

UNIVERZITA KOMENSKÉHO, BRATISLAVA
FAKULTA MATEMATIKY, FYZIKY A INFORMATIKY

KONŠTRUKCIA GRAFOV POMOCOU MOBILNÝCH
AGENTOV

Diplomová práca

2014

Bc. Jakub Kováč

UNIVERZITA KOMENSKÉHO, BRATISLAVA
FAKULTA MATEMATIKY, FYZIKY A INFORMATIKY

KONŠTRUKCIA GRAFOV POMOCOU MOBILNÝCH AGENTOV

Diplomová práca

Študijný program: Informatika
Študijný odbor: 2508 Informatika
Školiace pracovisko: Katedra Informatiky
Školiteľ: prof. RNDr. Rastislav Kráľovič, PhD.

Bratislava, 2014

Bc. Jakub Kováč

Obsah

1	Úvod	1
2	Základné pojmy a definície	3
2.1	Graf	3
2.2	Vybrané triedy grafov	5
3	Grafové gramatiky	6
3.1	Úvod	6
3.2	Definície	6
3.3	Všeobecné pojmy	6
3.4	NLC gramatiky	7
3.5	NCE	7
3.6	Rozličné známe výsledky	8
3.7	Grafové gramatiky s nahrádzaním hyperhrán	9
4	Prehľadávanie grafu	10
4.1	Úvod	10
4.2	Prehľadávanie jedným agentom	11
4.3	Distribúované prehľadávanie	12
4.4	Prehľadávanie s radou	12
Úvod		13
4.5	Definícia	14
4.6	Základné vlastnosti	15
4.7	Jedna značka pre porty	18
4.7.1	Dve a viac značiek pre porty	19
5	Konštrukcia mriežky	20
5.1	Jedna značka pre porty	21

6	N-rozmerná kocka	32
6.1	Všeobecné výsledky	32
6.2	2-rozmerná kocka	40
6.3	3-rozmerná kocka	40
6.3.1	1 značka	40
6.3.2	2 značky	41
6.3.3	3 značky	41
6.3.4	4 značky	41
6.4	4-rozmerná kocka	42
6.5	Konštrukcie kociek vyšších rozmerov	42
	Literatúra	43

Zoznam obrázkov

Zoznam tabuliek

Kapitola 1

Úvod

Graf je vhodnou reprezentáciou údajov potrebných na riešenie mnohých problémov. V tomto smere našiel široké uplatnenie aj v informatike a oblastiach matematiky, ktoré sú s ňou úzko späté. My sa budeme zaoberať pojmom graf tak, ako je chápaný v Teórii grafov. V našom ponímaní je graf abstraktnou štruktúrou obsahujúcou vrcholy a hrany. Pričom každá hrana má práve dva konce - vrcholy, ktoré spája. Ak rozlišujeme počiatočný a koncový vrchol pri hranách grafu, hovoríme, že hrany sú orientované. Ak sú počiatočný a koncový vrchol hrany totožné, hovoríme, že táto hrana je slučka. Hrana vedie medzi počiatočným a koncovým vrcholom. Ka medzi niektorou dvojicou vrcholov vedie viacero hrán, hovoríme, že tieto hrany sú násobné. V rámci Teórie grafov sa skúmajú grafy z rôznych pohľadov a riešia sa na nich najrôznejšie úlohy. My sa budeme zaoberať grafmi bez slučiek, orientovaných a násobných hrán. Grafy boli na základe vybraných vlastností roztriedené do viacerých tried. Roztriedenie grafov medzi jednotlivé triedy umožnilo pozrieť sa na konkrétne prípady mnohých problémov pre ktoré nebolo známe všeobecné riešenie a dosiahnuť aspoň čiastočné výsledky. Taktiež to umožnilo optimalizovať všeobecné algoritmy a dosiahnuť na špecifickejších vstupoch rádovo lepšiu časovú náročnosť výpočtu.

Medzi významné problémy týkajúce sa grafov patria problémy ich konštrukcie a prehľadávania. V súčasnosti sa problému konštrukcie grafov venuje takmer výlučne teória grafových gramatík. Tento prístup používa podobné prostriedky a postupy ako známejšia teória formálnych jazykov a automatov s tým rozdielom, že grafové gramatiky sa týkajú grafov a sú teda o dosť zložitejšie. Napríklad pojem bezkontextovej grafovej gramatiky má viacero rozdielnych prirodzených interpretácií. V tejto teórii sa vyvinulo viacero prístupov a skúmaných modelov. Ďalším spomínaným problémom týkajúcim sa grafov je problém ich prehľadávania. V rámci teórie prehľadávania grafov sa skúmajú viaceré modely. Väčšina z nich má však spoločný základ. Týmto základom je entita nazývaná agent prípadne robot, automat atď., ktorá sa pohybuje po vrcholoch

daného grafu a jeho úlohou je tento graf prehľadať. Jednotlivé modely sa môžu líšiť vo viacerých vlastnostiach. Medzi najdôležitejšie z nich patrí vlastnosti agenta i spôsob jeho pohybu po grafe, vlastnosti grafu a definícia pojmu prehľadať. Prehľadanie grafu môže znamenať navštíviť každý vrchol grafu, ale tiež prejsť po každej hrane. Taktiež je dôležité, aké informácie získa agent o svojom okolí pri návšteve niektorého vrchola. Môže napríklad vidieť všetky vrcholy spojené hranou alebo len lokálne čísla portov. Naša práca skúma možnosti konštrukcie grafov pomocou mobilných agentov. Spája teda obe bližšie spomínané teórie. Teórie grafových gramatík sa týka v tom, že sa tiež zaoberá konštrukciou grafov. S prehľadávaním grafu pomocou agentov má spoločného viac. Ide totiž o akýsi duálny problém. Pri prehľadávaní ide často o získanie akejsi mapy neznámeho grafu a v našej práci sa naopak zaoberáme konštrukciou grafu pri znalosti mapy. V prvom prípade teda máme graf a chceme mapu, kdežto v druhom máme mapu a chceme graf. Keďže problém konštrukcie grafov pomocou mobilných agentov nebol dosiaľ skúmaný, zvolili sme si na skúmanie jednoduchý model. Na ňom sme skúmali možnosti konštrukcie grafov z jednotlivých tried. Zvlášť sme sa venovali skúmaniu konštrukcie hyperkocky a tried grafov $P_n \times P_m$ i $C_n \times C_m$. Výsledky na týchto triedach nájdete v hlavných kapitolách práce. Náš model sa skladá z agenta nachádzajúceho sa v počiatočnom vrchole grafu, ktorý ide konštruovať. Tento agent môže vždy vykonať jednu z troch možných operácií. Agent pozná lokálne značenie koncov hrán - portov vo vrchole, v ktorom sa nachádza. Toto značenie je dané poradím ich vzniku a agent nemá možnosť ho meniť. Operácie, ktoré môže agent vykonať, sú: otvorenie portu s danou značkou, prejdienie po hrane s lokálnou značkou portu k i vytvorenie novej hrany do dosiaľ neskonštruovaného vrchola; v ktorom sa agent vzápätí ocitne. K vlastnostiam modelu tiež patrí, že v momente, keď sú otvorené dva porty s rovnakou značkou, vznikne medzi nimi hrana. Krok agenta sme si definovali ako zmenu vrchola, v ktorom sa agent nachádza. Skúmali sme aký minimálny počet krokov agenta je potrebný na konštrukciu daného grafu pri rôzne veľkých množinách značiek, ktoré má agent k dispozícii.

Kapitola 2

Základné pojmy a definície

2.1 Graf

V teórii grafov sa používa viacero rozdielnych definícií grafu, preto v tejto kapitole uvádzame základné definície pojmov použitých v našej práci.

Graf je obrazová reprezentácia údajov obsahujúca body - vrcholy a čiary, ktoré body spájajú - hrany. Hrana je úsek spojitej krivky začínajúci a končiaci v bode. Hrana vedie medzi vrcholmi v ktorých má konce. O vrchole, do/z ktorého hrana vedie a tejto hrane, hovoríme, že sú navzájom incidentné. Niektoré definície povoľujú aby hrana začínala a končila v tom istom vrchole; takúto hranu nazývame slučka. Pokiaľ vedie medzi dvoma vrcholmi viac hrán, hovoríme o násobných hranách. Striktné definície grafu nepovoľujú násobné hrany a slučky a ani my sa nimi nebudeme zaoberať.

Na reprezentáciu vrcholov sa v teórii grafov používajú prvky množiny a hrana je v množine hrán reprezentovaná dvojicou vrcholov, ktoré spája, teda dvojprvkovou podmnožinou množiny vrcholov. Ak rozlišujeme začiatkový a koncový vrchol hrany, hovoríme, že hrana je orientovaná. Takéto hrany potom zvykneme reprezentovať usporiadanou dvojicou vrcholov.

Nasledujú formálne definície dôležitých pojmov z teórie grafov. Ak chceme rozlíšiť, ktorý graf máme na mysli, používame označenie tohto grafu ako dolný index. Napríklad množina hrán E grafu G sa označuje E_G .

Definícia 1. Graf G je usporiadaná dvojica (V, E) , kde $E \subseteq \{u, v | u \in V, v \in V\}$.

Množine V hovoríme množina vrcholov a množine E množina hrán.

Vrcholy označujeme malými písmenami prevažne z konca latinskej abecedy (okolo písmena v). Hrany označujeme malými písmenami zo začiatku latinskej abecedy (okolo písmena e) alebo ako dvojicu vrcholov, ktoré spája. Keďže sa zaoberáme neorientovanými grafmi, platí $(u, v) \equiv (v, u)$.

Definícia 2. Hovoríme, že hrana $e \in E$ je incidentná s vrcholom $v \in V$, ak $\exists u \in V : e = (u, v)$

Definícia 3. Stupeň vrchola v je počet hrán s ktorými je incidentný; označujeme $\deg(v)$. Teda $\deg(v) = |\{e | v \in e\}|$ ¹

Definícia 4. Sled S v grafe G je postupnosť vrcholov a hrán končiaca a začínajúca vrcholom taká, že dva jej susedné prvky sú navzájom incidentné.

Čiže $S = v_0, e_0, v_1, e_1, \dots, e_{n-1}, v_n$; kde $\forall i : v_i \in V, e_i \in E ; \{v_i, v_{i+1}\} = e_i$.

Definícia 5. Ťah T v grafe G je taký sled S v tomto grafe, v ktorom sa neopakujú hrany. $T = S : \forall e_i, e_j \in S : e_i \equiv e_j \Rightarrow i = j$

Definícia 6. Hovoríme, že ťah alebo sled sú uzavreté, ak je ich posledný vrchol totožný s prvým vrcholom.

Definícia 7. Cesta P v grafe G je taký ťah T v tomto grafe, že sa v ňom neopakujú vrcholy.

Definícia 8. Cyklus C v grafe G je taký uzavretý ťah T v tomto grafe, že sa v ňom neopakujú vrcholy.

Definícia 9. Graf je súvislý, ak v ňom existuje sled obsahujúci všetky vrcholy.

Definícia 10. Podgraf H grafu G je taký graf, ktorého množina vrcholov V_H je podmnožinou vrcholov V_G grafu G . Množina hrán grafu H je podmnožinou tých hrán grafu G , ktoré sú incidentné len s vrcholmi z množiny V_H .

Indukovaný podgraf je taký graf, ktorého množina hrán obsahuje všetky hrany, ktorých koncové vrcholy patria do jeho množiny vrcholov.

Definícia 11. Most v grafe G je taká hrana $e = \{u, v\}$ v grafe G , že ľubovoľný sled obsahujúci vrcholy u a v obsahuje hranu e .

Definícia 12. Hovoríme, že vrcholy v, u grafu G sú susedné vrcholy, ak $\exists e \in E_G : u, v, \in e$.

Definícia 13. Komponent K grafu G je taký jeho indukovaný súvislý podgraf, že v grafe G nevedie hrana medzi vrcholom $v \in K$ a žiadnym vrcholom ležiacim vo zvyšku grafu G .

Definícia 14. Kostra súvislého grafu G je taký jeho súvislý podgraf, kde každá hrana je most.

¹Kedže sme si hranu definovali ako dvojprvkovú podmnožinu množiny vrcholov, môžeme si dovoliť tento zápis

Definícia 15. *Produkt kartézského súčinu grafov G a H označujeme $G \times H$, pričom platí:*

$$V_{G \times H} = V_G \times V_H$$

$$E_{G \times H} = E_G \times V_H \cup E_H \times V_G$$

Koncové vrcholy hrany $(d, v) \in E(G) \times V(H)$ sú vrcholy (x, v) a (y, v) , kde $x, v \in d$; $d \in E(G)$, jedná sa teda o hranu $\{(x, v), (y, v)\}$. Pre hranu $(e, u) \in E(H) \times V(G)$ podobne.

2.2 Vybrané triedy grafov

Niektoré grafy majú spoločné vlastnosti na základe ktorých ich delíme do množín - tried grafov. Teraz si predstavíme niekoľko tried grafov potrebných v ďalších častiach diplomovky.

Definícia 16. *Cesta dĺžky n je graf, v ktorom existuje cesta na n vrcholoch a neobsahuje žiadne ďalšie hrany ani vrcholy. Takýto graf označujeme P_n .*

Podobne definujeme triedu grafov cykly.

Definícia 17. *Cyklus dĺžky n je graf s n vrcholmi, v ktorom existuje cyklus s n vrcholmi obsahujúci všetky hrany tohto grafu. Cyklus dĺžky n označujeme C_n .*

Definícia 18. *n -rozmerná kocka Q_n je graf, ktorý vznikol ako kartézsky súčin n činiteľov P_2 .*

$$Q_n \equiv \times_{i=1}^n (P_2)_i$$

Keď označíme vrcholy grafu P_2 ako 0 a 1. Budú označenia vrcholov Q_n zodpovedať bitovým zápisom čísel od 0 po $n-1$ a hrany povedú medzi dvoma vrcholmi, pri ktorých sa zodpovedajúce čísla líšia v práve jednom bite.

Kapitola 3

Grafové gramatiky

3.1 Úvod

Naša práca sa zaoberá vytváraním grafov a preto je nutné spomenúť najpoužívanější formalizmus vytvárania grafov - grafové gramatiky. Cieľom tejto kapitoly je uviesť čitateľa do problematiky grafových gramatík a poskytnúť mu stručný prehľad tejto oblasti. Pri vypracovávaní tejto časti nám boli vo veľkej miere nápomocné práce týkajúce sa grafových gramatík, ktoré boli na našej fakulte vypracované v predošlých rokoch. Predpokladáme, že čitateľ má základné vedomosti z teórie formálnych jazykov a automatov.

3.2 Definície

Teória okolo grafových gramatík sa budovala podobne ako pri formálnych jazykoch a automatoch z viacerých prístupov pri ktorých boli neskôr dokázané určité ekvivalencie. Z toho vyplýva množstvo tried gramatík, prístupov a definícií. V konečnom dôsledku však možno rozlíšiť dva hlavné prístupy ku grafovým gramatikám - algoritmický (spájací) a algebraický (lepiaci). Pre ilustráciu uvedieme niekoľko tried a skúmaných problémov. Grafové gramatiky sa týkajú našej práce len okrajovo, v prípade hlbšieho záujmu odporúčame čitateľovi publikáciu Handbook of Graph Grammars [RE97] , z ktorej sme aj my čerpali.

