsége, hogy **legalább** S meghibásodik

Katasztrófák okozta korrelált linkmeghibásodások PSRLG-i

- Standard adatszerkezetek
  - FP(S): annak valószínűsége, hogy **pontosan** S hibásodik meg
  - CFP(S): annak valószínűsége, hogy **legalább** S meghibásodik
    - "ha S meghibásodása esetén nem működik a hálózat, $T \supseteq S$ esetén se fog"

- Standard adatszerkezetek
  - FP(S): annak valószínűsége, hogy **pontosan** S hibásodik meg
  - CFP(S): annak valószínűsége, hogy **legalább** S meghibásodik
    - "ha S meghibásodása esetén nem működik a hálózat, $T \supseteq S$ esetén se fog"

- FP értékek a példán
  - FP$(\{AC\}, \{BC\}) = 0,5$
  - FP$(\{BC\}) = 0,3$
  - FP$(\emptyset) = 0,2$
- CFP értékek:
  - CFP$(\{BC\}) = 0,8$
  - CFP$(\{AC\}) = 0,5$
  - CFP$(\{AC\}, \{BC\}) = 0,5$
  - CFP(minden más) $= 0$



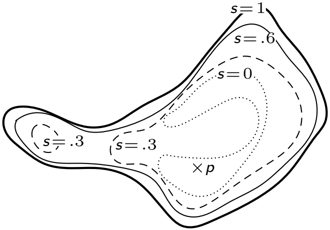
$P(D_1) = 0,2,$
$P(D_2) = 0,3,$
$P(D_3) = 0,5$

Katasztrófák okozta korrelált linkmeghibásodások PSRLG-i

Tézis 3.1 (Korreláltlinkhiba-modell).

A földrengések viselkedéséből kiindulva definiáltam a katasztrófák okozta linkmeghibásodások egy sztochasztikus modelljét. Ez a modell az első, amely kifejezetten figyelembe veszi az ugyanazon katasztrófa által érintett linkek meghibásodásai közötti korrelációt. A közös kockázatú linkcsoportok (SRLG-k) valószínűségi kiterjesztéseihez kapcsolódó fogalmak és terminológia egységesítése érdekében két szabványos adatszerkezetet javasoltam a katasztrófaveszély valószínűségeinek tárolására: egy S linkhalmaz esetén FP(S) és CFP(S) rendre annak a valószínűségét jelöli, hogy pontosan, illetve legalább S hibásodik meg.

- Hibamodell
  - p: katasztrófaközéppont a síkban
    sűrűségfüggvénye ismert

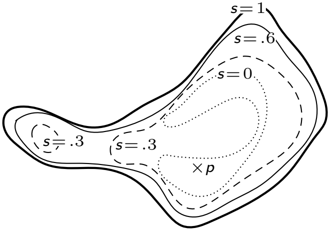


Katasztrófák okozta korrelált linkmeghibásodások PSRLG-i

Tézis 3.1 (Korreláltlinkhiba-modell).

A földrengések viselkedéséből kiindulva definiáltam a katasztrófák okozta linkmeghibásodások egy sztochasztikus modelljét. Ez a modell az első, amely kifejezetten figyelembe veszi az ugyanazon katasztrófa által érintett linkek meghibásodásai közötti korrelációt. A közös kockázatú linkcsoportok (SRLG-k) valószínűségi kiterjesztéseihez kapcsolódó fogalmak és terminológia egységesítése érdekében két szabványos adatszerkezetet javasoltam a katasztrófaveszély valószínűségeinek tárolására: egy S linkhalmaz esetén FP(S) és CFP(S) rendre annak a valószínűségét jelöli, hogy pontosan, illetve legalább S hibásodik meg.

- Hibamodell
  - *p*: katasztrófaközéppont a síkban
    sűrűségfüggvénye ismert
  - $s \in [0,1]$: katasztrófa relatív mérete
    adott *p* és *s* esetén a katasztrófaterület ismert

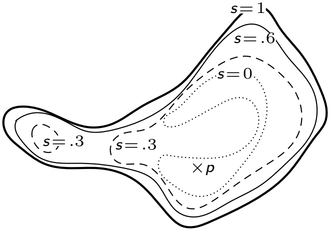


Katasztrófák okozta korrelált linkmeghibásodások PSRLG-i

Tézis 3.1 (Korreláltlinkhiba-modell).

A földrengések viselkedéséből kiindulva definiáltam a katasztrófák okozta linkmeghibásodások egy sztochasztikus modelljét. Ez a modell az első, amely kifejezetten figyelembe veszi az ugyanazon katasztrófa által érintett linkek meghibásodásai közötti korrelációt. A közös kockázatú linkcsoportok (SRLG-k) valószínűségi kiterjesztéseihez kapcsolódó fogalmak és terminológia egységesítése érdekében két szabványos adatszerkezetet javasoltam a katasztrófaveszély valószínűségeinek tárolására: egy S linkhalmaz esetén FP(S) és CFP(S) rendre annak a valószínűségét jelöli, hogy pontosan, illetve legalább S hibásodik meg.

- Hibamodell
  - p: katasztrófaközéppont a síkban
    sűrűségfüggvénye ismert
  - $s \in [0, 1]$: katasztrófa relatív mérete
    adott p és s esetén a
    katasztrófaterület ismert
- 3.1. Tézis:
  Hibamodell + FP és CFP struktúrák



Katasztrófák okozta korrelált linkmeghibásodások PSRLG-i

- Tárkomplexitás vs. lekérdezési idő L_p metrikában korong alakú katasztrófák esetén

Adatszerkezet neve	Tárkomplexitás	Lekérdezési idő
CFP	$\Omega(2^\rho)$ és $O(2^\rho(\lvert V\rvert + x)\rho^2\gamma^4)$	hash-elés: *konstans* nagy vszggel. kiegyensúlyozott bináris fa: $O(\rho\log((\lvert V\rvert + x)\rho\gamma))$ legrosszabb esetben
FP	$O((\lvert V\rvert + x)\rho^2\gamma^4)$	$O((\lvert V\rvert + x)\rho^2\gamma^4)$

Tézis 3.2 (A javasolt adatszerkezetek tárkomplexitása és a lekérdezés bonyolultsága).

Egy adott L_p metrikában korong alakú katasztrófák esetén, a $G(V, E)$ hálózati topológiát az euklideszi síkban ábrázolva, a linkeket legfeljebb γ szakaszból álló töröttvonalaknak tekintve, a linkek kereszteződéseinek számát x-szel, egy katasztrófa által érintett linkek maximális számát pedig ρ-val jelölve, a következőket bizonyítottam. Azon $S \subseteq E$ linkhalmazok száma, melyekre $FP(S)$ szigorúan pozitív, $O((\lvert V\rvert + x)\rho^2\gamma^4)$. Azon $S \subseteq E$ linkhalmazok számának, melyekre $CFP(S) > 0$, alsó és felső korlátai rendre $\Omega(2^\rho)$, és $O(2^\rho(\lvert V\rvert + x)\rho^2\gamma^4)$. Az összes pozitív CFP-t kiegyensúlyozott bináris fában tárolva egy adott linkhalmaz CFP-jének lekérdezési ideje $O(\rho\log((\lvert V\rvert + x)\rho\gamma))$. Az összes pozitív FP-t egy listában tárolva egy adott linkhalmaz CFP-jének lekérdezési ideje $O((\lvert V\rvert + x)\rho^2\gamma^4)$.

