

Najkrajša pot z odstranljivimi ovirami – poročilo

Gašper Tergrlav

22. maj 2024

Predstavitev problema

Problem je posplošitev klasične verzije, v kateri se lahko oviram samo izogibamo. V \mathbb{R}^2 imamo dve točki s in t iščemo najkrajšo evklidsko pot med njima. Ovire v ravnini so konveksni večkotniki, vsak od njih ima ceno $c_i > 0$. Če imamo na voljo C "denarja", katere ovire se splača odstraniti, da dosežemo najkrajšo pot? V resničnem življenju lahko npr. načrtovalci mest spremenijo cestno omrežje, da dosežejo boljšo pretočnost in tako odstranijo ovire za neko ceno. Še en primer omenjen v članku so skladišča v katerih delajo roboti. Kako spremeniti postavitev ovir v skladišču, da se roboti hitreje premikajo okoli?

Preprost primer na katerem so ovire s cenami, začetek in konec, ter proračun lahko vidimo na sliki 1.

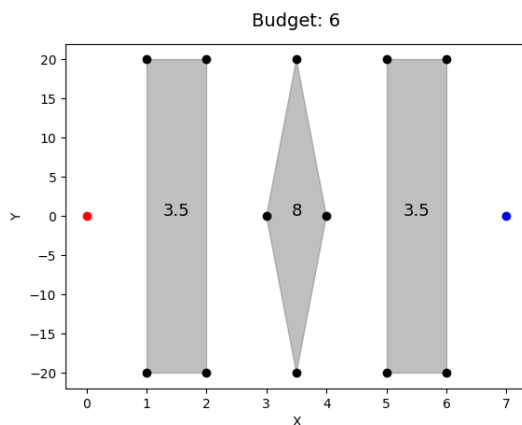


Figure 1: Primer problema.

Zanima nas torej: ali obstaja pot dolžine L in cene C med začetkom in koncem? Ta problem je na žalost NP-težek, zato se bomo za polinomski čas morali zadovoljiti z algoritmom, ki ima neko napako vsaj v ceni. Še pred algoritmi iz članka pa je treba narediti t. i. "viability graph" za naš problem.

Algoritmi

Viability graph

Začnimo s pomembnima opazkama o obnašanju najkrajše poti. Če bo šla naša pot skozi oviro, bo zaradi konveksnosti sekala samo dve stranici večkotnika. Smer bo pot spremenila samo v ogliščih večkotnikov. Tako bomo lahko problem prevedli na iskanje najkrajše poti v grafu, katerega vozlišča so vsa oglišča ovir ter točki s in t . Označimo ta graf z $G = (V, E)$, kjer $(u, v) \in E$, če je vsota cen vseh ovir, ki jih prečka daljica \overline{uv} manjša ali enaka od našega proračuna C . Vsaka povezava v grafu ima dva parametra, dolžino in ceno.

Najprej sem se konstrukcije lotil naivno. Za vsak par točk sem za vsako oviro pogledal, če jo pot seka. Ta pristop ima časovno zahtevnost $O(n^3)$. Je pa tudi veliko robnih primerov, ki otežijo implementacijo. Trenutna implementacija ima problem, ko je na poti med ogliščema še tretje oglišče. Če sta drugo in tretje oglišče del iste ovire in gre pot po njeni notranjosti, tega nisem znal na lep način zaznati. Tako bi imela ta povezava premajhno ceno. Implementacija je v datoteki "viabilityGraph.py"

Viability graph je v resnici posplošitev konstrukcije z imenom angleškim imenom visibility graph, s katerim se rešuje osnovno verzijo problema, kjer je $C = 0$. O tej verziji je več literature, s katero sem si lahko pomagal. Zato sem izgradnjo visibility grapha iz knjige [2] v poglavju 15 posplošil na viability graph. Na vsakem koraku pri konstrukciji izberemo novo oglišče v . Ugotoviti moramo, do katerih oglišč lahko iz v pridemo s ceno največ C . Pri naivnem pristopu smo oglišča pregledali kakor so padla. Sedaj pa jih hočemo v nekem pametnem vrstnem redu, da bomo lahko nekaj informacij uporabili za naprej. Predstavljajmo si poltrak p , ki ima izhodišče v v in naredi en krog v smeri urinega kazalca. Oglišča bomo pregledali v vrstnem redu, ki ga določa ta sprehod poltraka (ang. plane sweep). Če p oglišča seka istočasno, imajo prednost tista, ki so bližje v . Robove ovir, ki jih p seka, bomo shranili v dvojiško drevo, kar omogoča hitrejše dodajanje in brisanje. Psevdokoda je v Algorithm 1.