3.3 Všeobecné pojmy

Za účelom uvedenia čitateľa do problematiky grafových gramatík sme si vybrali skupinu grafových gramatík založenú na prepisovaní vrcholov. Vo všeobecnosti má pravidlo odvodenia v grafovej gramatike tvar (M, D, E) , kde M a D sú grafy a E je vkladací

mechanizmus. Takéto odvodenie môže byť použité na ľubovoľný graf H , ktorý obsahuje podgraf M . Jeden výskyt podgrafu M je nahradený grafom D a spojený so zvyškom grafu H mechanizmom popísaným E . Zvyšok grafu H označujeme H^- . Na základe mechanizmu E sa rozlišujú spomínané dva prístupy. Pri lepiacom prístupe sa časti H^- stotožnia s časťami M a následne D . Graf D je skrz ne následne "vlepený" do grafu H^- . Pri spájacom prístupe vznikajú podľa E nové "spájacie" hrany medzi D a H^- . V spájacom prístupe sa v bezkontextových gramatikách skladá graf M len z jedného vrcholu. Teda vrchol je nahrádzaný grafom. Požaduje sa tiež, aby postupnosť nahrádzania vrcholov nemala vplyv na konečný výsledok. Pritom je viacero prirodzených spôsobov definovania mechanizmu E a obmedzení na "pravé strany" pravidiel - graf D .

3.4 NLC gramatiky

NLC (Node Label Controlled) grafové gramatiky sú jedným z najjednoduchších mechanizmov prepisovania grafov. Pravidlá NLC gramatiky sú tvaru $X \rightarrow D$, kde X je značka (label) prepisovaného vrchola a D je dcérsky graf. Pre použitie pravidiel v NLC neexistujú žiadne obmedzenia, teda pravidlo sa môže použiť na ľubovoľný vrchol so značkou X . Vkladanie je v NLC lokálne, tj. vrcholy grafu D môžu byť spojené len s tými vrcholmi, s ktorými bol spojený prepísaný vrchol X . O NLC gramatikách, kde odvodenie je nezávislé na poradí použitia pravidiel odvodenia, hovoríme, že majú Church-Rosserovu vlastnosť - sú konfluentné (confluent). Vo všeobecnosti NLC túto vlastnosť nemajú a pri použití rovnakej sady pravidiel môžu vzniknúť rôzne grafy.

Definícia 19. *NLC grafová gramatika je 5-tica $G = (\Sigma; \Delta; P; C; S)$ kde $\Sigma - \Delta$ je abeceda neterminálnych znaciok uzlov a $\Delta (\Delta \subseteq \Sigma)$ je abeceda terminálnych znaciok uzlov. P je konečná množina NLC pravidiel, C je binárna relácia spojení nad Σ a S je počiatočný graf.*

Definícia 20. *Grafový jazyk generovaný G je $L(G) = \{H \in GR_\Delta | S \Rightarrow^* H\}$, kde GR_Δ je množina neorientovaných grafov so značkami uzlov v Δ , \Rightarrow reprezentuje jeden prepisovací krok, a \Rightarrow^* reprezentuje odvodenie, t.j. postupnosť prepisovacích krokov.*

3.5 NCE

NCE (Neighborhood Controlled Embedding) grafové gramatiky sú rozšírením NLC grafových gramatík. V NCE mechanizme prepisovania je, na rozdiel od NLC, množina spájacích inštrukcií C definovaná pre každé pravidlo zvlášť a NCE gramatika môže k uzlom podgrafu D pristupovať priamo napr. ich očíslovaním; nemusí používať len značky týchto

vrcholov. Toto už nie je možné pri vrchoch hostovského grafu (graf H), pretože v ňom môže byť počet susedov nahrádzaného vrchola neohraničený. Existujú rôzne rozšírenia NCE gramatík. edNCE gramatiky sú rozšírením NCE gramatík s dynamickým preznačovaním hrán pri prepisovaní. Písmenko e znamená, že sa budú značiť hrany a písmenko d označuje použitie orientovaných grafov.

Definícia 21. *edNCE grafová gramatika je definovaná ako 6-tica $G = (\Sigma; \Delta; \Gamma; \Omega; P; S)$. Kde Σ je abeceda značiek uzlov, $\Delta \subseteq \Sigma$ je abeceda terminálnych značiek uzlov, Γ je abeceda značiek hrán, $\Omega \subseteq \Sigma$ je abeceda terminálnych značiek hrán, P je konečná množina pravidiel a $S \in \Sigma - \Delta$ je počiatočný neterminál. Pravidlá sú tvaru $X \rightarrow (D, C)$, kde $X \in \Sigma - \Delta$ a $(D, C) \in GRE_{\Sigma, \Gamma}$. Relácia spojení je $C \subseteq \Sigma \times \Gamma \times \Gamma V_H \times in, out$.*

Vo všeobecnosti množinu grafov izomorfných s grafom H budeme značiť $[H]$. Niekedy sa hovorí o H ako „konkrétnom“ grafe a o $[H]$ ako „abstraktnom“ grafe.

Definícia 22. *Množinu všetkých konkrétnych grafov nad Σ a Γ značíme $GR_{\Sigma, \Gamma}$ a množinu všetkých abstraktných grafov značíme $[GR_{\Sigma, \Gamma}]$. $GRE_{\Sigma, \Gamma}$ označuje množinu grafov s vnorením nad Σ, Γ . Obyčajný graf môžeme považovať za graf s prázdny vnorením, teda $GR_{\Sigma, \Gamma} \subseteq GRE_{\Sigma, \Gamma}$.*

Definícia 23. *Grafový jazyk generovaný G je $L(G) = \{[H] | H \in GR_{\Sigma, \Omega} \text{ a } sn(S, z) \Rightarrow^* H \text{ prenejakéz}\}$ (t.j. všetky grafy v odvodení G , ktoré majú iba terminálne značky hrán aj uzlov).*

Teraz si definujeme hlavnú triedu bezkontextových grafových gramatík so spájacím prístupom. Označujeme ju C-edNCE. Táto je najrozšírenejšia v spájacom prístupe má značne všeobecný mechanizmus vkladania a žiadne reštrikcie na pravé strany.

Definícia 24. *edNCE gramatika $G = (\Sigma; \Delta; \Gamma; \Omega; P; S)$ je konfluentná (confluent), alebo C-edNCE gramatika, ak pre všetky pravidlá $X_1 \rightarrow (D_1, C_1)$ a $X_2 \rightarrow (D_2, C_2)$ z P , všetky uzly $x_1 \in V_{D_1}$ a $x_2 \in V_{D_2}$, a všetky hrany so značkami $\alpha, \delta \in \Gamma$, platia nasledujúce ekvivalencie: $\exists \beta \in \Gamma : (X_2, \alpha/\beta, x_1, out) \in C_1 \wedge (\lambda_{D_1}(x_1), \beta/\delta, x_2, in) \in C_2 \Leftrightarrow (\exists \gamma \in \Gamma : (X_1, \alpha/\gamma, x_2, in) \in C_2 \wedge (\lambda_{D_2}(x_2), \gamma/\delta, x_1, out) \in C_1$.*

Poznámka 1. *Existuje charakterizácia C-edNCE nezávislá na gramatikách pomocou Monadic Second Order (MSO) logiky. Veľa výsledkov ju pre jednoduchosť využíva v dôkazoch.*

3.6 Rozličné známe výsledky

Hodno spomenúť, že vlastnosti, ktoré poznáme ako bezkontextové nemusia byť nutne konfluentné. [RE97] spomína pomerne jednoduchú lemu o konfluentnosti gramatiky,

kde každý vrchol má "svoju" polovicu značky hrany a pri odvodení mení len tú. Následne nezáleží na poradí odvodenia dvoch vrcholov spojených hranou, lebo tieto menia len "svoju" časť značky hrany. Medzi zaujímavé veci v teórii o C-edNCE gramatikách patrí existencia takzvaných zakázaných (forbidden) hrán. Sú to hrany označené neterminálnym symbolom spájajúce dvojice terminálnych vrcholov. Z grafu obsahujúceho čo len jedinú takúto hranu sa už konečný graf nestane. Existujú mnohé modifikácie gramatík, ktoré sme si bližšie nespomínali. Skúmali sa aj problémy rozpoznávania, či graf patrí do jazyka; napríklad existuje NP-úplný LIN-A-edNCE jazyk. Taktiež sú preskúvané rôzne normálne formy. Veta o medzere hovorí, že existuje c pre ktoré sa nedá odvodiť v danom jazyku dosť grafov a tak ďalej.

3.7 Grafové gramatiky s nahrádzaním hyperhrán

Pre úplnosť venujeme krátky priestor aj vlepvaciemu prístupu v grafových gramatikách. Grafové gramatiky s nahrádzaním hyperhrán sú považované za grafovú ekvivalenciu k reťazcovým gramatikám. Ich začiatky siahajú do skorých 70. rokov. Základom je hyperhrana. Hyperhrana je atomický prvok s fixným počtom chápadiel - typov. Môže byť pripojená k ľubovoľnej štruktúre odvodennej z množiny vrcholov pripojením chápadiel do vrcholu. Hyperhrana môže byť prepísaná štruktúrou R . R však musí mať, kvôli lepiacemu prístupu, rovnaký počet externých vrcholov ako nahrádzaná hrana typov. Gramatiky v tejto skupine majú konečný počet pravidiel a počiatočnú štruktúru. Jazyk tvoria množiny konečných štruktúr odvodených takouto gramatikou. Prepísanie hyperhrany je bezkontextové, pretože nezasahuje do okolia. Bolo dokázaných niekoľko výsledkov, ktoré majú blízko k podobným bezkontextovým gramatikám na reťazcoch. Ukázalo sa, že veľa zaujímavých problémov je pre tieto gramatiky rozhodnuteľných. Môžeme sa pýtať dva typy otázok: či hypergrafy generované príslušnou gramatikou spĺňajú vybrané vlastnosti alebo klasickú otázku príslušnosti do jazyka. Otázka príslušnosti je vo všeobecnosti NP-kompletná a len niektoré obmedzené triedy sú polynomiálne ťažké.

Kapitola 4

Prehľadávanie grafu

4.1 Úvod

Jednou z motivácií nášho prístupu ku konštrukcii grafu je možnosť využitia takejto konštrukcie ako duálneho problému k prehľadávaniu grafu. Náš model konštrukcie vychádza z modelov používaných pri prehľadávaní grafov s tým rozdielom, že kým v niektorých úlohách z prehľadávania je daný neznámy graf a úlohov agenta je skonštruovať jeho mapu, v našom modeli je dané ako má graf vyzerat a úlohou agenta je skonštruovať ho pomocou operácií, ktoré má k dispozícii. V tejto kapitole uvádzame čitateľa do problematiky prehľadávania grafu, príslušných definícií a zaujímavých výsledkov z tejto oblasti. Nájde tu prehľad vybraných prístupov k tejto problematike a používaných modelov.

V problémoch prehľadávania má agent zostrojiť kompletnú mapu grafu (prostredia) bez akejkoľvek počiatočnej informácie o jeho topológii, prípadne len navštíviť každý vrchol alebo prejsť každou hranou. Tiež sú známe tri typy riešených úloh podľa toho, ako agent ukončí prehľadávanie. Prvým typom je prehľadávanie s návratom, keď agent po skončení musí zastať v počiatočnom vrchole. Druhým typom je prehľadávanie so zastavením, kedy agent musí v konečnom čase po prehľadaní celého grafu zastaviť. Posledným, tretím, typom úloh o prehľadávaní grafu je trvalé prehľadávanie. V tomto prípade agent pokračuje v prechádzaní grafu aj po jeho úplnom prehľadaní. Patria sem tiež úlohy, v ktorých má agent navštevovať každý daný prvok grafu (vrchol alebo hranu) s určitou periódou. Význam takejto úlohy je napríklad pri neustálej kontrole siete, ktorá sa môže kaziť počas prevádzky. Úspešnosť algoritmov prehľadávania grafov sa porovnáva s takzvanými offline problémami. Pri offline probléme agent graf pozná a jeho úlohou je navštíviť každý jeho vrchol, prípadne hranu podľa rovnakého zadania ako pri prehľadávaní. Napríklad ak má agent navštíviť každý vrchol v neznámom ohodnotenom grafe, online problémom je problém obchodného cestujúceho (TSP).

Prvý formálny model na prehľadávanie grafu uviedol [PY91]. Prvý raz bolo skúmané prehľadávanie celého grafu v [DP90], avšak uvažovali preskúmanie každej hrany v označenom orientovanom grafe. Teda, keď agent prišiel do vrcholu, dostal informáciu o počte neobjavených hrán odchádzajúcich z vrcholu ale už nie informáciu, kam tieto hrany vedú. Zodpovedajúcim offline problémom pre tento problém však nie je TSP ale polynomiálne riešiteľný Problém čínskeho poštára. Takéto zadanie problému prehľadávania má blízko k nášmu poňatiu problému konštrukcie grafu pomocou jedného mobilného agenta. V tejto oblasti prebieha rozsiahli výskum na orientovaných aj neorientovaných grafoch. Existuje aj iná trieda problémov, v literatúre označovaných ako online TSP, kde graf je známy dopredu a vrcholy, ktoré majú byť navštívené sa objavujú postupne. Zodpovedajúci offline problém pre túto triedu problémov je TSP s dátumami uvoľnenia (release dates).

Predpoklad, že konečný automat s konečným počtom kamienkov nedokáže prehľadať každý graf bol dlho otvoreným problémom až [Rol79] dokázal o niečo širšie tvrdenie. Rolik [Rol79] dokázal, že žiadna konečná množina konečných automatov nedokáže prehľadať všetky kubické planárne grafy.

Labyrint je šachovnica Z^2 so zakázanými políčkami. Labyrint je konečný. Prehľadávaním labyrintov sa vo veľkej miere zaoberal Budach. Prehľadať konečný labyrint znamená, že robot je schopný odísť ľubovoľne ďaleko zo svojej štartovnej pozície pre každú štartovnú pozíciu. Hrany labyrintu sú konzistentne označené svetovými stranami (východ, juh, západ, sever).

4.2 Prehľadávanie jedným agentom

[MMS11] sa zaoberá problémom prehľadávania na neorientovaných spojitých grafoch s hranami ováňovanými nezápornými reálnymi číslami a označenými (labeled) vrcholmi (agent ich vie rozlíšiť). Efektivita online algoritmov sa zisťuje ich porovnávaním s prislúchajúcimi offline riešeniami. V tomto prípade je prislúchajúcim offline problémom Problém obchodného cestujúceho (TSP).

Ďalší článok [FIP⁺05] skúma prehľadávanie grafu konečným automatom (robotom). Graf je neoznačený s hranami lokálne označenými v každom uzle; rovnako ako v našom modeli konštrukcie. Úlohou robota je prehľadať každú hranu v grafe bez akejkoľvek predošlej znalosti o veľkosti a topológii grafu. Medzi zaujímavé výsledky tohto článku patrí dôkaz existencie planárnych grafov, pre ktoré sa to nedá. V prípade unikátneho značenia hrán a vrcholov môže byť prehľadanie dosiahnuté ľahko. Existujú neznáme prostredia, v ktorých takéto značenie nemusí byť k dispozícii, alebo robot nemusí byť schopný rozlíšiť od seba dve podobné značky. Z tohto dôvodu sa skúma prehľadá-

vanie anonymných grafov; tj. grafov bez unikátne označených hrán a vrcholov. Je len samozrejmé, že bez možnosti lokálne rozlíšiť konce hrán by nebolo možné prehľadať dokonca ani hviezdu s tromi listami. Predpokladá sa teda v každom vrchole označenie portov $1..d$, kde d je stupeň vrchola. Avšak nepožaduje sa žiadna konzistencia tohto značenia. Keďže v mnohých aplikáciách sa požaduje, aby bol robot malé lacné zariadenie, autori článku optimalizujú pamäť. Takže hľadajú robota schopného preskúmať graf danej neznámej veľkosti s tak malou pamäťou, ako je to len možné. Robot s k -bitovou konečnou pamäťou sa modeluje konečným automatom. Trap je graf, ktorý nie je možné celý prehľadať automatom bez kamienkov (pebbles). Výsledok článku hovorí, že pre každý K -stavový automat a $d \geq 3$ existuje $K+1$ vrcholový graf - trap s max. stupňom d , ktorý sa nedá prehľadať týmto automatom.