Katasztrófák okozta korrelált linkmeghibásodások PSRLG-i

- Tárkomplexitás vs. lekérdezési idő L_p metrikában korong alakú katasztrófák esetén
  - ρ: $\max \#$ egyszerre kiülött élek (paraméter)

Adatszerkezet neve	Tárkomplexitás	Lekérdezési idő
CFP	$\Omega(2^\rho)$ és $O(2^\rho(\|V\|+x)\rho^2\gamma^4)$	hash-elés: *konstans* nagy vszggel. kiegyensúlyozott bináris fa: $O(\rho\log((\|V\|+x)\rho\gamma))$ legrosszabb esetben
FP	$O((\|V\|+x)\rho^2\gamma^4)$	$O((\|V\|+x)\rho^2\gamma^4)$

Tézis 3.2 (A javasolt adatszerkezetek tárkomplexitása és a lekérdezés bonyolultsága).

Egy adott L_p metrikában korong alakú katasztrófák esetén, a $G(V,E)$ hálózati topológiát az euklideszi síkban ábrázolva, a linkeket legfeljebb γ szakaszból álló töröttvonalaknak tekintve, a linkek kereszteződéseinek számát x-szel, egy katasztrófa által érintett linkek maximális számát pedig ρ-val jelölve, a következőket bizonyítottam. Azon $S\subseteq E$ linkhalmazok száma, melyekre $FP(S)$ szigorúan pozitív, $O((|V|+x)\rho^2\gamma^4)$. Azon $S\subseteq E$ linkhalmazok számának, melyekre $CFP(S)>0$, alsó és felső korlátai rendre $\Omega(2^\rho)$, és $O(2^\rho(|V|+x)\rho^2\gamma^4)$. Az összes pozitív CFP-t kiegyensúlyozott bináris fában tárolva egy adott linkhalmaz CFP-jének lekérdezési ideje $O(\rho\log((|V|+x)\rho\gamma))$. Az összes pozitív FP-t egy listában tárolva egy adott linkhalmaz CFP-jének lekérdezési ideje $O((|V|+x)\rho^2\gamma^4)$.

Katasztrófák okozta korrelált linkmeghibásodások PSRLG-i

- Tárkomplexitás vs. lekérdezési idő L_p metrikában korong alakú katasztrófák esetén
  - ρ: $\max \#$ egyszerre kiülött élek (paraméter)
  - CFP: exponenciális tárkomplexitás ρ-ban
    gyors lekérdezés

Adatszerkezet neve	Tárkomplexitás	Lekérdezési idő
CFP	$\Omega(2^\rho)$ és $O(2^\rho(\lvert V\rvert + x)\rho^2\gamma^4)$	hash-elés: *konstans* nagy vszggel. kiegyensúlyozott bináris fa: $O(\rho\log((\lvert V\rvert + x)\rho\gamma))$ legrosszabb esetben
FP	$O((\lvert V\rvert + x)\rho^2\gamma^4)$	$O((\lvert V\rvert + x)\rho^2\gamma^4)$

Tézis 3.2 (A javasolt adatszerkezetek tárkomplexitása és a lekérdezés bonyolultsága).

Egy adott L_p metrikában korong alakú katasztrófák esetén, a $G(V, E)$ hálózati topológiát az euklideszi síkban ábrázolva, a linkeket legfeljebb γ szakaszból álló töröttvonalaknak tekintve, a linkek kereszteződéseinek számát x-szel, egy katasztrófa által érintett linkek maximális számát pedig ρ-val jelölve, a következőket bizonyítottam. Azon $S \subseteq E$ linkhalmazok száma, melyekre FP(S) szigorúan pozitív, $O((\lvert V\rvert + x)\rho^2\gamma^4)$. Azon $S \subseteq E$ linkhalmazok számának, melyekre $CFP(S) > 0$, alsó és felső korlátai rendre $\Omega(2^\rho)$, és $O(2^\rho(\lvert V\rvert + x)\rho^2\gamma^4)$. Az összes pozitív CFP-t kiegyensúlyozott bináris fában tárolva egy adott linkhalmaz CFP-jének lekérdezési ideje $O(\rho\log((\lvert V\rvert + x)\rho\gamma))$. Az összes pozitív FP-t egy listában tárolva egy adott linkhalmaz CFP-jének lekérdezési ideje $O((\lvert V\rvert + x)\rho^2\gamma^4)$.

Katasztrófák okozta korrelált linkmeghibásodások PSRLG-i

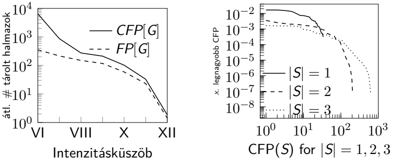
- Tárkomplexitás vs. lekérdezési idő L_p metrikában korong alakú katasztrófák esetén
  - ρ: $\max \#$ egyszerre kiülött élek (paraméter)
  - CFP: exponenciális tárkomplexitás ρ-ban
    gyors lekérdezés
  - FP: polinomiális tárkomplexitás
    lassabb lekérdezés

Adatszerkezet neve	Tárkomplexitás	Lekérdezési idő
CFP	$\Omega(2^\rho)$ és $O(2^\rho(\lvert V\rvert + x)\rho^2\gamma^4)$	hash-elés: *konstans* nagy vszggel. kiegyensúlyozott bináris fa: $O(\rho\log((\lvert V\rvert + x)\rho\gamma))$ legrosszabb esetben
FP	$O((\lvert V\rvert + x)\rho^2\gamma^4)$	$O((\lvert V\rvert + x)\rho^2\gamma^4)$

Tézis 3.2 (A javasolt adatszerkezetek tárkomplexitása és a lekérdezés bonyolultsága).

Egy adott L_p metrikában korong alakú katasztrófák esetén, a $G(V,E)$ hálózati topológiát az euklideszi síkban ábrázolva, a linkeket legfeljebb γ szakaszból álló töröttvonalaknak tekintve, a linkek kereszteződéseinek számát x-szel, egy katasztrófa által érintett linkek maximális számát pedig ρ-val jelölve, a következőket bizonyítottam. Azon $S \subseteq E$ linkhalmazok száma, melyekre $FP(S)$ szigorúan pozitív, $O((\lvert V\rvert + x)\rho^2\gamma^4)$. Azon $S \subseteq E$ linkhalmazok számának, melyekre $CFP(S) > 0$, alsó és felső korlátai rendre $\Omega(2^\rho)$, és $O(2^\rho(\lvert V\rvert + x)\rho^2\gamma^4)$. Az összes pozitív CFP-t kiegyensúlyozott bináris fában tárolva egy adott linkhalmaz CFP-jének lekérdezési ideje $O(\rho\log((\lvert V\rvert + x)\rho\gamma))$. Az összes pozitív FP-t egy listában tárolva egy adott linkhalmaz CFP-jének lekérdezési ideje $O((\lvert V\rvert + x)\rho^2\gamma^4)$.

- USA, EU, Olasz hálózatok + szeizmikus adatok:



(a) Átlagos CFP/FP szám vs. intenzitás-küszöb

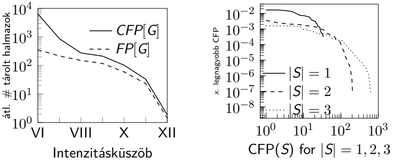
(b) CFP-k az Italian hálózatra, intenzitás-küszöb: t =VI

Tézis 3.3 (Földrengések okozta PSRLG-k - szimulációk).