Ta algoritem poženemo za vsako oglišče, ki ga imamo in tako lahko sestavimo naš viability graph. Potrebujemo pa še funkcijo, ki nam v 5. koraku izračuna ceno poti. Kot argument ji moramo podati točke v, w_i, w_{i-1} ter ceno poti vw_{i-1} in še naše dvojiško drevo ter vse ovire. Ključno je, da če w_i in w_{i-1} ležita na isti premici, lahko uporabimo to kar vemo o w_{i-1} .

Ta funkcija z imenom *viable* nato za vsak w_i pregleda dvojiško drevo in sešteje cene vseh ovir, ki jih vw seka. Že to je počasneje kot v verziji problema, ko je $C = 0$. Tam nas večino časa zanima samo rob z najmanjšim ključem v drevesu. Ta je najbližje v . Če obstaja in seka $\overline{vw_i}$ potem w_i seveda ni viden. Celotno drevo pregledujemo tam samo, če sta w_i in w_{i-1} kolinearna in je w_{i-1} viden. In tudi v tem primeru iščemo samo do prvega presečišča. Drugi problem je, da moramo vsakič na začetku preveriti, ali sta v in w_i del iste ovire. V trenutni implementaciji se tega lotim naivno, kar ima zahtevnost $O(n)$. Zaradi tega je zahtevnost celotnega algoritma skupaj spet $O(n^3)$, kljub temu da je zahtevnost tistega v [2] le $O(n^2 \log n)$. Prvi korak v izboljšavi algoritma je torej

Algorithm 1 Vrnem seznam oglišč, ki jih lahko dosežemo iz v

- 1: Uredimo preostala oglišča glede na kot, ki ga daljica med ogliščem in v naredi s pozitivno x-osjo.
 - 2: Dodamo v drevo vse robove, ki jih p seka. Prvi rob je tisti, ki ga poltrak najprej seka.
 - 3: $W = []$
 - 4: **for** w_i v urejenih ogliščih **do**
 - 5: **if** (cena poti med v in w_i) $\leq C$ **then**
 - 6: Dodamo w_i v W .
 - 7: **end if**
 - 8: Zavrtimo poltrak p , da gre sedaj še skozi w_i .
 - 9: Odstranimo iz drevesa robove ovir, ki se končajo v w_i ter ležijo nad p .
 - 10: Dodamo v drevo robove, ki se končajo v w_i in ležijo pod njim.
 - 11: **end for**
 - 12: **return** W
-

nov algoritem, ki preveri če sta dve oglišči del iste ovire. Implementacija se nahaja v datoteki *sweepViabilityGraph.py*. Rezultat algoritma, uporabljenega na našem problemu vidimo na sliki 2.

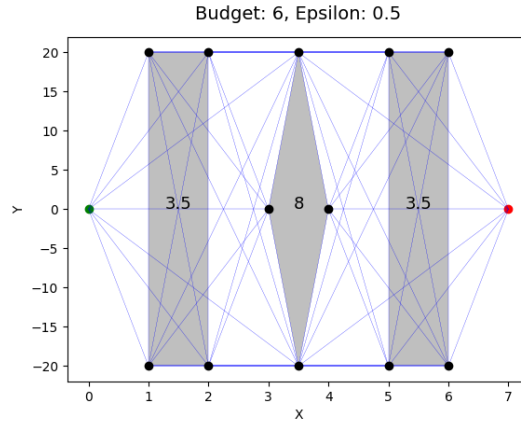


Figure 2: Viability graph.

Algoritem v polinomskem času z napako $(1 + \epsilon)$ v ceni

Ker imamo viability graph $G = (V, E)$, lahko končno začnemo z vsebino članka. Glavni problem je, da imajo povezave v G dva parametra: ceno in dolžino. Graf bi radi modificirali tako, da bi na novem grafu samo pognali Dijkstra algoritem in dobili rešitev, zato hočemo nekako odstraniti cene iz povezav.

Naj bo zaradi preprostosti $K = \min(\frac{C}{\min_i c_i}, h)$, kjer je h število ovir, c_i