4.3 Distribúované prehľadávanie

Autori článku [DFK⁺05a] používajú pre prehľadávanie neznámeho prostredia viacero totožných agentov. Neznáme prostredie je v tomto prípade opäť modelované grafom a úlohou agentov je skonštruovať totožnú mapu grafu pre každého agenta. Bolo dosiahnuté deterministické riešenie za čo najslabších možných nastavení, pričom agenty¹ poznali iba veľkosť grafu alebo počet agentov.

Autori skúmajú distribuovanú verziu klasického problému prehľadania garfu s návratom do počiatočného vrchola, pričom agent má prejsť všetky hrany neoznačeného (anonymného) grafu. Počas tohto procesu je úlohou agenta vytvoriť mapu grafu. Model pozostáva z neoznačeného grafu a k agentov roztrúsených po n vrcholoch grafu. Komunikácia medzi agentmi prebieha prostredníctvom zápisov na malé tabuľky nachádzajúce sa v každom vrchole grafu. Tento problém je zložitejší od prehľadania grafu jediným agentom, pretože vyžaduje kooperáciu medzi agentmi. Keďže je tento problém vo všeobecnosti deterministicky neriešiteľný, článok predstavuje deterministický algoritmus za podmienky, že n a k sú nesúdeliteľné.

Vo svojej práci dávajú autori svoj výskum do súvisu s ostatnými problémami distribuovaných výpočtov, ako je napríklad voľba šéfa.

4.4 Prehľadávanie s radou

Z praxe sú známe situácie, keď graf, ktorý má agent prehľadať, nie je úplne neznámy. Teda je o ňom dostupná nejaká informácia. V [DKM12] skúmajú autori predovšetkým zložitosť rady. Teda aký je vzťah medzi veľkosťou informácie, ktorú agent o grafe

¹Na návrh staršieho kolegu skloňujeme slovo agent v našom kontexte ako neživotné.

dostane a kvalitou riešenia. Úlohou agenta je prehľadať s návratom do počiatočného vrchola neznámy neorientovaný graf. Čiže agent má navštíviť každý vrchol grafu a vrátiť sa do počiatočného vrchola s čo najnižším súčtom cien prechodov po hranách. V tomto modeli agent pri návšteve vrchola vidí ceny všetkých s ním incidentných hrán a kam tieto hrany vedú.

Výsledky sa týkajú dolnej hranice, kde autori ukázali, že $\Omega(n \log n)$ bitov rady je potrebných na dosiahnutie pomeru porovnania 1 oproti algoritmu pozanajúcemu topológiu grafu. Taktiež dokázali, že s radou $O(n)$ bitov pri ohraňovaných váhach je možné dosiahnuť konštantný pomer.

Autori sa venovali aj klasickej otázke prehľadania grafu a posunuli dolnú hranicu prehľadania grafu deterministickým algoritmom bez rady.

Model a všeobecné výsledky o konštrukcii

4.5 Definícia

V tejto kapitole uvedieme nami používaný model a všeobecné výsledky o ňom. Obsahuje definície používaných pojmov a označení. Začneme predstavením agenta a vlastností grafu, v ktorom operuje.

Definícia 25. *Model sa skladá z grafu a agenta. Graf má nemeniteľné lokálne číslovanie koncov hrán vo vrchole, podľa poradia vzniku. Koniec hrany, ktorý vznikol ako prvý, má číslo 1. Prvý koniec vznikne spolu s vrcholom, zvyšné otvorením portu. Port je vlastne jeden z koncov ešte nevytvorenej hrany. Každá entita v modeli môže byť nejako dodatočne označená. Napríklad aj vrcholy alebo hrany grafu. V našom modeli však pracujeme len so značením portov. Značky portov slúžia na to, aby mohlo byť naraz otvorených viacero portov bez toho, aby medzi nimi vznikla hrana a aby sa dalo určiť, do ktorého vrchola má hrana ísť v prípade, že je otvorených viacero portov. Počiatočný graf obsahuje práve jeden izolovaný vrchol a nič viac. Akonáhle sú otvorené dva porty s rovnakými značkami, vznikne medzi nimi nová hrana a tieto porty tým zaniknú.*

Agent môže vo vrchole, v ktorom sa nachádza, vykonávať tieto operácie: pohnúť sa po hrane do susedného vrcholu, otvoriť port so značkou, vytvoriť hranu do nového vrchola v ktorom sa následne ocitne. Agent rozlišuje hrany podľa lokálneho číslovania ich koncov vo vrchole, kde sa práve nachádza. Agent vie ktorý koniec patrí hrane po ktorej prišiel do vrcholu. Agent začína vo vrchole počiatočného grafu.

Agent pri vykonávaní algoritmu konštrukcie grafu nemá obmedzenú výpočtovú silu ani pamäť. Množina značiek portov je konečná a vopred daná. Efektivita algoritmu konštrukcie daného grafu sa pri tomto modeli meria počtom pohybov agenta (tj. sumou počtu návštev cez všetky vrcholy) pri danej množine značiek portov, tento počet sa snažíme minimalizovať.

Nasleduje uvedenie označení a použitých pojmov.

Označenie 1. Použité skratky operácií agenta: - nová hrana = NH - otvoriť port (s číslom n) = $OP(n)$ - prejsť sa po hrane s lokálnym číslom konca k = Sk

Označenie 2. Agent začína v grafe, ktorý sme už nazvali počiatočný graf - v našom prípade obsahuje jeden izolovaný vrchol. Graf, ktorý má agent skonštruovať, budeme volať cieľový, konečný alebo konštruovaný. Graf existujúci v danom kroku konštrukcie v modeli budeme volať aktuálny graf alebo len graf.

Poznámka 2. Pri práci s neorientovanými grafmi používame pojem "hrana vedie z vrchola v do vrchola u " len na rozlíšenie týchto dvoch vrcholov od seba.

Označenie 3. Nad prvkami grafu, konštruovaného jedným agentom (sú to najmä vrcholy, hrany i porty), existuje prirodzené úplné usporiadanie podľa poradia ich vzniku, podľa ktorého môžeme o jednom prvku vyhlásiť, či je starší, mladší alebo rovnako starý ako iný prvok. Platí, že hrana je rovnako stará ako jej druhý port. Všeobecne prvky vzniknuté jednou operáciou sú rovnako staré. Pri modeli s jediným agentom sú operácie vykonávané sekvenčne a podľa ich poradia vieme určiť aj "vekobjektov, ktoré ich vykonaním vzniknú.

Označenie 4. Krokom agenta budeme nazývať vykonanie operácie, pri ktorej sa zmení vrchol, v ktorom sa agent nachádza.

Označenie 5. Portová hrana je hrana, ktorá vznikla operáciou OPk , kde k je značka portu, ktorého otvorením hrana vznikla.

Označenie 6. Kostrová hrana je hrana, ktorá vznikla operáciou NH .

Poznámka 3. Ako neskôr ukážeme - "kostrové hrany" tvoria kostru grafu.

Označenie 7. Medzi otvorením prvého a druhého portu portovej hrany h , prejde agent po slede vrcholov. Najmenší cyklus z tohto uzavretého sledu obsahujúci hranu h budeme označovať tvorivý cyklus hrany h . Hrany tohto cyklu bez hrany h tvoria konštrukčnú cestu hrany h .

Označenie 8. Postupnosť návštev vrcholov a hrán v poradí v akom ich agent vykonal počas konštrukcie cieľového grafu budeme volať tvorivý sled grafu.

4.6 Základné vlastnosti

V tejto časti kapitoly sú umiestnené výsledky platné, pre konštrukciu grafov pomocou mobilných agentov za použitia nášho modelu, všeobecne pre každý graf.

Veta 1. *Agent počas pohybu v grafe musí ísť po hranách grafu. Tieto po momente keď po nich prešiel, už v grafe trvale existujú.*

Dôkaz. Žiadna operácia agentovi nedovoľuje priamo prejsť medzi dvoma vrcholmi, ktoré nespája hrana. Môže však vytvoriť kostrové hrany a potom otvorením portu vznikne hrana, ktorá mu umožní dostať sa do vrcholov grafu, ktoré vytvoril predtým. Neexistuje spôsob ako v našom modeli odstrániť hranu z grafu. \square

Veta 2. *Ak agent odíde z vrcholu v ktorom je súčet počtov incidentných hrán a otvorených portov nižší, ako je počet hrán s ktorými má byť vrchol incidentný v cieľovom grafe, tak sa doň počas konštrukcie musí agent neskôr ešte vrátiť.*

Dôkaz. Neexistuje postupnosť operácií agenta, pomocou ktorej môže agent vytvoriť hranu do existujúceho vrchola bez jeho návštevy, ak v ňom nie je otvorený port pre túto hranu. Operácia NH vytvorí z vrchola v ktorom sa nachádza do nového vrcholu, ktorý predtým v grafe neexistoval a operáciou OPk môže agent vytvoriť hranu z vrchola v ktorom sa nachádza do vrchola v ktorom je otvorený port so značkou k. Teda ak sa v danom vrchole agent nenachádza a nemá v ňom otvorený port pre hranu, ktorú ide skonštruovať, nemôže to urobiť bez návštevy tohto vrchola. \square

Veta 3. *Hrany vytvorené operáciou "nová hrana" tvoria kostru grafu.*

Dôkaz. Okrem inicializačného vrcholu, všetky vrcholy vzniknú operáciou "nová hrana" (NH). Každý vrchol okrem inicializačného je spojený hranou, s lokálnym číslom konca hrany 1, s nejakým starším vrcholom (vrchol, ktorý vznikol skôr). Po týchto hranách sa dá z každého vrchola grafu dostať do inicializačného, teda podgraf, tvorený hranami pochádzajúcimi z oprácií NH, je súvislý. Počet týchto hrán je zároveň o jeden menší ako počet vrcholov, teda ide o kostru. \square

Veta 4. *Hrany, ktoré agent prejde od otvorenia prvého portu hrany po otvorenie druhého, tvoria v grafe s novovzniknutou hranou uzavretý sled.*

Dôkaz. Je to dané operáciami, ktoré môže agent vykonať. Agent totiž prechádza len po hranách v grafe. Z vrchola ide do incidentnej hrany a z hrany do incidentného vrchola. Pričom žiadna hrana nemôže zaniknúť, teda medzi otvorením dvoch portov prejde agent po nejakom slede v grafe. Novovzniknutá hrana spája koncový a začiatkový bod tohoto sledu; tvorí s ním teda uzavretý sled. \square

Poznámka 4. *Zo sledu z vety 4 vieme vybrať kružnicu obsahujúcu práve konštruovanú hranu. Ak totiž sled nie je kružnica, obsahuje viacnásobný výskyt niektorého vrchola okrem počiatkového a koncového, ktoré sú pri uzavretom slede totožné. Ak prvky sledu medzi dvomi takýmito výskytmi odstránime a tieto výskyty zlúčime do jedného, výsledkom bude tiež uzavretý sled.*

Veta 5. *Minimálny počet hrán, ktoré agent potrebuje prejsť pri konštrukcii hrany pomocou portov je rovný alebo väčší ako dĺžka najmenšej kružnice, na ktorej sa táto hrana v konštruovanom grafe nachádza.*

Dôkaz. Nájďme menší takýto sled ako je najkratšia kružnica. Tento tvorí s novovzniknutou hranou uzavretý sled. Z neho vieme vybrať kružnicu, čo je spor s minimálnosťou najkratšej kružnice. Keďže neexistuje v našom modeli možnosť, aby hrana zanikla, musí sa táto "nová" najkratšia kružnica nachádzať aj v konštruovanom grafe. \square

Veta 6. *Ak má agent k dispozícii dostatočný počet značiek portov, tak sa problém efektívnej konštrukcie grafu redukuje na hľadanie najkratšieho sledu v ktorom sú všetky vrcholy. Pri hamiltonovskom grafe ide o hamiltonovskú kružnicu.*

Dôkaz. Agent skonštruuje graf takto: prechádza vrcholmi, podľa najkratšieho sledu obsahujúceho všetky vrcholy, pričom mu sačí jedna návšteva každého vrcholu, v ktorom otvorí potrebný počet portov príslušných značiek. Ak má v slede prejsť do vrcholu, ktorý ešte neexistuje, použije operáciu NH. \square

Poznámka 5. *Aj v tomto prípade je možná ďalšia optimalizácia a to na počet použitých značiek pre porty. Celkovo to funguje takto: agent otvorí port so značkou k , vytvorí pár kostrových hrán a následne v nejakom vrchole otvorí druhý port s rovnakou značkou, čím sa mu táto uvoľní. V každom vrchole, ktorý medzitým vytvorí, musí otvoriť porty, pre všetky hrany v konštruovanom grafe, s ktorými je v ňom tento vrchol incidentný. Pri tom nemôže použiť značku k . Vo všeobecnosti teda platí, že čím kratšie sú porty otvorené, tým menší je celkový počet potrebných značiek.*

Veta 7. *Vrchol v grafe musí agent navštíviť minimálne $\frac{\deg(v)}{|Z|*2}$ krát, kde Z je množina značiek pre porty, ktorú má agent k dispozícii.*

Dôkaz. Pri každej návšteve môže agent otvorením portov so všetkými značkami vytvoriť nové hrany do vrcholov, v ktorých sú otvorené príslušné porty a následne otvoriť toľko portov s navzájom rozdielnymi značkami, koľko má k dispozícii značiek (dvojica portov rovnakej značky v jednom vrchole by vytvorila slučku a v našom modeli uvažujeme hrany bez slučiek). \square

Poznámka 6. *Ako ukážeme neskôr, pri obmedzenom množstve značiek portov môže byť výhodnejšie neminúť všetky značky pre porty v jednom vrchole, aj za cenu opakovanej návštevy. Výhodnejšie v tomto prípade znamená, že agent pri danej konštrukcii vykoná menej krokov.*

4.7 Jedna značka pre porty

V tejto časti sa budeme zaoberať všeobecnými výsledkami pre model, v ktorom má agent k dispozícii len jedinú značku pre porty a teda v grafe môže byť naraz otvorený len jediný port.