Valós szeizmikus adatok körültekintő felhasználásával, olasz, európai és az Egyesült Államokban található, összefüggő hálózati topológiákra a következőket találtam. Feltételezve, hogy a hálózati berendezések csak az MCS-skála szerinti VIII. erősségű rengés esetén hibásodnak meg, nincs jelentős különbség a pozitív valószínűségű CFP-k és FP-k száma között. A pozitív CFP-k halmaza csak erős földrengések ($M_w \geq 8$), rövid hálózati kapcsolatok ($\leq\sim 50$ km) és a földmozgással szemben gyengén ellenálló (VI. intenzitásnál meghibásodó) hálózati erőforrások együttes jelenléte esetén válik elfogadhatatlanul számossá és lassan számíthatóvá. Az FP struktúra alacsony kardinalitású, és ilyen körülmények között is néhány perc alatt kiszámítható, akár egy átlagos laptopon is. Végül, a legfeljebb l linkekkel rendelkező CFP-k listázása ritkán eredményez olyan listát, amely azonos az első néhány legvalószínűbb CFP megtartásával.

Katasztrófák okozta korrelált linkmeghibásodások PSRLG-i

- USA, EU, Olasz hálózatok + szeizmikus adatok:
  - FP és CFP tármérete kb. ugyanaz



(a) Átlagos CFP/FP szám vs. intenzitás-küszöb

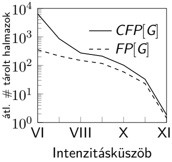
(b) CFP-k az Italian hálózatra, intenzitás-küszöb: $t =$VI

Tézis 3.3 (Földrengések okozta PSRLG-k - szimulációk).

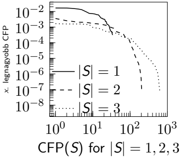
Valós szeizmikus adatok körültekintő felhasználásával, olasz, európai és az Egyesült Államokban található, összefüggő hálózati topológiákra a következőket találtam. Feltételezve, hogy a hálózati berendezések csak az MCS-skála szerinti VIII. erősségű rengés esetén hibásodnak meg, nincs jelentős különbség a pozitív valószínűségű CFP-k és FP-k száma között. A pozitív CFP-k halmaza csak erős földrengések ($M_w \geq 8$), rövid hálózati kapcsolatok ($\leq\sim 50$ km) és a földmozgással szemben gyengén ellenálló (VI. intenzitásnál meghibásodó) hálózati erőforrások együttes jelenléte esetén válik elfogadhatatlanul számossá és lassan számíthatóvá. Az FP struktúra alacsony kardinalitású, és ilyen körülmények között is néhány perc alatt kiszámítható, akár egy átlagos laptopon is. Végül, a legfeljebb l linkekkel rendelkező CFP-k listázása ritkán eredményez olyan listát, amely azonos az első néhány legvalószínűbb CFP megtartásával.

Katasztrófák okozta korrelált linkmeghibásodások PSRLG-i

- USA, EU, Olasz hálózatok + szeizmikus adatok:
  - FP és CFP tármérete kb. ugyanaz
  - CFP túl nagy csak ha: erős földrengés + rövid linkek +gyenge linkek



(a) Átlagos CFP/FP szám vs. intenzitás-küszöb



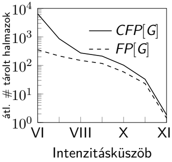
(b) CFP-k az Italian hálózatra, intenzitás-küszöb: t =VI

Tézis 3.3 (Földrengések okozta PSRLG-k - szimulációk).

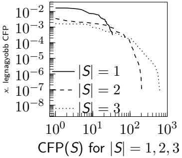
Valós szeizmikus adatok körültekintő felhasználásával, olasz, európai és az Egyesült Államokban található, összefüggő hálózati topológiákra a következőket találtam. Feltételezve, hogy a hálózati berendezések csak az MCS-skála szerinti VIII. erősségű rengés esetén hibásodnak meg, nincs jelentős különbség a pozitív valószínűségű CFP-k és FP-k száma között. A pozitív CFP-k halmaza csak erős földrengések ($M_w \geq 8$), rövid hálózati kapcsolatok ($\leq\sim 50$ km) és a földmozgással szemben gyengén ellenálló (VI. intenzitásnál meghibásodó) hálózati erőforrások együttes jelenléte esetén válik elfogadhatatlanul számossá és lassan számíthatóvá. Az FP struktúra alacsony kardinalitású, és ilyen körülmények között is néhány perc alatt kiszámítható, akár egy átlagos laptopon is. Végül, a legfeljebb l linkekkel rendelkező CFP-k listázása ritkán eredményez olyan listát, amely azonos az első néhány legvalószínűbb CFP megtartásával.

Katasztrófák okozta korrelált linkmeghibásodások PSRLG-i

- USA, EU, Olasz hálózatok + szeizmikus adatok:
  - FP és CFP tármérete kb. ugyanaz
  - CFP túl nagy csak ha: erős földrengés + rövid linkek +gyenge linkek
  - Van kétszeres linkhiba, ami valószínűbb, mint a legvalószínűtlenebb egyszeres



(a) Átlagos CFP/FP szám vs. intenzitás-küszöb



(b) CFP-k az Italian hálózatra, intenzitás-küszöb: $t =$VI

Tézis 3.3 (Földrengések okozta PSRLG-k - szimulációk).

Valós szeizmikus adatok körültekintő felhasználásával, olasz, európai és az Egyesült Államokban található, összefüggő hálózati topológiákra a következőket találtam. Feltételezve, hogy a hálózati berendezések csak az MCS-skála szerinti VIII. erősségű rengés esetén hibásodnak meg, nincs jelentős különbség a pozitív valószínűségű CFP-k és FP-k száma között. A pozitív CFP-k halmaza csak erős földrengések ($M_w \geq 8$), rövid hálózati kapcsolatok ($\leq\sim 50$ km) és a földmozgással szemben gyengén ellenálló (VI. intenzitásnál meghibásodó) hálózati erőforrások együttes jelenléte esetén válik elfogadhatatlanul számossá és lassan számíthatóvá. Az FP struktúra alacsony kardinalitású, és ilyen körülmények között is néhány perc alatt kiszámítható, akár egy átlagos laptopon is. Végül, a legfeljebb l linkekkel rendelkező CFP-k listázása ritkán eredményez olyan listát, amely azonos az első néhány legvalószínűbb CFP megtartásával.

Tartalom

Eredmények alkalmazhatósága

- Katasztrófabiztos routing (Motiváció)

Eredmények alkalmazhatósága

- Katasztrófabiztos routing (Motiváció)
- Szolgáltatások rendelkezésreállásának számítása (Motiváció)

Eredmények alkalmazhatósága

- Katasztrófabiztos routing (Motiváció)
- Szolgáltatások rendelkezésreállásának számítása (Motiváció)
- Hibatűrő hálózatok tervezése

Eredmények alkalmazhatósága

- Katasztrófabiztos routing (Motiváció)
- Szolgáltatások rendelkezésreállásának számítása (Motiváció)
- Hibatűrő hálózatok tervezése
- Hibatűrő virtuálishálózat-beágyazások

Eredmények alkalmazhatósága

- Katasztrófabiztos routing (Motiváció)
- Szolgáltatások rendelkezésreállásának számítása (Motiváció)
- Hibatűrő hálózatok tervezése
- Hibatűrő virtuálishálózat-beágyazások
- Elérhetőség növelése third-party hálózatokon keresztül

Eredmények alkalmazhatósága

- Katasztrófabiztos routing (Motiváció)
- Szolgáltatások rendelkezésreállásának számítása (Motiváció)
- Hibatűrő hálózatok tervezése
- Hibatűrő virtuálishálózat-beágyazások
- Elérhetőség növelése third-party hálózatokon keresztül
- Monitorozó utak
- ...