pa njihove cene ter $\sum c_i = C$. Delimo vse cene z K/C , da je naš proračun za ovire na tako enak K . Potem naredimo $\lceil \frac{2K}{\epsilon} \rceil + 1$ kopij vsakega vozlišča v grafu G in jih označimo z $v_0, v_{\epsilon/2}, v_{\epsilon}, \dots, v_K$. Za vsak rob $(u, v) \in E$ s ceno c in za vsak $0 \leq i \leq \lceil \frac{2K}{\epsilon} \rceil$, dodamo rob $(u_{i\epsilon/2}, v_{j\epsilon/2})$, kjer je $j \leq \lceil \frac{2K}{\epsilon} \rceil$ največje celo število da velja $j\frac{\epsilon}{2} \leq i\frac{\epsilon}{2} + c$. Dolžina povezav je enaka kot v originalnem grafu. Tako smo ceno zakodirali v vozlišča. Indeks v vozlišču nam pove, koliko smo plačali na poti do sedaj. Na koncu dodamo še novi vozlišči s in t , ter vsakega od njiju povežemo z vsemi njunimi kopijami. Te povezave imajo dolžino 0. Ker imajo povezave samo še dolžino, lahko sedaj za iskanje najkrajše poti uporabimo Dijkstro. Novi graf ima $O(|V|K/\epsilon)$ vozlišč in $O(|E|K/\epsilon)$ robov. Dijkstra je časovno najbolj zahtevna stvar, zato je časovna zahtevnost celotnega algoritma enaka $O(\frac{K}{\epsilon}(|E| + |V| \log \frac{|V|}{\epsilon}))$. Če je n število vseh oglišč ovir, je to v najboljšem primeru $\Omega(\frac{n^3}{\epsilon})$.

Tako lahko končno najdemo najkrajšo pot pri našem problemu, prikazano na sliki 3.

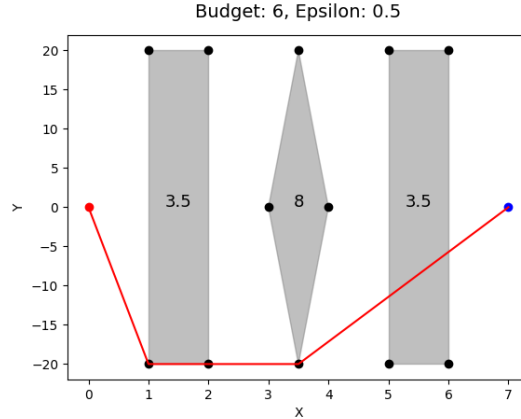


Figure 3: Najkrajša pot z $\epsilon = 0.5$.

V svoji implementaciji zaradi preprostosti ne naredim $2/\epsilon$ kopij temveč samo $1/\epsilon$. Posledično bo cena najkrajše poti manjša od $(1 + 2\epsilon)C$. Čeprav je naš primer zelo preprost, se napaka pojavi če izberemo $\epsilon > 0.5$, kot vidimo na sliki 4.

Hitrejši algoritem

Za večjo hitrost bomo morali modificirati graf G . Pravzaprav hočemo zmanjšati število povezav v grafu, na katerem na koncu poženemo Dijkstro. V zameno pa je tukaj lahko napaka $(1 + \epsilon)$ tudi pri dolžini poti. Algoritem ima dva dela. Najprej konstruiramo nov graf $H = (X, \Gamma)$, ki bo imel manj povezav kot G . Ta algoritem ima časovno zahtevnost $O(\frac{n^2}{\epsilon^2} \log n \log \frac{n}{\epsilon})$ kar je približno za potenco n manj kot prejšnji algoritem.

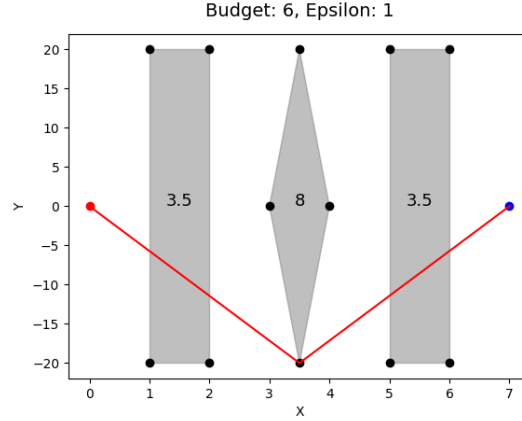


Figure 4: Najkrajša pot z $\epsilon = 1$.

Konstrukcija grafa H

Začeli smo z grafom $G = (V, E)$. Za $H = (X, \Gamma)$ bo veljalo $|X|, |\Gamma| = O(n \log n)$ in $V \subseteq X$. Označimo razdaljo med ogliščema v, u v grafu G z $d_G(v, u)$. Potem bo za vsak par $v, u \in G$ veljalo $d_G(v, u) \leq d_H(v, u) \leq \sqrt{2}d_G(v, u)$. Da bomo lahko zmanjšali število povezav, bomo morali, kakor se sliši čudno, povečati število vozlišč. Potegnili bomo navpično premico, ki naša oglišča razdeli na dva približno enaka dela in nato dodali v graf projekcije vozlišč na premico. To bomo rekursivno ponovili na obeh polovicah itd. potem pa vse še enkrat z vodoravnimi premicami. Potem bomo dodali povezave, večina jih bo oblike (vozlišče, njegova projekcija). Tako bodo poti v grafu sestavljene bolj iz vodoravnih in navpičnih segmentov. Celoten postopek je opisan v Algorithm 2.