Veta 8. *Najmenej krokov agent na konštrukciu konkrétnej hrany medzi už existujúcimi vrcholmi použije, ak pôjde do najbližšieho z nich, otvorí v ňom port a následne najkratšou cestou po už existujúcich hranách prejde do druhého vrcholu a otvorí v ňom port.*

Dôkaz. Agent má k dispozícii len jednu značku pre porty. Teda počas konštrukcie hrany medzi už existujúcimi vrcholmi, žiadne nové hrany v grafe, ktoré by ležali na ceste medzi koncami tejto hrany nevzniknú. Jediné nové hrany môžu vzniknúť operáciou NH, ale tieto by viedli do "slepej uličky" (komponentu grafu obsahujúceho len nové vrcholy a spojeného mostom so zvyškom grafu), z ktorej by sa musel agent vracieť a je zrejmé, že ak ich konštrukciu vynechá, z pohľadu najmenšieho počtu ťahov na konštrukciu tejto portovej hrany nič nepokazí. V neorientovanom grafe pri jednej značke pre port je najkratšia cesta od otvorenia prvého po otvorenie druhého portu hrany rovnaká bez ohľadu na to, v ktorom vrchole agent otvorí prvý port hrany. Jediné, čo sa mení, je počet krokov po otvorení prvého z portov. Aby bol tento a teda aj celkový počet krokov čo najkratší, pôjde agent do najbližšieho z vrcholov konštruovanej portovej hrany. \square

Veta 9. *Agent, ktorý má k dispozícii len jednu značku pre porty, musí prejsť pri konštrukcii grafu aspoň k krokov, kde $k = \min_{i=1}^y \{ \sum_{e \in G(E); e \notin G(K_i)} j(e) - 1 \}$, kde K je kostra grafu G ; y je počet navzájom rôznych kostier grafu G ; $j(e)$ je najmenšia kružnica v grafe obsahujúca hranu e a K_i je i -ta kostra, pričom $K_i \equiv K_j \iff i \equiv j$*

Dôkaz. Podľa vety 5 musí agent prejsť pri konštrukcii hrany aspoň dĺžku minimálnej kružnice bez jednej - bez hrany ktorú tým konštruuje. Keďže má k dispozícii len jednu značku pre porty, ďalšiu hranu môže začať konštruovať až keď dokončil predošlú. Pri každej hrane prejde teda aspoň dĺžku najmenšej kružnice, v ktorej sa táto hrana nachádza mínus jedna. Dokopy prejde agent ich súčet. \square

Veta 10. *Po použití operácie NH, ktorou vznikne hrana h , sa agent už nedostane do už existujúceho vrcholu bez následného použitia operácie OP, ktorá vytvorí hranu do vrcholov starších ako h , alebo bez opätovného prejdenia po hrane h .*

Dôkaz. Vrchol v , ktorý vznikne operáciou NH je so zvyškom grafu spojený len hranou h , ktorá tvorí most, do vzniku hrany operáciou OP, medzi komponentmi na oboch stranách tohto mostu. Teda jediný spôsob ako prejsť medzi týmito dvomi časťami grafu je po moste, ktorý ich spája - po hrane h . \square

Veta 11. *Existuje graf, pri ktorého konštrukcii na najmenej krokoch, agent skonštruuje kostrové hrany, ktoré s konštruovanou portovou hranou netvorí cyklus.*

Dôkaz. Napríklad cyklus, kde do každého vrchola pridáme hranu do vrchola stupňa jedna. Je zrejmé, že pri konštrukcii týchto vrcholov stupňa jedna, agent určí operácie NH a S1, lebo nemôže ostať vo vrchole ak ešte nedokončil graf a iná hrana z neho nevedie. Tiež je zrejmé, že takýto graf má práve jednu portovú hranu a to ľubovoľnú hranu cyklu. Pri jej konštrukcii prejde agent cez všetky vrcholy v cykle a ak by neskonštruoval príslušný vrchol stupňa jedna incidentný s vrcholom cyklu, pri jeho prvej návšteve, musel by sa doň vrátiť a teda vykonať viac krokov. Agent teda otvorí port a skonštruuje vrcholy cyklu, pričom v každom skonštruuje aj príslušný vrchol stupňa jedna s ktorým je tento incidentný. \square

4.7.1 Dve a viac značiek pre porty

Ušetriť (agent vykoná menej krokov) oproti situácii, keď agent môže použiť len jednu značku pre porty možno v prípade že má k dispozícii viacero značiek pre porty vtedy, ak konštruovaný graf obsahuje cykly, ktoré majú spoločné hrany. Vtedy, ak agent pri konštrukcii niektorej hrany, prechádza vrcholom s ktorým bude incidentná niektorá portová hrana, ktorú bude konštruovať po tejto, v ňom otvorí port. Následne sa do tohto vrchola už nemusí pri konštrukcii tejto nasledujúcej portovej hrany vracáť otvoriť port, ak existuje kratšia cesta do druhého koncového vrchola tejto hrany. V metrike vzdialeností, kde sa počíta počet hrán najkratšej cesty medzi dvoma vrcholmi ako ich vzdialenosť platí trojuholníková nerovnosť. Z tohto dôvodu agent nevykoná viac krokov pri najlacnejšej (na najmenej krokov) konštrukcii portovej hrany ak jeden port tejto hrany otvorí skôr oproti konštrukcii kde ho otvorí neskôr, pričom sa kroky rátať až po dokončení predošlej portovej hrany. Krok, vykonaný agentom v čase, keď má tento otvorených viacero porto, sa do celkového súčtu počíta len raz. Ako neskôr ukážeme, nie vždy spôsobí snaha skonštruovať jednu hranu na čo najmenej krokov zlepšenie celkového počtu krokov agenta počas konštrukcie cieľového grafu.

Kapitola 5

Konštrukcia mriežky

Definícia 26. *Mriežka veľkosti $n \times m$ je graf $P_n \times P_m$*

Definícia 27. *Cyklická mriežka veľkosti $n \times m$ je graf $C_n \times C_m$.*

V tejto kapitole sa budeme zaoberať mriežkou a cyklickou mriežkou. Na to, aby sme sa v týchto dvoch grafoch dokázali dobre orientovať, zavedieme pojem dimenzie a jej súradnice. Pričom využijeme, že oba grafy sú produktmi kartézskeho súčinu. Výsledky v tejto kapitole môžu byť užitočné pri hľadaní konštrukcií grafov, ktoré sú výsledkom kartézskych súčinov zložitejších grafov. Cesta a cyklus totiž patria medzi najjednoduchšie podgrafy.

Označenie 9. *Pojem dimenzie v produkte kartézskeho súčinu G , grafov U a V zavedieme prirodzene vzhľadom na označenie vrcholov produktu ako usporiadanej dvojice (u, v) , kde $u \in U$ a $v \in V$. i -tou dimenziou vrchola produktu tohto súčinu bude i -ty člen tejto dvojice. Súradnicou v dimenzii i je prvok na i -tej pozícii v usporiadanej dvojici. Pre zjednodušenie označíme vrcholy pôvodných grafov prirodzenými číslami od 1 po m rešpektíve od 1 po n . Vrcholy produktu kartézskeho súčinu týchto dvoch grafov budú pre dosť veľké m, n napríklad $(2, 4)$, $(5, 17)$, $(9, 1)$, atď.*

Poznámka 7. *Pri mriežke a cyklickej mriežke budeme číslovať vrcholy pôvodných grafov tak, aby sa označenia susedných vrcholov líšili o jedna, v prípade cyklickej mriežky budú v pôvodných grafoch - cykloch spojené aj vrcholy 1 a n , repektíve 1 a m .*

Veta 12. *Pri konštrukcii portovej hrany v mriežke aj v cyklickej mriežke, ktoré nemajú žiaden rozmer menší ako štyri, urobí agent medzi otvorením prvého a druhého portu najmenej tri kroky.*

Dôkaz. Najmenší cyklus v oboch grafoch má dĺžku štyri. Teda medzi otvorením dvoch portov hrany vykoná agent najmenej tri pohyby po hranách. Buď prejde po už existujúcich alebo vytvorí novú operáciou NH. □

5.1 Jedna značka pre porty

Veta 13. *Kostrové hrana je staršia, vznikla skôr, ako všetky portové hrany incidentné s jej mladším koncovým vrcholom.*

Dôkaz. Aby agent mohol otvoriť vo vrchole port, musel už tento vrchol existovať. Jediná operácia ktorou mohol vrchol vzniknúť je operácia NH. Mladší vrchol vznikol spolu s kostrovou hranou a preto doň predtým nemohli viesť žiadne hrany. \square

Veta 14. *Tvoriaci cyklus hrany h obsahuje len hrany staršie ako h .*

Dôkaz. Tvoriaci cyklus obsahuje hrany, po ktorých agent prešiel, keď konštruoval hranu h . Museli teda v čase po prechode agenta už existovať a sú preto staršie ako hrana h , ktorú agent vytvoril až potom, ako po týchto hranách prešiel. \square

Veta 15. *Každý tvoriaci cyklus je možné nahradiť tvoriacim cyklom, ktorý obsahuje len hrany kostry a príslušnú portovú hranu.*

Dôkaz. Majme tvoriaci cyklus hrany h . Každú portovú hranu, okrem h v ňom nahradíme jej tvoriacim cyklom, až kým nemáme uzavretý sled na kostrových hranách a hrane h . Z neho vieme vybrať tvoriaci cyklus hrany h . \square

Označenie 10. *Graf prislúchajúci dimenzii d grafu G je d -ty činiteľ kartézskeho súčinu, ktorého je G produktom.*

Označenie 11. *Hrana v mriežke a cyklickej mriežke vedie medzi dvomi vrcholmi, ktoré sa líšia v práve jednej dimenzii a v tejto majú súradnice vrcholov, ktoré spolu susedia v grafe, ktorý prislúcha danej dimenzii. Teda ak je to prvá dimenzia jedná sa o prvý člen kartézskeho súčinu a ak je to druhá dimenzia o druhý. Súradnica hrany budeme volať súradnicu k , ak k je najvyššia súradnica v danej dimenzii a hrana spája vrchol s najnižšou a najvyššou súradnicou dimenzie, alebo nižšia zo súradníc v ktorých sa líšia vrcholy spojené touto hranou.*

Hranu so súradnocou k budeme volať niekedy hrana v súradnici k . Rovnako budeme používať pojem dimenzia hrany a hrana dimenzie.

Označenie 12. *Prechodom po súradnici budeme volať prechod agenta po hrane danej súradnice.*

Označenie 13. *Susedná súradnica súradnice k v dimenzii d , je každá súradnica vrchola spojeného hranou v grafe prislúchajúcom dimenzii d s vrcholom so súradnicou k .*

Veta 16. *Portová hrana v súradnici k v cyklickej mriežke má v tvoriacom cykle odlišnú paritu počtu prechodov po súradnici k ako majú počty prechodov po ostatných súradniciach V ostatnej dimenzii majú všetky počty prechodov po každej súradnici rovnakú paritu.*

Dôkaz. Aby otvoril druhý port hrany, agent musí svoju pozíciu zmeniť tak, aby sa nachádzal na susednej súradnici v diemnzii v ktorej sa líši s vrcholom s otvoreným prvým portom v dimenzii kam má viesť konštruovaná hrana. Keď rozdelíme pohyby agenta medzi jednotlivé dimenzie, môžeme jeho pohyb premietnuť do grafov týchto dimenzií. Budeme teda sledovať len to ako sa mení tá, ktorá súradnica agenta pri jeho pohybe po tvoriacom cykle. Keďže vrcholy v ktorých otvára porty sa líšia iba v dimenzii konštruovanej hrany, v jednej dimenzii majú rovnakú súradnicu. Do grafu tejto dimenzie sa pohyb agenta premietne ako uzavretý sled, kde skončí vo vrchole, v ktorom začal. Poďme spočítať paritu prechodov po jednotlivých súradniciach v slede do ktorého sa v tomto grafe premietne prechod agenta. Vezmeme tie výskyty toho istého vrcholu, medzi ktorými sú výskyty len iných vrcholov a to každého najviac raz. Takže aké pohyby mohol urobiť agent medzi dvomi najbližšími návštevami nejakého vrcholu? Mohol sa vrátiť zo susedného vrchola - zo vzdialenejšieho už nie, lebo susedný, cez ktorý by išiel by sa vyskytol na tomto slede viackrát ako raz. Alebo mohol agent prejsť po ceste, kde cieľom aj východiskom je tento vrchol. Takáto cesta je buď prázdna alebo obsahuje všetky iné vrcholy y je to vlastne prejdenie cyklu dookola. V prvom prípade sa parita prechodov po súradniciach zachová, lebo agent prešiel tam a späť po rovnakej súradnici. V druhom prípade sa zmení parita prechodov pre všetky súradnoce. V oboch prípadoch sa teda zachová rovnosť parít prechodov jednotlivých súradníc, ak platila aj predtým. Vieme teda, že medzi dvomi najbližšími výskytmi vrchola sa nič nepokazí. Na začiatku je počet prechodov pre každú súradnicu rovnaký - nulový a teda majú rovnakú paritu. Pri ďalšom počítaní môžeme teda tieto výskyty preskočiť - skontrať. Na takto upravenom slede postup opakujeme, až kým nemáme každý vrchol najviac raz okrem koncového a začiatočného, čo je ten istý. Preň platia rovnaké pravidlá a teda pre túto dimenziu je veta dokázaná.

V dimenzii konštruovanej hrany sa bude pri otváraní druhého portu nachádzať vo vrchole susednej súradnice k súradnici vrchola s prvým portom. Ak pridáme do sledu aj konštruovanú portovú hranu, dostaneme uzavretý sled, pre ktorý platí predošlý dôkaz. Z toho je jasné, že iba prechody po konštruovanej hrane majú odlišnú paritu počtu svojich výskytov. \square

Veta 17. *Pri ľubovoľnej konštrukcii cyklickej mriežky G rozmerov $n \times m$ s jednou značkou pre porty, existuje aspoň jedna hrana pri konštrukcii ktorej agent vykoná aspoň $n-1$ krokov v prvej dimenzii a súčasne aspoň jedna portová hrana, pri konštrukcii ktorej agent vykoná aspoň $m-1$ krokov v druhej dimenzii, môže ísť o tú istú hranu.*

Dôkaz. Ako sme už povedali kostrové hrany sú hrany, ktoré vznikli operáciou NH a tieto hrany tvoria kostru grafu; ako bolo spomenuté grafom nazývame každý medziprodukt konštrukcie počnúc počiatočným vrcholom až po konečný skonštruovaný graf. Každé

kinštrukcii grafu G zodpovedá nejaká kostra z kostrových hrán. Počet krokov, ktoré agent vykonal pri konštrukcii hrany h je súčet počtu krokov do vrchola v , v ktorom otvoril prvý port hrany a počet krokov z vrchola v do vrchola u , v ktorom otvoril druhý port hrany, tento sled z u do v tvoria s portovou hranou uzavretý sled. Tento sled obsahuje tvoriaci cyklus danej portovej hrany. Majme ľubovoľnú konštrukciu cyklickej mriežky G a k nej zodpovedajúcu kostru. Ukážeme, že pre ňu platí tvrdenie vety. Táto kostra určuje aj, ktoré hrany grafu sú portové - tie, ktoré nie sú v kostre. Pripomeňme si, že kostra zodpovedajúca konštrukcii je kostra tvorená práve všetkými hranami, ktoré vznikli operáciami NH . Ukážeme, že existuje aspoň jedna hrana, ktorej tvorivý cyklus bez tejto hrany obsahuje jej súradnicu párny počet krát - teda ostatné súradnice v tejto dimenzii nepárny počet krát. Rovnako to dokážeme pre obe dimenzie. Možné sú dva prípady, buď ide o dve rôzne hrany, alebo o jedinú hranu. Keďže agent musel prejsť do susednej súradnice vrchola s prvým portom hrany a nemohol tak urobiť v jej súradnici, musel prejsť po všetkých ostatných súradniciach a teda vykonať aspoň $n-1$ respektíve $m-1$ krokov v prípade, že platí alternatíva s dvomi rôznymi hranami. Alebo $n+m-1$ ak platí alternatíva s jedinou hranou. Nazveme ich pre lepšiu orientáciu dotknuté hrany. Pozrieme sa na ľubovoľnú kostru. V tejto kostre sa nachádzajú všetky vrcholy grafu. Aký je tvorivý cyklus jednotlivých portových hrán. V tvorivom cykle portovej hrany h je možné nahradiť niektorú portovú hranu jej tvorivou cestou. Takýmto nahrádzaním postupne vieme nahradiť všetky portové hrany. Keď z výsledného sledu vyberieme konštrukčnú cestu, tento už obsahuje iba kostrové hrany. Pozrime sa na paritu počtu prechodov jednotlivých súradníc v tejto ceste. Tvrdíme, že ak sme nenahrádzali hranu, ktorej tvorivá cesta obsahovala súradnicu tejto hrany párny počet krát, výsledná tvorivá cesta na kostrových hranách bude obsahovať nepárny počet prechodov po súradnici hrany h . Toto je zrejmé. Ak výskyt hrany nahradíme cestou, kde sa táto hrana nachádza nepárny počet krát, počet prechodov po súradnici hrany sa nezmení. Toto zároveň implikuje, že prechody po ostatných súradniciach sa na tejto ceste nachádzajú párny počet krát zvlášť pre každú súradnicu. Teda nezmení sa ani parita prechodov po ostatných súradniciach. Čo sa týka parít počtov prechodov v ostatnej dimenzii, tak tu platí to isté, ak nahrádzame hranu jej tvorivou cestou, kde je počet prechodov po súradnici tejto hrany párny, tak aj vo výslednom slede je počet prechodov párny pre každú súradnicu tejto dimenzie.