Eredmények alkalmazhatósága

- Katasztrófabiztos routing (Motiváció)
- Szolgáltatások rendelkezésreállásának számítása (Motiváció)
- Hibatűrő hálózatok tervezése
- Hibatűrő virtuálishálózat-beágyazások
- Elérhetőség növelése third-party hálózatokon keresztül
- Monitorozó utak
- ...

- Hivatkozik [C9]-ra:
  Quantitative analysis of physical risk due to geospatial proximity of network infrastructure
  A Schlosberg, L Hiemke, D Schmid - US Patent 10,938,631, 2021 - Google Patents

Tartalom

Hivatkozások I

[1] Iqbal, Farabi and Trajanovski, Stojan and Kuipers, Fernando Detection of spatially-close fiber segments in optical networks. *Design of Reliable Communication Networks (DRCN)*, 95–102, 2016.

[2] Neumayer, Sebastian and Zussman, Gil and Cohen, Reuven and Modiano, Eytan. Assessing the impact of geographically correlated network failures. *IEEE Military Communications Conference (MILCOM)*, 1–6, 2008.

[3] Neumayer, Sebastian and Zussman, Gil and Cohen, Reuven and Modiano, Eytan. Assessing the vulnerability of the fiber infrastructure to disasters. *IEEE/ACM Trans. Netw.*, 19(6):1610–1623, 2011.

[4] Trajanovski, Stojan and Kuipers, Fernando and Van Mieghem, Piet and others Finding critical regions in a network. *IEEE Conference on Computer Communications Workshops (INFOCOM WKSHPS)*, 223–228, 2013.

[5] Trajanovski, Stojan and Kuipers, Fernando A and Ilić, Aleksandar and Crowcroft, Jon and Van Mieghem, Piet Finding critical regions and region-disjoint paths in a network. *IEEE/ACM Trans. Netw.*, 23(3):908–921, 2015.

[6] Lee, Hyang-Won and Modiano, Eytan and Lee, Kayi. Diverse routing in networks with probabilistic failures. *IEEE/ACM Trans. Netw*, 18(6):1895–1907, 2017.

Hivatkozások II

[7] Agarwal, Pankaj K and Efrat, Alon and Ganjugunte, Shashidhara K and Hay, David and Sankararaman, Swaminathan and Zussman, Gil Network vulnerability to single, multiple, and probabilistic physical attacks. *Military Communications Conference (MILCOM)*, 1824–1829, 2010.

[8] Agarwal, Pankaj K and Efrat, Alon and Ganjugunte, Shashidhara K and Hay, David and Sankararaman, Swaminathan and Zussman, Gil The resilience of WDM networks to probabilistic geographical failures. *IEEE/ACM Trans. Netw.*, 21(5):1525–1538, 2013.

[9] J. Oostenbrink and F. Kuipers. Computing the impact of disasters on networks. *ACM SIGMETRICS Performance Evaluation Review*, 45(2):107–110, 2017.

Kapcsolódó publikációim

Könyvfejezetek

[B1] **B. Vass**, J. Tapolcai, D. Hay, J. Oostenbrink, F. A. Kuipers, „How to Model and Enumerate Geographically Correlated Failure Events in Communication Networks", in Guide to Disaster-Resilient Communication Networks, Springer, July 2020, pp. 87-115, doi: 10.1007/978-3-030-44685-7_4

[B2] T. Gomes, L. Martins, R. Girao-Silva, D. Tipper, A. Pašić, **B. Vass**, L. Garrote, U. Nunes, M. Zachariasen, J. Rak, „Enhancing Availability for Critical Services", in Guide to Disaster-Resilient Communication Networks, Springer, July 2020, pp. 557-581, doi: 10.1007/978-3-030-44685-7_22

[B3] T. Gomes, D. Santos, R. Girão-Silva, L. Martins, B. Nedic, M. Gunkel, F. Dikbiyik, **B. Vass**, J. Tapolcai, J. Rak, „Disaster-Resilient Routing Schemes for Regional Failures", in Guide to Disaster-Resilient Communication Networks, Springer, July 2020, pp. 483-506, doi: 0.1007/978-3-030-44685-7_19

Publikációk II

Folyóiratcikkek

[J1] **B. Vass**, E. Bérczi-Kovács, and J. Tapolcai, „Enumerating Maximal Shared Risk Link Groups of Circular Disk Failures Hitting *k* Nodes", IEEE-ACM Transactions on Networking, vol. 29, no. 4, pp. 1648-1661, Aug. 2021, doi: 10.1109/TNET.2021.3070100.

[J2] A. Pašić, R. Girão-Silva, F. Mogyorósi, **B. Vass**, T. Gomes, P. Babarczi, P. Revisnyei, J. Tapolcai, J. Rak „eFRADIR: An Enhanced FRAmework for DIsaster Resilience", IEEE Access, vol. 9, pp. 13125-13148, 2021, doi: 10.1109/ACCESS.2021.3050923.

[J3] **B. Vass**, J. Tapolcai, Z. Heszberger, J. Bíró, D. Hay, F. A. Kuipers, J. Oostenbrink, A. Valentini, L. Rónyai, „Probabilistic Shared Risk Link Groups Modelling Correlated Resource Failures Caused by Disasters", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 39, no. 9, pp. 2672-2687, Sept. 2021, doi: 10.1109/JSAC.2021.3064652.

[J4] J. Tapolcai, L. Rónyai, **B. Vass**, and L. Gyimóthi, „Fast Enumeration of Regional Link Failures Caused by Disasters with Limited Size", IEEE-ACM Transactions on Networking, vol. 28, no. 6, pp. 2421-2434, Dec. 2020, doi: 10.1109/TNET.2020.3009297.

[J5] **B. Vass**, L. Németh, J. Tapolcai, „The Earth is Nearly Flat: Precise and Approximate Algorithms for Detecting Vulnerable Regions of Networks in Plane and on Sphere", Networks, Wiley, Special Issue on Resilience of Communication Networks to Random Failures and Disasters, June 2020, pp. 340-355, doi: 10.1002/net.21936

Publikációk III

Konferenciacikkek

[C4] A. Valentini, **B. Vass**, J. Oostenbrink, L. Csák, F. A. Kuipers, B. Pace, D. Hay and J. Tapolcai, „Network Resiliency Against Earthquakes", IEEE Int. Workshop on Resilient Networks Design and Modeling (RNDM), Nicosia, Cyprus, 2019, pp. 1-7, doi: 10.1109/RNDM48015.2019.8949088.

[C5] A. Pašić, R. Girao-Silva, **B. Vass**, T. Gomes, F. Mogyorósi, P. Babarczi, J. Tapolcai, „FRADIR-II: An Improved Framework for Disaster Resilience", IEEE Int. Workshop on Resilient Networks Design and Modeling (RNDM), Nicosia, Cyprus, 2019, pp. 1-7, doi: 10.1109/RNDM48015.2019.8949142.