Keďže výsledný sled, ktorý vznikol nahradením tvorivej cesty portovej hrany h vedie len po kostrových hranách a na tých neexistuje cyklus, tvorivá cesta hrany h vybraná z tohto sledu zachováva paritu prechodov po jednotlivých súradniciach takú, aká je v tomto slede. Kostra je totiž strom a ak sa na slede vyskytne dvakrát ten istý vrchol, tak medzi dvomi jeho susednými výskytmi je párny výskyt prechodov po jednotlivých

súradniciach a teda ho môžeme zo sledu vybrať - skontraovať na jeden výskyt tohto vrchola. Jediná šanca ako pri pohybe po strome navštíviť opätovne niektorý vrchol je vrátiť sa doň.

Na kostre existuje pre každú portovú hranu jediná tvorivá cesta, inak by na nej bol cyklus, čo je spor. Vezmime si teraz dimenziu d a vrcholy, ktoré majú v ostatnej dimenzii rovnakú súradnicu, označme ju k . Indukovaný podgraf na týchto vrchoch je cyklus. Niektoré jeho hrany sú kostrové, ostatné sú portové. Pokiaľ má každá portová hrana tvorivú cestu na kostre s nepárnym počtom prechodov po jej súradnici, existuje na kostre cyklus, čo je spor. Tento cyklus získame z uzavretého sledu vytvoreného z indukovaného grafu týchto vrcholov, kde portové hrany nahradíme ich tvorivými cestami na kostre. Vo výslednom slede sa každá hrana bude nachádzať nepárny počet krát a ako sme už ukázali, ak vyberieme niektorú portovú hranu f , vieme z tohto cyklu vybrať jej tvorivú cestu, ktorá zachová paritu prechodov po jednotlivých hranách. Keďže sa však v tomto slede nachádza prechod po súradnici hrany f párny počet krát, bude sa aj v ceste, čo je spor. Napríklad s tým, že táto hrana má tvorivú cestu na kostre s nepárnym počtom výskytov jej súradnice, alebo že v kostre existuje medzi dvomi vrcholmi - koncovými vrcholmi hrany f , práve jedna cesta. Z toho vyplýva, že niektorá nahradzaná hrana mala tvorivú cestu s párnym počtom prechodov po jej súradnici. Teda pre každú dimenziu existuje hrana, ktorej tvorivá cesta obsahuje nepárne počty prechodov po súradniciach tejto dimenzie. A agent pri jej konštrukcii musí vykonať aspoň $n - 1$ krokov pre prvú dimenziu a iných $m - 1$ krokov pre druhú dimenziu. \square

Veta 18. *Mriežku $m \times n$ je možné s použitím jedinej značky pre port zostrojiť pomocou $3m(n - 1) + m$ pohybov, kde $m \leq n$.*

Dôkaz. Agent vykonáva: OP,NH,NH,NH,OP,($n-2$)krát (OP,S1,NH,NH,OP),S1,NH,HN,OP čím vytvorí prvý riadok mriežky. Následne vykoná ($m-1$)krát (NH,OP,S1,S2,NH,OP,($n-1$)krát (OP,S1,S2,NH,OP)) \square

Dôkaz. Pokrytie jednou dlaždicou stojí minimálne tri kroky plus cesta do vrchola prvého portu. Dĺžka tejto cesty závisí od polohy agenta v predošlej dlaždici, jeho polohy v novej dlaždici a od vzájomnej polohy týchto dlaždíc.

Vzhľadom na dimenziu môžeme určiť štyri smery pohybu v grafe. Podľa toho, či súradnica v danej dimenzii stúpa alebo klesá.

Pri konštrukcii na tri kroky agent príde do vrchola s druhým portom a otvorí ho v inej dimenzii ako je tá v ktorej prišiel. Agent sa pohol v smere portovej hrany. Ak agent konštruuje dlaždice tak, že dve po sebe skonštruované majú jednu hranu spoločnú - jedna z dvoch ktoré vedú do vrchola s druhým portom predošlej portovej hrany, tak si zachováva smer v oboch dimenziách - stojí 0 krokov, každá zmena smeru stojí 1 krok.

Chceme konštrukciu na čo najmenej krokov. Teda hľadáme takú postupnosť dlaždíc, ktorou vie agent pokryť mriežku, že stojí konštrukcia tejto postupnosti čo najmenej krokov. Čím sú od seba dlaždice ďalej, tým viac agent vykoná krokov pri ich konštrukcii, lebo medzi skonštruovaním týchto dlaždíc musí prejsť ich vzdialenosť. Ak agent vzápätí po konštrukcii dlaždice konštruuje ďalšiu, stojí ho pohyb medzi nimi 0 krokov. V tomto prípade sa tieto dlaždice dotýkajú rohmi. Ak niektorá dlaždica susedí s dvomi kockami spojenými rohom a konštruovanými hneď po sebe, je výhodnejšie vsunúť túto dlaždicu v konštrukcii medzi tieto dve. (Toto určite platí o dlaždiciach na okraji mriežky a odtiaľ sa to dá preniesť vyššie indukciou) Susedné kocky teda majú spoločný nielen roh ale aj hranu. Agent skončí na jednom z koncov portovej hrany. Portová hrana môže byť len na okraji pokrytej plochy. Po konštrukcii novej dlaždice sa agent ocitne v rovnakom rohu ako bol v predošlej dlaždici keď otváral prvý port portovej hrany novej dlaždice (keď z predošlej dlaždice odchádzal najkratšou cestou - pokiaľ portová hrana nesusedila s dlaždicou bude v susednom vrchole). TODO treba rozobrať všetky prípady najkratších ciest konštrukcie novej dlaždice ... Tam ukážeme susednosti ... tj. ktoré hrany sa opaltí vyberať ako portové ... (treba použiť argument o najkratšej konštrukcii, ak by portová hrana nemala susediť s predošlou dlaždicou, musí urobiť kroky navyše, ak všetky vrcholy dlaždice sú incidentné so 4 hranami, buď som skončil alebo sa niečo pokazilo ... ak dokazujeme konštrukciu postupne, do takéhoto stavu sa snáď nedostaneme ...)

Okraje mriežky sú vrcholy, ktoré majú jednu súradnicu buď minimálnu alebo maximálnu. Rohy mriežky sú vrcholy, ktoré majú maximálne alebo minimálne obe svoje súradnice. Rohy mriežky majú stupeň dva a vrcholy na okraji, ktoré nie sú rohmi, majú stupeň tri. Keď prvý raz príde agent do vrchola, tak hrana po ktorej prišiel musí byť kostrová. Každé prerušenie ťahu tvoreného portovými hranami, znamená, že agent okrem krokov medzi otvorením prvého a druhého portu niektorej portovej hrany, musel vykonať aspoň jeden krok medzi otvorením druhého portu niektorej hrany a prvého portu nasledujúcej. Počet týchto krokov nazvime cena prerušenia. Čím je menšia suma cien všetkých prerušení, na tým menej krokov agent skonštruoval mriežku (za predpokladu, že počet krokov na hranu je konštantný - 3). Vrchol s nepárnym počtom incidentných portových hrán - prerušenie vnútorný vrchol ako list - prerušenie Z tohto vyplýva, že v rohu je buď prerušený ťah, alebo doň nevedie portová - hrana. Vrchol na kraji má tri možnosti: - vedie doň jedna portová hrana -> prerušenie - žiadna portová hrana -> všetky tri sú kostrové - dve portové hrany

V druhom prípade, ak sú vedľa seba dva takéto vrcholy, tak vnútorné vrcholy s nimi spojené už sú v kostre a teda medzi nimi vedie portová hrana. Tiež je jasné, že vnútorný vrchol môže susediť najviac s jedným takýmto krajným vrcholom.

Vrcholov podľa druhého prípadu nevytvárajúcich prerušenia je obmedzene veľa. Ak totiž podgraf kostry spojený na hranu idúcu do vnútra mriežky neobsahuje vrchol s nepárnym počtom portových hrán, musí mať všetky listy na okraji. Na každý takýto podgraf teda pripadá minimálne jeden list na okraji a teda prípad dva môže platiť pre najviac polovicu vrcholov na okraji. Ukážeme, že v optimálnej konštrukcii je to menej.

V treťom prípade platí, že ak agent konštruuje portové hrany a príde do vrchola na okraji otvoriť port, tak na tri kroky otvorí port opäť len na okraji (ak je to možné). Teda až do prerušenia vedie ťah z portových hrán už len po okraji.

Je zrejmé, že spolu môžu susediť len rovnaké prípady alebo prvý prípad s ľubovoľným iným a druhý prípad s tretím ak to bude "prechod ťahu na okraj".

Tiež vidno, že ak by v treťom prípade boli vnútorné vrcholy navštívené prvýkrát, išli by z nich tri kostrové hrany. Potom by v nich bolo buď prerušenie alebo by z nich musela vychádzať štvrtá kostrová hrana.

Ak má agent skonštruovať hranu na tri kroky, musí hrana v rovnakej súradnici o jedna ďalej buď existovať alebo byť kostrová. (Agent nemá k dispozícii značku pre portovú hranu). Ak je kostrová, musí viesť do ešte nevytvoreného vrchola.

Hľadáme teda spôsob pokrytia pri ktorom agent vykoná čo najmenej krokov, keďže počet krokov na dlaždicu je tri a je konštantný, zanedbáme ho. Najmenej agent potrebuje krokov pokiaľ portová hrana novej dlaždice začína vo vrchole, kde končí portová hrana predošlej. Keďže mriežka je osovo symetrická, bez ujma na všeobecnosti, nech skončil v pravom hornom rohu. Odtiaľ môže na 0 krokov skonštruovať tri rôzne kocky, vpravo hore a šikmo hore. Toto je možné len vtedy, ak sú potrebné vrcholy buď ešte nevytvorené, alebo vhodne spojené s predošlou dlaždicou. Pozrime sa na šikmý pohyb. Pri šikmom pohybe sa mení smer agenta. Ak šikmým pohybom obíde roh mriežky, bude drahé sa doň vracieť. Je výhodnejšie vsunúť ho a vybrať z iného miesta v postupnosti. Vsunutie stojí 1 krok. Zmena smeru pri dotyku hranami stojí 1 krok. Ak agent skončí v rohu mriežky, bude stáť aspoň 1 krok ísť z neho konštruovať novú dlaždicu. Ak nikde doľava dole sa neoplatí šikmý pohyb, neoplatí sa šikmý pohyb ani tu, argumentácia podobná ako s rohom mriežky - vrchol šikmo doprava hore od ľavého dolného rohu má rovnaké postavenie ako ľavý dolný roh... totiž tú kocku, ktorú obíde šikmým pohybom stojí viac zapojiť do postupnosti ... všetko čo je drahšie ako 1 krok je drahé. Vľavo dole pod ňou už nie sú šikmé pohyby Teda šikmý pohyb sa neoplatí. Zmena smeru agenta stojí teda 1 krok. Na začiatku si agent "môže vybrať" v každej dimenzii ľubovoľný smer, môže totiž začínať v ľub. rohu prvej dlaždice. Ak agent konštruuje dlaždicu, ktorá má v niektorej dimenzii z oboch strán voľné miesta, znamená to, že bude musieť pokryť niektorú stranu a aby sa dostal do tej druhej, bude musieť meniť smer. Preto je najlepšie ak agent konštruuje dlaždice tak, aby z dvoch strán mal všetky štvorce pokryté.

Teda začína v rohu, ide po niektorom kraji a konštruuje po pásoch. Na konci vždy musí zmeniť smer, čo stojí 1 krok. Čím menej je teda pásov, tým menej musí agent meniť smer a menej pásov je po väčšej súradnici kocky. Spôsob konštrukcie mriežky $n \times m$ z vety TODO je optimálny.

Mriežka má štyri rohy. Pri akejkolvek postupnosti plnenia dlaždicami, môže na začiatok a koniec minúť len dva z nich, cez zvyšné dva musí teda prechádzať postupnosť vyplňania. Bez ujmy na všeobecnosti nech prechádza cez ľavý dolný roh a príde zľava.

□

Veta 19. *Na zostrojenie mriežky $m \times n$, kde $m \leq n$ potrebuje agent s jednou značkou pre porty vykonať aspoň $3m(n - 1) + m$ krokov.*

Dôkaz. V mriežke pri konštrukcii portovej hrany vykoná agent medzi otvorením jej prvého a druhého portu najmenej tri kroky. Počet portových hrán je konštantný a teda sa budeme zaoberať len krokymi, ktoré agent musí urobiť navyše okrem týchto troch krokov na hranu. Kroky, ktoré agent vykoná medzi otvorením prvého portu hrany a druhého portu predošlej hrany budeme počítat do počtu krokov novšej z nich.

Pomenujme si vrcholy mriežky, ktoré majú jednu súradnicu maximálnu alebo minimálnu ako okraje mriežky, a vrcholy, ktoré majú extrém v oboch dimenziách nazveme rohmi. Na jednom okraji ležia všetky vrcholy, ktoré majú daný extrém rovnako veľký. Roh patrí do oboch okrajov. Rohy majú stupeň dva a ostatné vrcholy na okrajoch majú stupeň tri.

Ak medzi otvorením druhého portu predošlej hrany a prvého portu hrany nasledujúcej agent nevykoná žiadny krok, tak tvoria tieto dve hrany spolu súvislý ťah. Pod ťahom portových hrán budeme rozumieť v tomto dôkaze takú postupnosť portových hrán, kde tieto nasledujú podľa poradia svojho vzniku a agent medzi otvorením portov dvoch susedných hrán nevykoná žiadne ďalšie kroky.

Tieto ťahy vieme zoradiť podľa poradia vzniku a následne prepojiť pridaním hrán, ktorá prešiel agent medzi koncom jedného ťahu a začiatkom nasledujúceho do sledu. Medzi dvomi ťahmi mohol agent behať ľubovoľne, ale keďže hľadáme najkratšiu konštrukciu, môžeme vybrať z tohto sledu ťah. Pretože ak aj agent skonštruoval nejaké kostrové hrany (portové nemohol, lebo hovovríme o úseku, kedy ich neskonštruoval), boli to mosty, musel sa z nich vrátiť a ak sa bude vracat do vrcholov, ktoré vznikli s nimi, bude musieť po nich prejsť rovnako ako pri konštrukcii. Ic konštrukciu teda môže vynechať a skonštruovať ich neskôr.

Pri optimalizácii počtu krokov sa snažíme tento "konštrukčný" ťah skrátiť čo najviac.

Mriežka obsahuje vrcholy stupňa nanajvýš 4. Z toho vyplýva, že ťahy z portových hrán sa nemôžu križovať v žiadnom vrchole, lebo jeden stupeň vrchola je určite kostrová

hrana. Miesta v konštrukčnom ťahu nezveme prerušenia. Snažíme sa súčet ich dĺžok minimalizovať, pričom každé má dĺžku minimálne 1 hrana.

Kostra má konštantný počet hrán. Je to toľko akoby bola ťah s dvomi listami. Vnútorne vrcholy mriežky (doplnková množina ku krajom) majú stupeň 4. Ak by do nich viedol nepárny počet portových hrán, boli by to prerušenia konštrukčného ťahu (miesta, kde v ňom nie sú portové hrany). Teda v ideálnom prípade do nich vedú dve portové hrany a dve kostrové hrany alebo 4 kostrové hrany a žiadna portová.

Definujem si v mriežke smery hore, dole, vpravo, vľavo. Vrchol je tým vyššie čím má väčšiu súradnicu druhej dimenzie a tým viac vpravo, čím má vyššiu prvú súradnicu.