[C7] **B. Vass**, L. Németh, A. de Sousa, M. Zachariasen and J. Tapolcai, „Vulnerable Regions of Networks on Sphere", IEEE Int. Workshop on Resilient Networks Design and Modeling (RNDM), Longyearbyen (Svalbard), Norway, 2018, pp. 1-8, doi: 10.1109/RNDM.2018.8489836.

[C8] A. Pašić, R. Girão-Silva, **B. Vass**, T. Gomes, and P. Babarczi, „FRADIR: A Novel Framework for Disaster Resilience", IEEE Int. Workshop on Resilient Networks Design and Modeling (RNDM), Longyearbyen (Svalbard), Norway, 2018, pp. 1-7, doi: 10.1109/RNDM.2018.8489828.

[C9] J. Tapolcai, **B. Vass**, Z. Heszberger, J. Biró, D. Hay, F. A. Kuipers, and L. Rónyai, „A Tractable Stochastic Model of Correlated Link Failures Caused by Disasters", in Proc. IEEE INFOCOM, Honolulu, HI, USA, 2018, pp. 2105-2113, doi: 10.1109/INFOCOM.2018.8486218.

Publikációk IV

[C10] J. Tapolcai, L. Rónyai, **B. Vass**, and L. Gyimóthi, „List of Shared Risk Link Groups Representing Regional Failures with Limited Size", in Proc. IEEE INFOCOM, Atlanta, GA, USA, 2017, pp. 1-9, doi: 10.1109/INFOCOM.2017.8057040.

[C11] **B. Vass**, E. Bérczi-Kovács, and J. Tapolcai, „Enumerating Shared Risk Link Groups of Circular Disk Failures Hitting *k* nodes", in Proc. International Workshop on Design Of Reliable Communication Networks (DRCN), Munich, Germany, 2017, pp. 1-9.

[C12] **B. Vass**, E. Bérczi-Kovács, and J. Tapolcai, „Enumerating Circular Disk Failures Covering a Single Node", in Int. Workshop on Resilient Networks Design and Modeling (RNDM), Halmstad, Sweden, 2016, pp. 189-195, doi: 10.1109/RNDM.2016.7608286.

[C13] **B. Vass**, E. Bérczi-Kovács, and J. Tapolcai, „Shared Risk Link Group Enumeration of Node Excluding Disaster Failures", in Int. Conference on Networking and Network Applications (NaNA), Hakodate (Hokkaido), Japan, 2016, pp. 349-354, doi: 10.1109/NaNA.2016.87. Winner of Best Paper Award.

Köszönöm a figyelmet!

Bírálói kérdések - Dr. Long Tran Thanh 1. kérdés

Kérdés: A tézisbeli eredmények mind feltételezik, hogy a hálózatok valamilyen euklideszi síkban vagy térben helyezkednek el. Viszont sok kutatás megmutatta, hogy talán a nem-euklideszi terek valósabb távolsági mértékeket tudnának adni (pl. hiperbolikus tér). Mennyire általánosíthatóak a tézisben szerepelt eredmények a nem euklideszi terekre?

Bírálói kérdések - Dr. Long Tran Thanh 1. kérdés

Kérdés: A tézisbeli eredmények mind feltételezik, hogy a hálózatok valamilyen euklideszi síkban vagy térben helyezkednek el. Viszont sok kutatás megmutatta, hogy talán a nem-euklideszi terek valósabb távolsági mértékeket tudnának adni (pl. hiperbolikus tér). Mennyire általánosíthatóak a tézisben szerepelt eredmények a nem euklideszi terekre?

Válasz:

- A távközlési hálózatok jó közelítéssel euklideszi geometriában helyezkednek el

Bírálói kérdések - Dr. Long Tran Thanh 1. kérdés

Kérdés: A tézisbeli eredmények mind feltételezik, hogy a hálózatok valamilyen euklideszi síkban vagy térben helyezkednek el. Viszont sok kutatás megmutatta, hogy talán a nem-euklideszi terek valósabb távolsági mértékeket tudnának adni (pl. hiperbolikus tér). Mennyire általánosíthatóak a tézisben szerepelt eredmények a nem euklideszi terekre?

Válasz:

- A távközlési hálózatok jó közelítéssel euklideszi geometriában helyezkednek el
- a maximális SRLG-k száma valószínűleg ésszerű korlátok között marad sok gyakorlatban hasznosuló problémaváltozat esetén
  - Lp-metrikában vett korongok által metszett linkhalmazok száma kevés

    E. Papadopoulou and M. Zavershynskyi, "The higher-order Voronoi diagram of line segments," Algorithmica, vol. 74, no. 1, pp. 415–439, 2016.

Bírálói kérdések - Dr. Long Tran Thanh 1. kérdés

Kérdés: A tézisbeli eredmények mind feltételezik, hogy a hálózatok valamilyen euklideszi síkban vagy térben helyezkednek el. Viszont sok kutatás megmutatta, hogy talán a nem-euklideszi terek valósabb távolsági mértékeket tudnának adni (pl. hiperbolikus tér). Mennyire általánosíthatóak a tézisben szerepelt eredmények a nem euklideszi terekre?

Válasz:

- A távközlési hálózatok jó közelítéssel euklideszi geometriában helyezkednek el
- a maximális SRLG-k száma valószínűleg ésszerű korlátok között marad sok gyakorlatban hasznosuló problémaváltozat esetén
  - Lp-metrikában vett korongok által metszett linkhalmazok száma kevés

    E. Papadopoulou and M. Zavershynskyi, "The higher-order Voronoi diagram of line segments," Algorithmica, vol. 74, no. 1, pp. 415–439, 2016.
  - konvex távolságfüggvény által generált Delaunay-gráfok is síkgráfok,

    M. Axenovich and T. Ueckerdt, "Density of range capturing hyper-graphs," arXiv preprint arXiv:1404.1298, 2014.
  - ...

Bírálói kérdések - Dr. Long Tran Thanh 1. kérdés

- hiperbolikus korongba ágyazott véletlen és valós hálózatokon tanulmányozták a mohó útvonalválasztásokat játékelméleti módszerekkel:

  Gulyás, A., Bíró, J., Kőrösi, A. et al. Navigable networks as Nash equilibria of navigation games. Nat. Commun. 6, 7651 (2015). https://doi.org/10.1038/ncomms8651

Bírálói kérdések - Dr. Long Tran Thanh 1. kérdés

- hiperbolikus korongba ágyazott véletlen és valós hálózatokon tanulmányozták a mohó útvonalválasztásokat játékelméleti módszerekkel:

  Gulyás, A., Bíró, J., Kőrösi, A. et al. Navigable networks as Nash equilibria of navigation games. Nat. Commun. 6, 7651 (2015). https://doi.org/10.1038/ncomms8651

- Korlátos génuszú felületre ágyazott hálózatok

Bírálói kérdések - Dr. Long Tran Thanh 1. kérdés

- hiperbolikus korongba ágyazott véletlen és valós hálózatokon tanulmányozták a mohó útvonalválasztásokat játékelméleti módszerekkel:

  Gulyás, A., Bíró, J., Kőrösi, A. et al. Navigable networks as Nash equilibria of navigation games. Nat. Commun. 6, 7651 (2015). https://doi.org/10.1038/ncomms8651

- Korlátos génuszú felületre ágyazott hálózatok
  - SRLG-független routing számolása NP-nehéz
    J.-Q. Hu, "Diverse routing in optical mesh networks," IEEE Trans. Com-munications, vol. 51, 2003.

Bírálói kérdések - Dr. Long Tran Thanh 1. kérdés

- hiperbolikus korongba ágyazott véletlen és valós hálózatokon tanulmányozták a mohó útvonalválasztásokat játékelméleti módszerekkel:

  Gulyás, A., Bíró, J., Kőrösi, A. et al. Navigable networks as Nash equilibria of navigation games. Nat. Commun. 6, 7651 (2015). https://doi.org/10.1038/ncomms8651

- Korlátos génuszú felületre ágyazott hálózatok
  - SRLG-független routing számolása NP-nehéz
    J.-Q. Hu, "Diverse routing in optical mesh networks," IEEE Trans. Com-munications, vol. 51, 2003.
  - Polinom időben megoldható, ha 1) G síkgráf 2) csúcshibák SRLG-ként felsorolva, 3) minden SRLG élei a duálisban összefüggő részgráfot alkotnak
    B. Vass, E. Bérczi-Kovács, A. Barabás, Z. L. Hajdú, and J. Tapolcai, "Polynomial-time algorithm for the regional SRLG-disjoint paths problem," in Proc. IEEE INFOCOM, London, United Kingdom, May 2022.

Bírálói kérdések - Dr. Long Tran Thanh 1. kérdés

- hiperbolikus korongba ágyazott véletlen és valós hálózatokon tanulmányozták a mohó útvonalválasztásokat játékelméleti módszerekkel:

  Gulyás, A., Bíró, J., Kőrösi, A. et al. Navigable networks as Nash equilibria of navigation games. Nat. Commun. 6, 7651 (2015). https://doi.org/10.1038/ncomms8651

- Korlátos génuszú felületre ágyazott hálózatok
  - SRLG-független routing számolása NP-nehéz
    J.-Q. Hu, "Diverse routing in optical mesh networks," IEEE Trans. Com-munications, vol. 51, 2003.
  - Polinom időben megoldható, ha 1) G síkgráf 2) csúcshibák SRLG-ként felsorolva, 3) minden SRLG élei a duálisban összefüggő részgráfot alkotnak
    B. Vass, E. Bérczi-Kovács, A. Barabás, Z. L. Hajdú, and J. Tapolcai, "Polynomial-time algorithm for the regional SRLG-disjoint paths problem," in Proc. IEEE INFOCOM, London, United Kingdom, May 2022.
  - ...És ha van néhány élkereszteződés?

Bírálói kérdések - Dr. Long Tran Thanh 1. kérdés

- hiperbolikus korongba ágyazott véletlen és valós hálózatokon tanulmányozták a mohó útvonalválasztásokat játékelméleti módszerekkel:

  Gulyás, A., Bíró, J., Kőrösi, A. et al. Navigable networks as Nash equilibria of navigation games. Nat. Commun. 6, 7651 (2015). https://doi.org/10.1038/ncomms8651

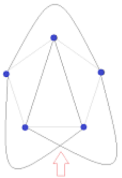
- Korlátos génuszú felületre ágyazott hálózatok
  - SRLG-független routing számolása NP-nehéz
    J.-Q. Hu, "Diverse routing in optical mesh networks," IEEE Trans. Com-munications, vol. 51, 2003.
  - Polinom időben megoldható, ha 1) G síkgráf 2) csúcshibák SRLG-ként felsorolva, 3) minden SRLG élei a duálisban összefüggő részgráfot alkotnak
    B. Vass, E. Bérczi-Kovács, A. Barabás, Z. L. Hajdú, and J. Tapolcai, "Polynomial-time algorithm for the regional SRLG-disjoint paths problem," in Proc. IEEE INFOCOM, London, United Kingdom, May 2022.
  - ...És ha van néhány élkereszteződés?
  - Speciális nem triviális SRLG-halmaz esetén polinomiális időben megoldható
    Y. Kobayashi & K. Kawarabayashi, "Algorithms for Finding an Induced Cycle in Planar Graphs and Bounded Genus Graphs," in Proceedings of the 2009 Annual ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms (SODA), 2009.

Bírálói kérdések - Dr. Long Tran Thanh 1. kérdés

- hiperbolikus korongba ágyazott véletlen és valós hálózatokon tanulmányozták a mohó útvonalválasztásokat játékelméleti módszerekkel:

  Gulyás, A., Bíró, J., Kőrösi, A. et al. Navigable networks as Nash equilibria of navigation games. Nat. Commun. 6, 7651 (2015). https://doi.org/10.1038/ncomms8651

- Korlátos génuszú felületre ágyazott hálózatok
  - SRLG-független routing számolása NP-nehéz
    J.-Q. Hu, "Diverse routing in optical mesh networks," IEEE Trans. Com-munications, vol. 51, 2003.
  - Polinom időben megoldható, ha 1) *G* síkgráf 2) csúcshibák SRLG-ként felsorolva, 3) minden SRLG élei a duálisban összefüggő részgráfot alkotnak
    B. Vass, E. Bérczi-Kovács, A. Barabás, Z. L. Hajdú, and J. Tapolcai, "Polynomial-time algorithm for the regional SRLG-disjoint paths problem," in Proc. IEEE INFOCOM, London, United Kingdom, May 2022.
  - ...És ha van néhány élkereszteződés?
  - Speciális nem triviális SRLG-halmaz esetén polinomiális időben megoldható
    Y. Kobayashi & K. Kawarabayashi, "Algorithms for Finding an Induced Cycle in Planar Graphs and Bounded Genus Graphs," in Proceedings of the 2009 Annual ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms (SODA), 2009.

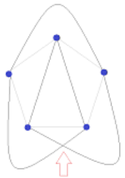


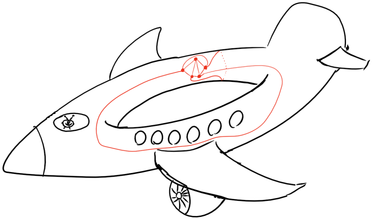
Bírálói kérdések - Dr. Long Tran Thanh 1. kérdés

- hiperbolikus korongba ágyazott véletlen és valós hálózatokon tanulmányozták a mohó útvonalválasztásokat játékelméleti módszerekkel:

  Gulyás, A., Bíró, J., Kőrösi, A. et al. Navigable networks as Nash equilibria of navigation games. Nat. Commun. 6, 7651 (2015). https://doi.org/10.1038/ncomms8651

- Korlátos génuszú felületre ágyazott hálózatok
  - SRLG-független routing számolása NP-nehéz
    J.-Q. Hu, "Diverse routing in optical mesh networks," IEEE Trans. Com-munications, vol. 51, 2003.
  - Polinom időben megoldható, ha 1) G síkgráf 2) csúcshibák SRLG-ként felsorolva, 3) minden SRLG élei a duálisban összefüggő részgráfot alkotnak
    B. Vass, E. Bérczi-Kovács, A. Barabás, Z. L. Hajdú, and J. Tapolcai, "Polynomial-time algorithm for the regional SRLG-disjoint paths problem," in Proc. IEEE INFOCOM, London, United Kingdom, May 2022.
  - ...És ha van néhány élkereszteződés?
  - Speciális nem triviális SRLG-halmaz esetén polinomiális időben megoldható
    Y. Kobayashi & K. Kawarabayashi, "Algorithms for Finding an Induced Cycle in Planar Graphs and Bounded Genus Graphs," in Proceedings of the 2009 Annual ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms (SODA), 2009.