Mriežka má dva vrcholy. Cez tieto nemôže prechádzať portový ťah, pretože majú stupeň dva. Ak sa agent dostane na okraj mriežky a vytvorí doň portovú hranu, môže buď prerušiť ťah, alebo konštruovať portový ťah vedúci ďalej už len po okraji. Agent totiž na tri kroky príde do vrchola po hrane inej dimenzie ako konštruuje portovú hranu. Keď teda príde prvý raz do portového vrchola i skonštruuje doň jednu portovú a jednu kostrovú hranu, ostane mu "voľná dosiaľ neskonštruovaná len hrana po okraji. ďalšie dve možnosti pre vrchol na okraji sú, aby doň viedli tri kostrové hrany, alebo v ňom bolo prerušenie. Ak cez vrchol na okraji vedú dve portové hrany, kostrová hrana, ktorá doň vedie musela vzniknúť pri ich konštrukcii, inak by to bola zbytočná zachádzka agenta dĺžky minimálne dva kroky (tam a späť), keby ju vynechal, nič by sa nepokazilo, lebo agent do tohto vrchola musí prísť rovnakou hranou. Teda vrchol z ktorého táto kostrová hrana vedie, musel mať o jednu hranu menej.

Ak do vrchola stupňa 4 vedú práve tri kostrové hrany je v ňom prerušený portový ťah. Ak po okraji vedie portový ťah, tak do vrcholov stupňa 4 z ktorých vedú do týchto okrajových vrcholov kostrové hrany, mali pred jeho konštrukciou stupeň max. 3 a teda sa správali ako okrajové vrcholy. Sú to vrcholy susediace s vrcholmi tohto ťahu okrem jeho začiatočného a koncového vrchola.

Pomenujme skonštruovanou plochou tú časť mriežky, ktorá už je skonštruovaná a jej okraje a rohy definujeme rovnako ako pri mriežke. Je zrejmé, že ak medzi niektoré dva jej okrajové vrcholy bude treba skonštruovať hranu po tom, ako ich agent opustí, v oboch koncoch tejto hrany bude mať konštrukčný ťah prerušenie. Teda všetky vrcholy, ktoré ešte neboli vytvorené a v cieľovom grafe susedia s aktuálnym okrajom skonštruovanej plochy, budú buď prerušením, alebo z nich pôjdu do týchto susedov kostrové hrany. Keby to boli portové, nastalo by v týchto vrcholoch prerušenie, lebo už majú tri hrany zo štyroch a my hľadáme konštrukciu, v ktorej budú len tie najnutnejšie prerušenia s čo najkratšou celkovou sumou. Ťah teda ide vždy po okraji skonštruovanej plochy.

Agent musí niekde začať a vytvoriť tak prvú portovú hranu. Od tejto hrany vieme odvodiť akési vrstvy podľa toho, ako sa súradnica danej hrany líši od súradnice prvej

portovej hrany smerom ku krajom do všetkých štyroch definovaných smerov. Ukázali sme, že pre dosiahnutie čo najmenšieho počtu prerušení konštrukčného ťahu je výhodné, aby bližšie vrstvy boli staršie. Najstaršou vrstvou v danom smere sú teda hrany vedúce po okraji. Pozrime sa na okraj, na ktorom bola skonštruovaná posledná portová hrana. Každý portový ťah na okraji je najmenej jedno prerušenie, najmenší počet prerušení, ktoré sa dajú pre daný okraj dosiahnuť je teda jedno.

Najmenej prerušení pri okraji, po ktorom vedie ťah, dosiahneme, ak bude súvislý a bude prechádzať cez čo najviac hrán na okraji. Aby bol počet prerušení čo najmenší, ťah bude končiť v rohu mriežky. Z začiatku môže byť v rohu alebo v jeho susednom vrchole. V prvom prípade je jasné, že bol ťah z portových hrán prerušený, alebo cez roh nemôže prechádzať. V druhom prípade sú dve možnosti, buď vedie do príslušného rohu portová hrana po druhom okraji a vtedy je tiež prerušenie, alebo vedú do rohu len kostrové hrany a portový ťah "prišiel na okraj" zo súradnice o jenu nižšej portovou hranou v inej dimenzii. Ukážeme, že ani v tomto prípade nebol neprerušený.

Všimnime si, že ak chce agent skončiť vpravo, musí začať konštruovať vľavo a naopak.

O úroveň nižšie k prvej portovej hraneto vyzerá podobne ako na okraji, pretože keď z mriežky odoberieme graf indukovaný týmto ťahom po okraji vedeným na čo najmenej prerušení, dostaneme buď mriežku o jednu dimenziu nižšiu alebo takú mriežku s jedným "štvorčekom prilepeným v rohu", nazveme si ho výbežok. Mriežku v jednej dimenzii o jedna menšiu vyriešime rekurzívne. V tom druhom prípade vieme, že ťah po jednej jeho strane smerujúcej od zvyšku mriežky musí ísť. Ťah môže bez prerušenia ísť po okraji zvyšku mriežky, podísť výbežok a po jeho okraji skončiť v rohu konštruovaného grafu, kde sa preruší. Druhá možnosť je ísť až po výbežok a po jeho druhej - tej bližšej strane hore. V prvom prípade je situácia rovnaká ako pri mriežke o jedna nižšej, lebo keď odoberieme túto ďalšiu "vrstvu" ťahu máme rovnaké možnosti. V druhom prípade však máme útvar s jedným ďalším výbežkom, pričom ťah o úroveň vyššie ide tentokrát na druhom konci. Teda agent, aby minimalizoval počet krokov, musí skonštruovať výbežok a potom zvyšok okraja. Keby tam výbežok nebol, tak o úroveň vyššie by sme mali dve možnosti - výbežok bez prerušenia alebo "rovný okraj" (agent skončí v rohu) s prerušením. Keď výbežok máme prerušenie sa predĺži. Výbežok má totiž dva rohy, ak agent skončí v bližšom, budem to mať o jedna k začiatu ďalšej portovej hrany, ale buď sa na začiatok tejto portovej hrany dostane na krok navyše, alebo o úroveň nižšie bude výbežok. Ak však skončí vo vzdialenejšom, bude to síce bez výbežku, ale na dva kroky od prvého portu nasledovnej hrany.

Takže sme si ukázali, ako sa dá skonštruovať okraj na čo najmenej prerušení a aké to má následky na konštrukciu zvyšných častí mriežky. Pri takejto konštrukcii môžu

byť všetky vnúttorné vrcholy konštruované bez prerušení, lebo verzia s výbežko nič neušetrí a tak môže ťah pohodlne končiť na okraji mriežky. Takže, ak sa má jeden okraj zaobiť bez prerušení, musia byť prerušenia na tom druhom až po úroveň prvej portovej hrany. Vlastne prvá portová hrana v tomto prípade je najlepšie na súradnici o jedna vyššie ako dolný okraj (bez ujmy na všeobecnosti konštruujeme horný okraj mriežky jedným ťahom). Keby bola vyššie, agent by po skonštruovaní hrán nižšie od nej sa musel vracat hore, čo sú kroky navyše.

Prerušenia, ktoré vzniknú pri takejto konštrukcii majú dĺžku jeden krok a je ich toľko ako je veľká dimenzia (koľko má súradníc), v ktorej nekonštruujeme okraj jedným ťahom z portových hrán. Teda je výhodné týmto spôsobom konštruovať dlhší okraj mriežky.

Pre úplnosť chýba argumentácia, prečo ide portový ťah po celom okraji a či nie je možné ušetriť kroky prerušenia jeho skrátením na tomto okraji. Skracovať, či prerušovať ho niekde v strede nemá zmysel, boli by to kroky navyše. Aj po skrátení vyzerajú vrstvy pod súvislým ťahom rovnako, môžu sa skracovať smerom do stredu mriežky bez prerušenia najviac však o jedno na každej strane (vždy vznikne výbežok a treba okraj nižšej úrovni skonštruovať na čo najmenej krokov), pretože ako sme už spomínali, tvoria tieto hrany na nižšej úrovni okraj".

Prerušenia, ktorú môžeme ušetriť ležia na oboch zvyšných okrajoch. Ušetrenie takéhoto prerušenia by znamenalo, že cez niektoré vrcholy tohto okraja by museli ísť dve portové hrany, alebo žiadna. Tiež sme ukázali, že ak spolu susedia vrcholy, ktoré majú stupeň o jedna nižší ako v cieľovom grafe, a hrana medzi nimi ešte nie je skonštruovaná, znamená to prerušenie a cestu agenta cez aspoň jednu hranu tam a jednu odtiaľ (keďže už oba existujú nemôže to byť kostrová hrana). Susedstvo vrcholov na okraji kde jeden má dve portové hrany a druhý žiadnu znamená, že ten s kostrovými hranami je starší a kostrová hrana vedúca z neho do vrchola s dvomi portovými vznikla spolu s ním až potom, ako bol úsek okraja bez portových hrán hotový.

Zároveň platí že vrcholy susediace s okrajovými vrcholmi bez portových hrán nesmú byť navzájom spojené kostrovými hranami a taktiež to, že sú mladšie ako tie okrajové a po dokončení tejto časti okraja majú stupeň tri. To znamená na každý vrchol, ktorého sused do ktorého má viesť štvrtá hrana existuje, prerušenie. Keby úsek okrajových vrcholov bez portových hrán susedil z oboch strán s úsekmi s portovými hranami. Jeden z nich by musel byť skonštruovaný skôr ako druhý a z neho by sa agent musel dostať ku konštrukcii toho druhého, čo by stálo minimálne toľko ako keby boli portové hrany v týchto ťahoch konštruované tak, aby vrstvy pribúdali len jedným smerom.

Keby mladšia vrstva bola širšia ako tá pod ňou, vytvárala by pre vrstvy priradené k druhému okraju rovný bok a prechod na ňom medzi vrstvami stojí aspoň jeden krok

navyše, ako sme si ukázali. Čím viac by sa teda zužovali, tým plytšie by bola najstaršia z nich, ale tým viac by bolo prechodov ceny aspoň jedna pri vrtvách susedného okraja., čiže sa to neoplatí.

Keby medzi vrstvami prechádzal agent bez medzikrokov, tak by vznikol výbežok do boku, čo by prerušilo danú vrstvu príslušného susedného okraja a pridalo jeden krok. Teda by sme nič neušetrili.

Pozrime sa na jednu vrstvu, či už otočenú portovými hranami hore alebo dole (na vrchnejšej alebo spodnejšej strane). Vieme, že od nej mladšie vrstvy sa nebudú zužovať a staršie rozširovať bez pridania prerušení a tým aj krokov.

Nech susedia dva okraje, ktoré obsahujú vrcholy bez prerušenia. Vrstvy smerom k stredu kocky, ktoré sú pod nimi sa musia zužovať, alebo medzi nimi dochádza k prerušeniam. Ak na ich hranici sú "schody" tj oba sa zužujú o jedno smerom do stredu, môže agent na tomto ich spoji prechádzať medzi vrstvami bez prerušenia. Problém, ktorý vytvorí kroky navyše je, že keď agent skonštruuje najmladšiu vrstvu na okraji mriežky, musí prejsť smerom do stredu do najstaršej vrstvy susedného kraja, čo sú kroky navyše. Ide podľa toho ako veľmi sa zužovali vrstvy susedného okraja, čím menej, tým je najstaršia vrstva bližšie. Ak sa však nezužovali, má okraj týchto vrstiev okraj plný výbežkov so vzdialenosťou jedna medzi dvomi susednými a keďže je to minimálne jedno prerušenie na výbežok a šetrili sme ním prerušenie dĺžky jedna, neušetrili sme nič..

Ak by sa vrszvy roširovali rýchlešie, mal by susedný okraj pre svoje vrstvy rovný bok, čo stojí minimálne prerušenie dĺžky jedna na prechod medzi vrstvami. Ak majú tri okraje portové ťahy, tak sa vedia zbiehať po jednom smerom do stredua ten medzi nimi bude mať najstaršiu vrstvu v polke svojej šírky od seba. Ak by agent konštruoval vrstvy okrajov portupne, tj. najprv. všetky jedného okraja a potom druhého atď., tak by vždy skončil na okraji a musel by minimálne trikrát ísť do stredu, čo je o cca polovicu viac ako výsledok z vety a teda sa to neoplatí. Ak by agent tieto vrstvy konštruoval postupne, teda najprv všetky štyri najstaršie atď., stálo by ho to jeden krok na prechod medzi dvomi vrstvami, čo sa opäť neoplatí. Agent by tu nemohol využiť "bezplatné" prechody medzi vrstvami.

Z toho všetkého vyplýva, že optimum pri konštrukcii mriežky je skonštruovať na jednom okraji ťah z portových hrán, na druhom okraji tejto diemnzie sa bude vetviť kostra a na zvyšných dvoch budú končiť ťahy z portových hrán. Stojú to tri kroky na každú portovú hranu plus počet vrstiev mínus jedna, teda menší z rozmerov kocky mínus jedna. □

Kapitola 6

N-rozmerná kocka

V tejto kapitole si v úvode pripomenieme niekoľko faktov o grafoch - hyperkockách dôležitých pre pochopenie zvyšku kapitoly. V ňom sa venujeme výsledkom výskumu konštrukcie grafov z triedy hyperkociek našim modelom.

Vrcholy spojené hranou sa líšia práve v jednej súradnici. Každý hrane z vrcholu možno priradiť súradnicu v ktorej sa jej druhý vrchol od tohto odlišuje. Toto priradenie je vzhľadom na hrany incidentné s jedným vrcholom injekcia.

Susedia vrchola sa navzájom líšia v práve dvoch súradniciach. Polohu agenta môžeme vyjadriť vrcholom, v ktorom sa práve nachádza. Zodpovedá jej teda binárny reťazec, ktorého hodnoty bitov budeme volať súradnice. Súradnica v hyperkocke môže mať hodnotu 0 alebo 1. Po dvoch zmenách je teda rovnaká. Pri pohybe po hrane mení agent práve jednu súradnicu svojej pozície. Z tohto vyplývajú obmedzenia pre úsporu pohybov zväčšovaním množiny značiek pre porty. Napríklad pri použití dvoch značiek pre porty potrebuje agent na vytvorenie dvoch nových portových hrán aspoň 5 ťahov. Úspora nastáva, keď port pre druhú hranu otvorí už počas cesty za otvorením portu prvej hrany.

6.1 Všeobecné výsledky

Veta 20. *Dva vrcholy, ktoré sa navzájom líšia v práve dvoch súradniciach majú práve dvoch spoločných susedov.*

Dôkaz. Susedné vrcholy sa líšia práve v jednej súradnici. Spoločný sused dvoch vrcholov sa líši v práve jednej súradnici od každého z nich. Teda má všetky súradnice rovnaké ako jeden z nich a líši sa v jednej z tých dvoch. Teda ju má rovnakú ako druhý vrchol. Druhú z týchto súradníc má potom odlišnú od druhého vrchola. Čiže sa od každého z nich líši v práve jednej súradnici. Toto dáva práve dva rôzne vrcholy, ktoré susedia z

oboma. Vrchol, ktorý sa od jedného z vrcholov líšiacich sa v dvoch súradniciach líši v nejakej inej, sa od druhého líši v troch súradniciach a teda s ním nesusedí. \square

Otázkou ostáva, koľko hrán vie agent vytvoriť počas jednej návštevy vrcholu otváraním portov?

Veta 21. *Pri jednej návšteve vrcholu po prejdení sledu dĺžky n vrcholov (vrátane toho v ktorom sa práve nachádza) môže agent vytvoriť najviac $(\frac{n}{2} - 1) > \# \text{dimenzii}$ hrán otvorením portu.*

Poznámka 8. *Rátajú sa hrany, ktoré vzniknú hneď tj. pri ktorých agent otvorením portov vytvorí druhý (posledný) koniec.*

Dôkaz. Je zrejmé: že vo všetkých vrchoch, kam majú tieto hrany viesť, už agent bol; medzi dvomi vrcholmi vedie najviac jedna hrana. Z tohto a predošlej vety vyplýva, že po návšteve n vrcholov môže agent otvorením portu vytvoriť z vrcholu, kde sa nachádza, najviac $(\frac{n}{2} - 1) > \# \text{dimenzii}$ hrán. Z týchto $(\frac{n}{2} - 1)$ vrcholov sa od neho každý líši v inej súradnici, lebo ak by sa dva líšili v rovnakej, museli by to byť totožné vrcholy. \square

Veta 22. *Existuje taká postupnosť n vrcholov, že pri návšteve posledného agent vytvorí $(\frac{n}{2} - 1) > \# \text{dimenzii}$ hrán.*

Dôkaz. Ak vezmeme takúto postupnosť odzadu, vyzerala by až na substitúciu dimenzií takto: 1, 2, 1, 3, 2, 4, 3, 5, 4, 6, 5, ... \square

Poznámka 9. *Avšak ľahko vidieť, že žiadne iné portové hrany by medzi vrcholmi v tejto postupnosti vzniknúť nemohli.*

Skúsme teda nájsť postupnosť (cestu v hyperkocke) s najväčším možným počtom portových hrán medzi jej vrcholmi.

Označenie 14. *O hrane povieme, že vedie v dimenzii k , ak sa vrcholy, ktoré spája, líšia v práve tejto dimenzii.*

Je jasné, že v akomkoľvek súvislom slede vrcholov povedie hrana medzi dvojicami nasledujúcich vrcholov, ide o hrany po ktorých agent prejde z vrcholu do vrcholu. Portová hrana môže vzniknúť medzi vrcholmi, ktoré sa líšia v práve jednej súradnici, lebo iné hrany v hyperkocke nie sú.

Označenie 15. *Poloha agenta je vyjadrená súradnicami v jednotlivých dimenziách kocky. v každej dimenzii môže nadobúdať jednu z dvoch súradníc. Označme ich 0 a 1. Pri prechode po hrane agent preklopí jednu z týchto súradníc v práve jednej dimenzii na druhú.*

Veta 23. *V ľubovoľnej postupnosti hrán medzi vrcholmi hyperkocky spojenými hranou, sa nachádza párny počet hrán v každej dimenzii okrem dimenzie v ktorej sa tieto vrcholy líšia a teda v nej vedie hrana medzi nimi.*

Dôkaz. Takéto dva vrcholy sa líšia v práve jednej dimenzii. Ak agent zmenil pri pohybe svoju polohu v nejakej dimenzii nepárny počet krát, tak je v tejto dimenzii v inej polohe ako bol na začiatku. Ak to nie je dimenzia v ktorej sa líši koncový vrchol od začiatočného - agent sa nenachádza v koncovom vrchole, lebo polohy agenta a tohto vrcholu nie sú rovnaké. \square

Označenie 16. *Ak viem súradnice vrchola, môžem postupnosť ťahov agenta zapísať ako postupnosť zmien jeho súradníc v jednotlivých dimenziách.*

Ak sa nachádza v takejto postupnosti medzi vrcholmi, medzi ktorými vzniká portová hrana dvakrát hneď za sebou číslo nejakej dimenzie, znamená to, že agent šiel tam a späť a tieto dva prvky môžeme z postupnosti vylúčiť, lebo je to z pohľadu tejto dvojice vrcholov zbytočný pohyb. Ak takto zredukujeme niektorú postupnosť, získame inú, v ktorej ide agent po podmnožine hrán z pôvodnej a na rovný alebo menší počet pohybov.

Poznámka 10. *Pripomeniem, že hľadáme taký sled, že počet portových hrán medzi jeho vrcholmi je na daný počet značiek pre porty a počet portových hrán, ktoré vzniknú medzi jeho vrcholmi, najkratší možný.*

Ak má agent dostatok značiek pre porty, nezaujímá nás poradie v akom vrcholy postupnosti navštívil. Úlohu teda môžeme zredukovať na hľadanie takej množiny vrcholov veľkosti m , ktorá tvorí zo všetkých takto veľkých množín najmenší rez od zvyšku grafu. Pri konštantnom stupni vrcholov to znamená, že v takej vedie najviac hrán medzi vrcholmi v tejto množine. Keď sa pozrieme na vrcholy a pravidlá ich spájania hranami, zistíme, že tieto vedú len v nejakej kocke a čím viac rozmerov kocka má, tým viac hrán vedie medzi jej vrcholmi. Teda aj v n -rozmernej kocke povedie najviac hrán medzi vrcholmi takej množiny, ktorej indukovaný graf je izomorfný kocke. Vrchol k -rozmernej kocky sa nachádza v k ($k-1$)-rozmerných kockách, ktoré sú jej podgrafmi. Teda budeme hľadať množinu m bodov, ktoré sa dajú pokryť kockami čím vyššieho rozmeru a nemusíme si všímať kocky ktoré sú podgrafmi týchto kociek. tieto kocky sa však môžu prekryvať.

Veta 24. *S každou hyperkockou v ktorej vrchol neleží ho spája najviac jedna hrana. Ktorá vedie v inej dimenzii ako sú dimenzie tejto hyperkocky.*

Dôkaz. Každý vrchol hyperkocky má hrany vo všetkých jej dimenziách. Vo zvyšných dimenziách sú vrcholy hyperkocky totožné, lebo sa dva susedné líšia práve v jednej. Vrchol mimo hyperkocky spojený s vrcholom v nej sa od neho líši v inej dimenzii a v tejto sa líši teda aj od všetkých ostatných. Zároveň je vo všetkých dimenziách hyperkocky totožný s vrcholom z nej a teda sa líši v aspoň jednej dimenzii hyperkocky od jej ostatných vrcholov a má teda s nimi aspoň dve rodieľne dimenzie. Nemôže ho preto s nimi spájať hrana. \square

Veta 25. *Bijektívna substitúcia dimenzií na všetkých vrchoch podgrafu hyperkocky zachováva hrany medzi vrcholmi. Rovnako aj preklopenie súradníc v niektorej dimenzii.*

Dôkaz. Ak sa dva vrcholy líšia práve v jednej dimenzii, budú sa v práve jednej dimenzii líšiť aj po tejto substitúcii, lebo dimenzie v ktorých boli rovnaké sa zobrazia na rovnaké a tá v ktorej sa kíšili sa u oboch zobrazí na rovnakú a budú sa v nej líšiť aj naďalej; teda medzi nimi povedie hrana. Pri preklopení súradníc sa medzi vrcholmi zachovávajú rovnosti a rozdiely v danej dimenzii, teda aj hrany. \square

Veta 26. *Vrcholy súvislého podgrafu hyperkocky s počtom vrcholov m sa navzájom líšia v najviac $m-1$ súradniciach.*

Dôkaz. Vezmime kostru tohto podgrafu. Táto má $m-1$ hrán. Každá vedie v niektorej dimenzii. Cesta v tejto kostre udáva v ktorých dimenziách sa daná dvojica jej koncových vrcholov líši. Všetky cesty v tejto kostre idú cez najviac $m-1$ rôznych dimenzií, čo je jej počet hrán. V ostatných dimenziách sa dané vrcholy nelíšia, majú v nich teda navzájom rovnaké súradnice. \square

Veta 27. *Podmnožina m bodov hyperkocky, ktoré indukujú graf s najvyšším počtom hrán je súvislá.*

Dôkaz. Nech existujú dva komponenty. Na jednom z nich urobíme postupné poprekĺpávanie súradníc tak, aby susedil niektorý jeho bod s bodom v druhom komponente a teda medzi nimi viedla hrana. Čiže vyberieme jednu dimenziu v ktorej sa líšia a vo všetkých ostatných dimenziách, kde majú rozdielne súradnice preklápame postupne súradnice jedného z vrcholov. V prípade, že počas tohto postupu vznikne hrana spájajúca vyhrané dva komponenty, skončíme skôr. Pôvodné hrany sa zachovávajú a jedna nová pribudne, čo je spor s najvyšším počtom hrán. Tieto kroky môžeme urobiť bez toho, aby sa dva vrcholy zobrazili na seba. Ak budeme robiť preklápanie súradníc po jednotlivých dimenziách, v tom prípade, ak by sa nejaký vrchol transformovaného komponentu podgrafu zobrazil na niektorý vrchol druhého komponentu, musela by medzi nimi viesť predtým hrana, teda stav v ktorom by boli komponenty prepojené a preklápanie by teda už nepokračovalo. \square

Potrebuje vybrať m vrcholový indukovaný podgraf hyperkocky tak, aby počet hrán v ňom bol maximálny možný.

Veta 28. *Vrcholy podgrafu hyperkocky sa dajú rozdeliť na dve množiny A, B podľa súradnice vo vybranej dimenzii. Počet hrán vedúcich z vrcholov v jednej množine do vrcholov v druhej množine je rovný alebo menší ako mohutnosť menšej z nich. Čiže $|\{e | e = (a, b); a \in A; b \in B\}| \leq \min\{|A|, |B|\}$*

Dôkaz. Každý vrchol má v jednej dimenzii najviac jednu hranu a hrana vedie v danej dimenzii medzi dvoma vrcholmi vtedy ak je to jediná dimenzia v ktorej majú rozdielne súradnice. V inej dimenzii medzi A a B hrana viesť nemôže, lebo by musela viesť medzi vrcholmi líšiacimi sa v najmenej dvoch dimenziách - v dimenzii hrany a v dimenzii podľa súradníc ktorej sú A a B vytvorené. Teda hrany medzi A a B môžu viesť len v jednej dimenzii a do menšej z A, B môže viesť najviac toľko hrán v jednej dimenzii, koľko má vrcholov. \square

Veta 29. *Keď vezmeme z podgrafu hyperkocky len vrcholy, ktoré majú hranu v jednej vybranej dimenzii a označíme nimi indukovaný podgraf G . Vieme vrcholy G rozdeliť na dva izomorfné indukované podgrafy hyperkocky G_1 a G_2 podľa súradnice vrchola v tejto dimenzii.*

Dôkaz. Vrcholy, medzi ktorými vedie hrana sa líšia v práve jednej dimenzii, v ostatných dimenziách sú rovnaké. Keď teda vezmeme hrany vedúce medzi G_1 a G_2 a vytvoríme podľa nich bijektívne zobrazenie medzi týmito podgrafmi tak, aby sa dva vrcholy medzi ktorými vedie hrana vo vybranej dimenzii zobrazili na seba, dostaneme izomorfizmus. Ak totiž viedla medzi dvoma vrcholmi hrana, bude hrana viesť aj medzi ich obrazmi, lebo tieto majú rovnaké súradnice ako ich vzory vo všetkých dimenziách okrem jednej, kde sa oba obrazy od svojich vzorov líšia a teda majú súradnicu v tejto dimenzii rovnakú; obaja sú v komponente, kde majú túto súradnicu rovnakú všetky vrcholy. Ak sa teda líšili v jednej súradnici vzory, budú sa aj obrazy a ak sa líšili vzory vo viacerých súradniciach, budú sa v rovnakých súradniciach líšiť aj obrazy. Zobrazenie je teda izomorfizmus. \square

Veta 30. *Existuje indukovaný podgraf G hyperkocky na m vrchoch, ktorý je možné postupne rozdeliť podľa dimenzií až po jednovrcholové indukované podgrafy tak, že v každom kroku rozdelíme vrcholy každého podgrafu s počtom vrcholov aspoň dva do dvoch podmnožín A a B . Takých, že $|A| - |B| \leq 1$.*

Dôkaz. Dôkaz bude konštrukčný. Budeme postupne deliť m vrcholovú množinu i ďalšie z nej vzniknuté množiny na menšie, až kým nedostaneme m jednoprvkových množín vrcholov. Pritom budeme postupne určovať súradnice jednotlivých vrcholov.

Budeme postupovať postupne po dimenziách, až kým budú všetky množiny jednorvkové. Vezmeme množinu M , rozdelíme ju na dve časti M_1, M_0 také že $|M_1| - |M_0| \leq 1$. Vrcholy v M_1 budú mať v tejto dimenzii súradnicu 1 a vrcholy v M_0 budú mať v tejto dimenzii súradnicu 0. Ak je množina jednorvková a delenie niektorých iných ešte pokračuje, dostane v každej ďalšej dimenzii súradnicu 1. Ak má kocka viac dimenzií ako je potrebných, aby obsiahla všetkých m vrcholov podgrafu, tak môžu dostať tieto vrcholy v týchto zvyšných dimenziách ľubovoľné súradnice, ale pre všetky vrcholy musí byť súradnica v každej z týchto dimenzií rovnaká. Tým sme zistili súradnice vrcholov vo všetkých dimenziách, podľa ktorých podgraf delíme. Pre účely tejto vety na súradniciach ostatných dimenzií nezáleží a môžu byť ľubovoľné. \square

Veta 31. *Pri delení z vety 30 vedie medzi množinami vrcholov M_1 a M_0 , ktoré vznikli rozdelením jednej množiny M podľa tohto delenia, práve toľko hrán, ako je mohutnosť menšej z týchto množín. Pokiaľ, ak má kocka viac dimenzií ako je potrebných, aby obsiahla všetkých m vrcholov podgrafu, tak môžu dostať tieto vrcholy v týchto zvyšných dimenziách ľubovoľné súradnice, ale pre všetky vrcholy musí byť, na rozdiel od predošlej vety, súradnica v každej z týchto dimenzií rovnaká.*

Dôkaz. Stačí ukázať, že menší z indukovaných podgrfov má vo väčšom izomorfný obraz podľa vety 29. Vtedy vedie z každého vrchola v menšom podgrafe hrana do nejakého vrchola vo väčšom podgrafe a týchto hrán je presne toľko, koľko je vrcholov menšieho podgrafu. Teda potrebujeme dokázať, že vo väčšom podgrafe existuje skupina vrcholov, ktorej budú súradnice v dimenziách pridelené rovnako ako vrcholom v menšom podgrafe. Pridelovanie súradníc je deterministické, teda rovnako veľkým množinám vrcholov v rovnakej fáze budú popridelované súradnice vo zvyšných dimenziách rovnako. Na menší a väčší podgraf sa rozdelia grafy s nepárnym počtom vrcholov. Použijeme úplnú indukciu. Báza indukcie bude množina veľkosti tri. Menšie podgrafy sú už len veľkosti dva a jedna. Jednovrcholový sa už ďalej nedelí a dvojvrcholový sa rozdelí na dva jednovrcholové. Predpokladáme, že pre delenie množín s mohutnosťou menšou ako n platí veta. Dokážeme, že potom musí platiť aj pre množinu M mohutnosti n : Ak je n párne, dá sa množina rozdeliť na dve množiny rovnakej mohutnosti, ktorých vrcholom sa zvyšné dimenzie popridelujú rovnako. Teda každý vrchol v jednej bude mať iný vrchol v druhej množine s ktorým sa bude líšiť v práve jednej dimenzii a to v tej podľa ktorej sme M rozdelili. Ak n je nepárne, vzniknú dve množiny M_1, M_2 . Obe z nich už podľa IP spĺňajú tvrdenie vety. Rozdelia sa každá na dve množiny, pričom z množiny s párnou mohutnosťou vzniknú dve rovnako veľké množiny M_{11}, M_{12} a množina M_{21} tejto veľkosti vznikne aj z množiny s nepárnou mohutnosťou. Druhá množina M_{22} z tejto množiny bude mať o prvok viac alebo menej. Prvé tri množiny sa už budú deliť rovnako, teda viem povyberať trojice vrcholov, každý z inej množiny, ktoré budú mať

vo zvyšných dimenziách rovnaké súradnice. Medzi dvomi vrcholmi z M_{11}, M_{12} , označme ich m_{11}, m_{12} , povedie hrana, lebo sa líšia práve v jednej dimenzii. Tretí vrchol, označme ho m_{21} bude spojený hranou s niektorým z tých dvoch, pretože pri druhom delení jeden z nich dostal rovnakú súradnicu ako on v dimenzii druhého delenia a teda sa líšia iba v dimenzii prvého delenia množiny M . Ak je prvok m_{21} spojený s prvkom z M_{22} , označme ho m_{22} , potom je m_{22} spojený aj s tým prvkom z dvojice m_{11}, m_{12} , s ktorým nie je spojený m_{21} . Prvok m_{22} neexistuje iba vtedy, ak $|M_{22}| < |M_{21}|$. Ak $|M_{22}| > |M_{21}|$ potom v M_{22} majú všetky vrcholy z M_{21} izomorfný obraz a teda aj príslušná časť z párnej množiny. Z horeuvedeného vyplýva, že menšia množina z prvého delenia má obraz, izomorfný a splňajúci podmienky vety 29, vo väčšej množine vzniknutej z tohto delenia a keďže medzi vzorom a obrazom vedie hrana, veta platí. \square