Bírálói kérdések - Dr. Long Tran-Thanh 2. kérdés

Kérdés: Az 5.1.1 definíció szerint egy régió meghibásodása annyit jelent, hogy az összes benne lévő link meghibásodik. Ezt a definíciót nagyon erősnek találom. Mi a helyzet azzal, ha csak a nagy része hibásodik meg? Ki lehetne terjeszteni a hibamodellt, hogy valamilyen szinten a részleges meghibásodásokat is képes legyen kezelni. Mennyire bonyolultabb egy ilyen modellben a hibalistákat kiszámolni? Ezzel a kérdéssel nem az a célom, hogy a jelölt írjon egy teljesen új téziscsoportot. Inkább arra lennék kíváncsi, hogy a jelöltnek milyen megjegyzései és megérzései vannak ezzel kapcsolatban.

Bírálói kérdések - Dr. Long Tran-Thanh 2. kérdés

Kérdés: Az 5.1.1 definíció szerint egy régió meghibásodása annyit jelent, hogy az összes benne lévő link meghibásodik. Ezt a definíciót nagyon erősnek találom. Mi a helyzet azzal, ha csak a nagy része hibásodik meg? Ki lehetne terjeszteni a hibamodellt, hogy valamilyen szinten a részleges meghibásodásokat is képes legyen kezelni. Mennyire bonyolultabb egy ilyen modellben a hibalistákat kiszámolni? Ezzel a kérdéssel nem az a célom, hogy a jelölt írjon egy teljesen új téziscsoportot. Inkább arra lennék kíváncsi, hogy a jelöltnek milyen megjegyzései és megérzései vannak ezzel kapcsolatban.

Válasz:

- Minden részhalmaz felsorolása $\rightarrow$ exponenxiálisan sok SRLG

Bírálói kérdések - Dr. Long Tran-Thanh 2. kérdés

Kérdés: Az 5.1.1 definíció szerint egy régió meghibásodása annyit jelent, hogy az összes benne lévő link meghibásodik. Ezt a definíciót nagyon erősnek találom. Mi a helyzet azzal, ha csak a nagy része hibásodik meg? Ki lehetne terjeszteni a hibamodellt, hogy valamilyen szinten a részleges meghibásodásokat is képes legyen kezelni. Mennyire bonyolultabb egy ilyen modellben a hibalistákat kiszámolni? Ezzel a kérdéssel nem az a célom, hogy a jelölt írjon egy teljesen új téziscsoportot. Inkább arra lennék kíváncsi, hogy a jelöltnek milyen megjegyzései és megérzései vannak ezzel kapcsolatban.

Válasz:

- Minden részhalmaz felsorolása $\rightarrow$ exponenxiálisan sok SRLG
- $\bigcup\limits_{0<r'<r} M_{r'}$ számossága $O((|V|+x)\rho_r^2)$ (Prop. 5.1.17). $M_{k=0} \cup \ldots, \cup M_{k=l}$ is rövid.

Bírálói kérdések - Dr. Long Tran-Thanh 2. kérdés

Kérdés: Az 5.1.1 definíció szerint egy régió meghibásodása annyit jelent, hogy az összes benne lévő link meghibásodik. Ezt a definíciót nagyon erősnek találom. Mi a helyzet azzal, ha csak a nagy része hibásodik meg? Ki lehetne terjeszteni a hibamodellt, hogy valamilyen szinten a részleges meghibásodásokat is képes legyen kezelni. Mennyire bonyolultabb egy ilyen modellben a hibalistákat kiszámolni? Ezzel a kérdéssel nem az a célom, hogy a jelölt írjon egy teljesen új téziscsoportot. Inkább arra lennék kíváncsi, hogy a jelöltnek milyen megjegyzései és megérzései vannak ezzel kapcsolatban.

Válasz:

- Minden részhalmaz felsorolása $\rightarrow$ exponenxiálisan sok SRLG
- $\bigcup\limits_{0<r'<r} M_{r'}$ számossága $O((|V|+x)\rho_r^2)$ (Prop. 5.1.17). $M_{k=0} \cup \ldots, \cup M_{k=l}$ is rövid.
- Meghibásodható élekhez valószínűség $\rightarrow$ a 3. tézisben tárgyalt probabilisztikus SRLG-k.

Bírálói kérdések - Dr. Pálvölgyi Dömötör, 1. kérdés

Kérdés: Az 5.1.6. Tételben szükség van rá, hogy H intervallumokból áll, vagy bármely más konvex halmazokra is igaz lenne az állítás hasonló bizonyítással?

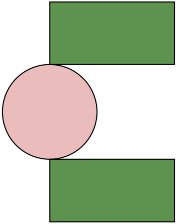
Bírálói kérdések - Dr. Pálvölgyi Dömötör, 1. kérdés

Kérdés: Az 5.1.6. Tételben szükség van rá, hogy H intervallumokból áll, vagy bármely más konvex halmazokra is igaz lenne az állítás hasonló bizonyítással?

Válasz: A tétel a következőt állítja:
5.1.6. Tétel *Legyen H az $\mathbb{R}^2$ intervallumainak egy nemüres halmaza. Ekkor létezik olyan legfeljebb 3 elemű H' részhalmaza H-nak, aminek $c_{H'}$ legkisebb metsző korongja megegyezik a H halmaz c_H legkisebb metsző korongjával.*

Kérdés: Az 5.1.6. Tételben szükség van rá, hogy H intervallumokból áll, vagy bármely más konvex halmazokra is igaz lenne az állítás hasonló bizonyítással?

Válasz: A tétel a következőt állítja:
5.1.6. Tétel *Legyen H az $\mathbb{R}^2$ intervallumainak egy nemüres halmaza. Ekkor létezik olyan legfeljebb 3 elemű H' részhalmaza H-nak, aminek $c_{H'}$ legkisebb metsző korongja megegyezik a H halmaz c_H legkisebb metsző korongjával.*

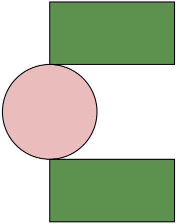


- *legkisebb metsző korong: minimális sugarú, amely mindent metsz, ezek közt lexikografikusan legkisebb középpontú*

Bírálói kérdések - Dr. Pálvölgyi Dömötör, 1. kérdés

Kérdés: Az 5.1.6. Tételben szükség van rá, hogy H intervallumokból áll, vagy bármely más konvex halmazokra is igaz lenne az állítás hasonló bizonyítással?

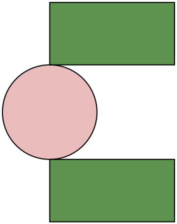
Válasz: A tétel a következőt állítja:
5.1.6. Tétel *Legyen H az $\mathbb{R}^2$ intervallumainak egy nemüres halmaza. Ekkor létezik olyan legfeljebb 3 elemű H' részhalmaza H-nak, aminek $c_{H'}$ legkisebb metsző korongja megegyezik a H halmaz c_H legkisebb metsző korongjával.*



- *legkisebb metsző korong: minimális sugarú, amely mindent metsz, ezek közt lexikografikusan legkisebb középpontú*
- *A tétel állítása hasonló bizonyítással (a Helly- és Radon-tételekre támaszkodva) igaz konvex halmazokra is.*

Kérdés: Az 5.1.6. Tételben szükség van rá, hogy H intervallumokból áll, vagy bármely más konvex halmazokra is igaz lenne az állítás hasonló bizonyítással?