Veta 32. *Maximálny počet hrán, ktoré môžu viesť v podgrafe hyperkocky indukovanom m bodmi je daný postupnosťou a_m , kde $a_1 = 0$; $a_2 = 1$; a pre $\forall i < 2$; $a_i = \lfloor \frac{i}{2} \rfloor + a_{\lfloor \frac{i}{2} \rfloor} + a_{\lceil \frac{i}{2} \rceil}$*

Dôkaz. V dôkaze použijeme úplnú indukciu. Báza indukcie je očividná: hyperkocka nemá slučky a teda v jej jenovrcholovom indukovanom grafe nevedie hrana a hyperkocka nemá násobné hrany, teda v jej indukovanom dvojvrcholovom podgrafe môže viesť najviac jedna hrana. Predpokladáme, že pre všetky členy s indexom menším ako m platí, že udávajú najväčší možný počet hrán v indukovanom podgrafe hyperkocky zo všetkých množín jej bodov, ktorých mohutnosť je rovná indexu daného člena postupnosti. ďalej predpokladáme, že pre každého člena postupnosti s menším indexom platí tvrdenie vety. Ukážeme, že existuje indukovaný podgraf hyperkocky s m bodmi s najvyšším možným počtom hrán G taký, ktorý niektorá dimenzia delí na polovice G_1 a G_2 , teda na množiny vrcholov, ktorých mohutnosti sa líšia najviac o jedna. To vyplýva z toho, že neexistuje taký podgraf hyperkocky, ktorý by delila inak a mal by zároveň vyšší počet hrán. Nech taký podgraf G' existuje. Potom ho vybraná dimenzia delí na podgrafy s počtom bodov a_i, a_j . Keďže sú obe neprázdne, sú menšie ako m a teda pre ne platí indukčný predpoklad. $a_i = \lfloor \frac{i}{2} \rfloor + a_{\lfloor \frac{i}{2} \rfloor} + a_{\lceil \frac{i}{2} \rceil}$ a $a_j = \lfloor \frac{j}{2} \rfloor + a_{\lfloor \frac{j}{2} \rfloor} + a_{\lceil \frac{j}{2} \rceil}$ Bez ujmy na všeobecnosti, nech $i < j$. Aby sme zjednodušili indexovanie označme $a_{\lfloor \frac{i}{2} \rfloor} = a_{i1}$; $a_{\lceil \frac{i}{2} \rceil} = a_{i2}$; $a_{\lfloor \frac{j}{2} \rfloor} = a_{j1}$ a $a_{\lceil \frac{j}{2} \rceil} = a_{j2}$. Je zrejmé, že $a_{i2} - a_{i1} \leq 1$ a $a_{j2} - a_{j1} \leq 1$. Ak teda rozdelíme G podľa dimenzie, ktorá ho delí na G_1 a G_2 , ich mohutnosti budú bez ujmy na všeobecnosti $a_{i2} + a_{j1}$; $a_{j2} + a_{i1}$. Z IP zároveň platí, že G_1 a G_2 majú aspoň tak dobré rozdelenie ako na množiny veľkostí a_{i2}, a_{j1} respektíve a_{j2}, a_{i1} . Počet hrán, ktoré vedú vo podgrafe G' je teda $a_{m'} = i + \lfloor \frac{i}{2} \rfloor + \lfloor \frac{j}{2} \rfloor + a_{i1} + a_{i2} + a_{j1} + a_{j2}$. Je zrejmé, že menšia z množín na ktoré sa rozdelí G bude mať veľkosť $\lfloor \frac{m}{2} \rfloor$ a v týchto podmnožinách vedie aspoň $a_{i1} + a_{j2} + \lfloor \frac{i}{2} \rfloor$ respektíve $a_{j1} + a_{i2} + \lceil \frac{i}{2} \rceil$ hrán. Čiže $a_m \geq \lfloor \frac{m}{2} \rfloor + a_{i1} + a_{j2} + \lfloor \frac{i}{2} \rfloor + a_{j1} + a_{i2} + \lceil \frac{i}{2} \rceil$ Z toho si ľahko ukážeme, že $a_m \geq a_{m'}$. $a_m - a_{m'} \geq \lfloor \frac{m}{2} \rfloor + \lceil \frac{i}{2} \rceil - i - \lfloor \frac{j}{2} \rfloor$ a keďže $\lfloor \frac{m}{2} \rfloor = \lfloor \frac{i+j}{2} \rfloor \geq \lfloor \frac{i}{2} \rfloor + \lfloor \frac{j}{2} \rfloor$ potom platí, že

$a_m - a_{m'} \geq 0$. Tým sme dokázali, že neexistuje lepšie rozdelenie podgrafu hyperkocky indukovaného m vrcholmi ako rozdelenie na polovice. Z predošlých viet vyplýva, že takéto rozdelenie možné je. \square

Veta 33. *Zoberme jednu dimenziu a rozdelíme body na dve množiny, podľa toho, či v nej majú 1 alebo 0. Platia dve veci: medzi týmito dvomi množinami vedie najviac tolko hrán, koľko má menšia z nich vrcholov; v iných dimenziách už medzi týmito vrcholmi hrany nevedú.*

Dôkaz. Prvá vec vyplýva z toho, že každý vrchol má v jednej dimenzii najviac jednu hranu (pri nekompletnej hyperkocke, pri kompletnej práve jednu). Druhá vyplýva z toho, že hrana spája vrcholy, ktoré sa líšia práve v jednej súradnici a vedie v dimenzii tejto súradnice. Ak by mala viesť medzi týmito dvomi množinami hrana v nejakej inej súradnici, musela by spájať vrcholy, ktoré sa líšia v najmenej dvoch súradniciach (v tej ktorá rozdeľuje vrcholy na dve množiny a v tej v ktorej vedie táto hrana), čo nemôže. \square

Veta 34. *Majme množinu množín vrcholov, označme ju M . Nech existuje taká postupnosť spájania týchto množín, ktorého súčet bude najvyšší možný. Súčtom spájania nazývame najvyšší možný počet hrán, ktoré môžu viesť medzi množinami vrcholov, ak sú rozdelená po dimenziách ako vo vete 33. Nech sa v ňom nenachádza spojenie najmensej množiny s inou v prvom kroku, ukážeme že existuje poradie, kde sa nachádza o krok skôr, ktoré je aspoň také dobré alebo pôvodné nie je najlepšie.*

Dôkaz. Ak sa najmenší prvok spája s množinou, ktorá bola v M , vieme spojenie minima s ňou presunúť do úplne prvého kroku spájania. Ak sa spája s množinou, ktorá vznikla spojením dvoch množín, premiestnime krok pripojenia minima hneď za krok pri ktorom táto množina vznikla. Označme množiny z ktorých táto množina vznikla A, B a mohutnosť minima označme C , $|A| = a$; $|B| = b$; $|C| = c$. Bez ujmy na všeobecnosti $a \leq b$. Spájanie nebolo optimálne, lebo v jeho súčte sa nachádza $c+a$, keby sa však spojila najprv množina A s C tak by bol celkový súčet väčší, lebo by obsahoval buď $c+b$ alebo $c+(a+c)$. \square

Veta 35. *Pre $\forall n, k : n < k$ platí, že existuje taká postupnosť n vrcholov hyperkocky, medzi ktorými vedie najvyšší možný počet hrán, že medzi prvými k vrcholmi tejto postupnosti vedie najvyšší možný počet hrán.*

Dôkaz. Veta 32 a predošlé vety hovoria, ako vyzerajú množiny vrcholov, v ktorých vedie najvyšší možný počet hrán. Veta 31 hovorí o počte hrán, ktoré vedú medzi dvomi množinami vrcholov rozdelenými podľa nejakej dimenzie. Veta 29 zas hovorí, že menšia množina má vo väčšej izomorfný obraz, v ktorom má každý vrchol menšej

6.3.2 2 značky

Trojrozmernú kocku pri použití dvoch značiek na porty dokáže agent zostrojiť na 11 pohybov a menej sa nedá. Operácie agenta: OP1, NH, NH, OP2, NH, OP1, NH, OP1, NH, OP2, NH, OP2, NH, OP1, OP1, S1, S1, S2, OP1, S1, OP2 Na menej sa nedá, pretože porty treba otvoriť medzi dvojicou vrcholov líšiacich sa v práve jednej súradnici. Teda medzi otvorením portov jednej hrany potrebuje agent aspoň dve preklopenia na rovnakej súradnici a jedno na inej. Vie využiť najviac jedno preklopenie, ktoré nastalo pri konštrukcii predošlej hrany (pretože na dvojici súradníc ktoré preklápal už existuje pre vrchol v ktorom sa nachádza dvojrozmerná kocka - práve ju vytvoril), čiže na konštrukciu hrany potrebuje najmenej dva ďalšie pohyby. Na konštrukciu prvej hrany potrebuje tri pohyby. $3 + 2 * 8 = 11$

6.3.3 3 značky

Trojrozmernú kocku agent za použitia troch portových značiek zostrojí na 9 pohybov. Na menej sa nedá. Operácie agenta: OP1, OP3, NH, NH, OP2, NH, OP1, NH, OP1, NH, OP2, NH, OP2, NH, OP1, OP3, S3(?), S1, OP2 S použitím menšieho množstva pohybov to agent urobiť nemôže. Kým vznikne prvá portová hrana - značka sa uvoľní na ďalšie použitie, vytvorí agent tri nové vrcholy. Teda je vo štvrtom vrchole. Súčet stupňov predošlých troch je deväť, z čoho päť zaberú nové hrany. To znamená, že do jedného z týchto vrcholov sa agent bude musieť vrátiť otvoriť port alebo z neho vytvoriť novú hranu. Keby tento vrchol bol tretí podľa vzniku, tak sa doň agent môže vrátiť na jeden ťah. Tu môžu nastať dve možnosti: pôjde tam otvoriť port alebo vytvoriť novú hranu. Ak otvorí port, bude mu chýbať značka na štvrtom vrchole podľa vzniku a bude sa musieť vrátiť aj do neho. Ak otvorí port s novouvoľnenou značkou na štvrtom vrchole a z tretieho urobí NH. Ocitne sa vo vrchole v ktorom nemôže otvoriť port, lebo sa nelíši v práve jednej súradnici od žiadneho z vrcholov v ktorých sú porty pootvárané. Teda v oboch prípadoch potrebujem ďalšie dva pohyby, ktoré nie sú operáciou NH. Ak sa agent nevráti hneď do vrchola, v ktorom neotvoril port, bude musieť prejsť do niektorého z jeho dvoch susedov (lebo z nich už odišiel a z iného vrchola sa tam nedostane). To sú dva pohyby okrem operácií NH. Počet operácií NH je konštantný pre daný graf a rovná sa počtu hrán kostry. V tomto prípade je to sedem. Teda agent vybavený tromi rôznymi značkami na porty potrebuje aspoň deväť krokov na konštrukciu trojrozmernej kocky.

6.3.4 4 značky

4 rôzne značky portov agentovi na konštrukciu trojrozmernej kocky stačia: OP1, OP2, NH, OP3, NH, OP4, NH, OP1, NH, OP1, NH, OP4, NH, OP3, NH, OP2, OP1 Agent

vzkoná sedem pohybov, čo je nevyhnutné minimum na konštrukciu trojrozmernej kocky. Pridanie ďalších značiek už teda nič nevylepší.

6.4 4-rozmerná kocka

1 značka Ak má agent skonštruovať portové hrany použitím troch pohybov na hranu a žiadne ďalšie pohyby, tak musí vo vrchole, kam otvorením portu vznikne nová portová hrana, otvoriť port znovu, inak by musel vykonať krok navyše. Portové hrany teda musia tvoriť súvislý ťah.

Všetkých hrán v štvorrozmernej kocke je 32, pričom kostrových je 15. Portových hrán je teda 17. Sled portových hrán sa nemôže pretínať, pretože nemôže existovať vrchol do ktorého nevedie kostrová hrana a každý vrchol má stupeň 4. Keďže stupeň vrcholov je párny, kostra z hrán vzniknutých operáciou NH musí byť taká, aby dva z nich mali nepárny stupeň a zvyšné párny; teda aby tvorila cestu po všetkých vrcholoch v grafe. Čo je nutná podmienka zostrojenia jediného ťahu zo všetkých zvyšných hrán - portových hrán. Kostra má aposť dva listy a stupeň listov je nepárny. Ak teda kostra nemá mať väčší počet listov, musia mať zvyšné vrcholy stupeň dva. Kostra je teda tiež cesta. Ukážeme, že je možné zostrojiť štvorrozmernú kocku na $3 \times 17 = 51$ pohybov s jedinou značkou pre porty.

Veta 36. *Existuje konštrukcia štvorrozmernej kocky, pri ktorej agent vykoná 51 krokov a použije tri rôzne značky pre porty.*

Dôkaz. Aby sme skrátili zápis, označíme dimenzie - rozmery prirodzenými číslami od 1 po 4 a uvedieme len v ktorej dimenzii agent preklopil súradnicu svojej polohy pri pohybe. Pre lepšiu prehľadnosť zoskupíme zmeny dimenzií týkajúce sa konštrukcie rovnakej hrany do zátvoriek po troch: (121), (343), (121), (242), (434), (323), (212), (131), (141), (414), (313), (323), (212), (232), (141), (131), (343).

Čiže postupnosť operácií by vyzerala takto: OP, $3 \times$ NH, OP, OP, $3 \times$ NH, OP, OP, $3 \times$ NH, OP, OP, S2, S2, S2, OP, OP, S2, NH, NH, OP, OP, ... \square

6.5 Konštrukcie kociek vyšších rozmerov

Literatúra

- [DFK⁺05a] Shantanu Das, Paola Flocchini, Shay Kutten, Amiya Nayak, and Nicola Santoro. Distributed exploration of anonymous graphs by multiple agents. 2005.
- [DFK⁺05b] Shantanu Das, Paola Flocchini, Shay Kutten, Amiya Nayak, and Nicola Santoro. Distributed exploration of unlabelled graphs by multiple agents. 2005.
- [DKM12] Stefan Dobrev, Rastislav Kráľovič, and Euripides Markou. Online graph exploration with advice. In *Structural Information and Communication Complexity*, pages 267–278. Springer, 2012.
- [DP90] Xiaotie Deng and Christos H Papadimitriou. Exploring an unknown graph. In *Foundations of Computer Science, 1990. Proceedings., 31st Annual Symposium on*, pages 355–361. IEEE, 1990.
- [FIP⁺05] Pierre Fraigniaud, David Ilcinkas, Guy Peer, Andrzej Pelc, and David Peleg. Graph exploration by a finite automaton. *Theoretical Computer Science*, 345(2–3):331 – 344, 2005. Mathematical Foundations of Computer Science 2004 Mathematical Foundations of Computer Science 2004.
- [MMS11] Nicole Megow, Kurt Mehlhorn, and Pascal Schweitzer. Online graph exploration: new results on old and new algorithms. In *Automata, Languages and Programming*, pages 478–489. Springer, 2011.
- [PY91] Christos H Papadimitriou and Mihalis Yannakakis. Shortest paths without a map. *Theoretical Computer Science*, 84(1):127–150, 1991.
- [RE97] Grzegorz Rozenberg and Hartmut Ehrig. *Handbook of graph grammars and computing by graph transformation*, volume 1. World Scientific Singapore, 1997.
- [Rol79] Hans-Anton Rollik. Automaten in planaren graphen. In *Theoretical Computer Science 4th GI Conference*, pages 266–275. Springer, 1979.