Válasz: A tétel a következőt állítja:
5.1.6. Tétel *Legyen H az $\mathbb{R}^2$ intervallumainak egy nemüres halmaza. Ekkor létezik olyan legfeljebb 3 elemű H' részhalmaza H-nak, aminek $c_{H'}$ legkisebb metsző korongja megegyezik a H halmaz c_H legkisebb metsző korongjával.*



- *legkisebb metsző korong: minimális sugarú, amely mindent metsz, ezek közt lexikografikusan legkisebb középpontú*
- *A tétel állítása hasonló bizonyítással (a Helly- és Radon-tételekre támaszkodva) igaz konvex halmazokra is.*

Bírálói kérdések - Dr. Pálvölgyi Dömötör, 2. kérdés

Kérdés: A Proposition 5.1.17 éles vagy a ρ_r-ben lineárisra javítható?

Bírálói kérdések - Dr. Pálvölgyi Dömötör, 2. kérdés

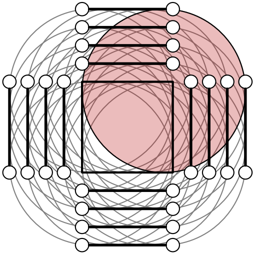
Kérdés: A Proposition 5.1.17 éles vagy a ρ_r-ben lineárisra javítható?

Válasz: A Proposition 5.1.17 állítása: $\bigcup_{0<r'<r} M_{r'}$ *számossága* $O((|V|+x)\rho_r^2)$.

Kérdés: A Proposition 5.1.17 éles vagy a ρ_r-ben lineárisra javítható?

Válasz: A Proposition 5.1.17 állítása: $\bigcup_{0<r'<r} M_{r'}$ *számossága* $O((|V| + x)\rho_r^2)$.

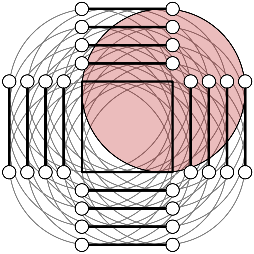
E korlát éles, például a lenti ábrán vázolt gráfra (ha kellően közel vannak egymáshoz a párhuzamos élek rendre a jobb és bal oldali, fenti és lenti élhalmazokban,) $\Omega(|V|^3)$ *maximális SRLG van (és* ρ *is* $O(|V|)$*).*



Bírálói kérdések - Dr. Pálvölgyi Dömötör, 2. kérdés

Kérdés: A Proposition 5.1.17 éles vagy a ρ_r-ben lineárisra javítható?

Válasz: A Proposition 5.1.17 állítása: $\bigcup_{0<r'<r} M_{r'}$ *számossága* $O((|V|+x)\rho_r^2)$.
E korlát éles, például a lenti ábrán vázolt gráfra (ha kellően közel vannak egymáshoz a párhuzamos élek rendre a jobb és bal oldali, fenti és lenti élhalmazokban,) $\Omega(|V|^3)$ *maximális SRLG van (és* ρ *is* $O(|V|)$*).*

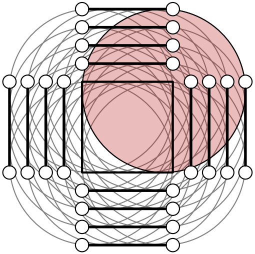


- $l \in \left\{1, \ldots, \frac{|V|}{8}\right\}$ esetén a $\frac{|V|}{2} + 2 - 2l$ élt tartalmazó maximális SRLG-k száma l^2.

Bírálói kérdések - Dr. Pálvölgyi Dömötör, 2. kérdés

Kérdés: A Proposition 5.1.17 éles vagy a ρ_r-ben lineárisra javítható?

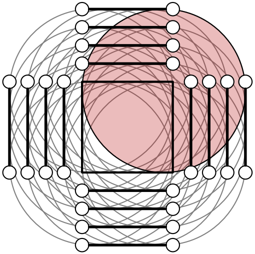
Válasz: A Proposition 5.1.17 állítása: $\bigcup_{0<r'<r} M_{r'}$ *számossága* $O((|V|+x)\rho_r^2)$.
E korlát éles, például a lenti ábrán vázolt gráfra (ha kellően közel vannak egymáshoz a párhuzamos élek rendre a jobb és bal oldali, fenti és lenti élhalmazokban,) $\Omega(|V|^3)$ *maximális SRLG van (és* ρ *is* $O(|V|)$*).*



- $l \in \left\{1, \ldots, \frac{|V|}{8}\right\}$ esetén a $\frac{|V|}{2} + 2 - 2l$ élt tartalmazó maximális SRLG-k száma l^2.
- $\sum_{l=1}^{|V|/8} l^2 = \frac{|V|/8 \cdot (|V|/8+1) \cdot (2 \cdot |V|/8+1)}{6} > \frac{|V|^3}{2^9 \cdot 3}$.

Kérdés: A Proposition 5.1.17 éles vagy a ρ_r-ben lineárisra javítható?

Válasz: A Proposition 5.1.17 állítása: $\bigcup\limits_{0<r'<r} M_{r'}$ *számossága* $O((|V|+x)\rho_r^2)$.
E korlát éles, például a lenti ábrán vázolt gráfra (ha kellően közel vannak egymáshoz a párhuzamos élek rendre a jobb és bal oldali, fenti és lenti élhalmazokban,) $\Omega(|V|^3)$ *maximális SRLG van (és* ρ *is* $O(|V|)$*).*

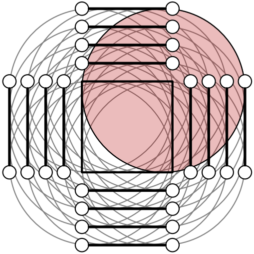


- $l \in \left\{1, \ldots, \frac{|V|}{8}\right\}$ esetén a $\frac{|V|}{2} + 2 - 2l$ élt tartalmazó maximális SRLG-k száma l^2.
- $\sum_{l=1}^{|V|/8} l^2 = \frac{|V|/8 \cdot (|V|/8+1) \cdot (2 \cdot |V|/8+1)}{6} > \frac{|V|^3}{2^9 \cdot 3}$.

Bírálói kérdések - Dr. Pálvölgyi Dömötör, 2. kérdés

Kérdés: A Proposition 5.1.17 éles vagy a ρ_r-ben lineárisra javítható?

Válasz: A Proposition 5.1.17 állítása: $\bigcup\limits_{0<r'<r} M_{r'}$ *számossága* $O((|V|+x)\rho_r^2)$.
E korlát éles, például a lenti ábrán vázolt gráfra (ha kellően közel vannak egymáshoz a párhuzamos élek rendre a jobb és bal oldali, fenti és lenti élhalmazokban,) $\Omega(|V|^3)$ *maximális SRLG van (és* ρ *is* $O(|V|)$*).*



- $l \in \left\{1, \dots, \frac{|V|}{8}\right\}$ esetén a $\frac{|V|}{2} + 2 - 2l$ élt tartalmazó maximális SRLG-k száma l^2.
- $\sum_{l=1}^{|V|/8} l^2 = \frac{|V|/8 \cdot (|V|/8+1) \cdot (2 \cdot |V|/8+1)}{6} > \frac{|V|^3}{2^9 \cdot 3}$.

Köszönöm a figyelmet!