Da izvedemo celoten algoritem potrebujemo dve stvari. Za vsak par vv' moramo poiskati prvi rob z pozitivnim in prvi rob negativnim naklonom, ki seka $\overline{vv'}$. Za vsako povezavo, ki jo dodamo v graf, moramo izračunati njeno ceno. Za razliko od grafa G , bodo tukaj vse povezave, ki niso na površini ovir, vodoravne ali navpične. Zato sem si pomagal s člankom [3] ter implementiral verzijo binarnih dreves (ang. persistent binary search tree), ki omogoča rešitev naslednjega problema: za vertikalno daljico najde vse večkotnike, ki jih daljica seka. Angleški izraz bom prevedel na časovna drevesa.

Osnovni namen teh dreves je rešiti problem iskanja lokacije točke v ravnini (ang. planar point location). Če imamo delitev ravnino na večkotnike nas potem za neko točko zanima, kateri večkotnik jo vsebuje. Problema se v članku lotijo tako, da potegnejo navpično premico čez vsako oglišče večkotnika. Tako razdelimo ravnino na trakove. Za lokacijo točke potem potrebujemo le dve binarni iskanji: najprej poiščemo trak, ki točko vsebuje, nato pa v traku najdemo še najbližji rob večkotnika pod točko. Lahko bi za vsak trak naredili eno dvojisko drevo, vendar to porabi več prostora kot naša rešitev. Namesto veliko dreves

Algorithm 2 Dobimo graf H z manj povezavami

- 1: Naj bo x_m mediana za x -koordinate točk v V .
 - 2: Naj bo $l_v : x = x_m$ navpična premica, ki razdeli V na levo polovico V_l in desno V_d .
 - 3: **for** $v \in V$ **do**
 - 4: Dobimo projekcijo $v' = (x_m, v_y)$
 - 5: **if** cena poti $\overline{vv'} \leq C$ **then**
 - 6: Dodamo v' v X in $(v, v') \in \Gamma$
 - 7: **end if**
 - 8: Naj bo s' prvi rob ovire s pozitivnim naklonom, ki seka $\overline{vv'}$.
 - 9: **if** s' seka l_v **then**
 - 10: Dodali bomo "obhodna" vozlišča in povezave v H .
 - 11: Označimo presečišče $\overline{vv'}$ in s' z v_1 in presečišče s' in l_v z v_2 .
 - 12: Dodamo ti dve točki v X ter povezavi (v, v_1) in (v_1, v_2) v Γ .
 - 13: **end if**
 - 14: Ponovimo postopek za prvi s' z negativnim naklonom.
 - 15: Recimo točkam na premici l_v Steinerjeve točke.
 - 16: **for** w, w' sosednji Steinerjevi točki **do**
 - 17: Če je cena $\overline{ww'} \leq C$, dodamo (w, w') v Γ .
 - 18: **end for**
 - 19: **end for**
 - 20: Rekurzivno ponovimo na množicah V_l in V_d .
 - 21: Ponovimo vse zgoraj, le tokrat z mediano y_m za y -koordinate in premico $l_h : y_m = y$.
 - 22: Dodamo v Γ še robove ovir.
-

bi lahko imeli eno drevo, ki se spreminja skozi čas in omogča, da dostopamo do starejših verzij. Ravno to omogočajo časovna drevesa. Želene lastnosti dosežemo s kopiranjem poti (ang. path copying). Če imamo drevo ob času 0 in dodamo nov element ob času 1, potem naredimo kopije vseh vozlišč, ki so na poti od korena do novega vozlišča in označimo čas njihovega nastanka. Če torej želimo pogledati verzijo drevesa v času t , samo začemo v korenu, ki je nastal ob času t in normalno hodimo po drevesu. Ampak to spet porabi veliko prostora, saj kopiramo veliko vozlišč. Glavna ideja članka je, da dopustimo vozliščem $2 + k$ otrok in jih kopiramo le, ko presežejo to mejo. Po drevesu se v času t sprehajamo tako, da obiščemo najstarejšega otroka, čigar čas nastanka je manjši ali enak t , v dani smeri. Implementacija s $k = 1$ se nahaja v datoteki `persistentRBTTree.py`. Rdeče-črna drevesa sem izbral zato, da sem lažje sledil članku.

Do tukaj sem naredil to kar je v članku. Sedaj moram še ugotoviti kako uporabiti drevesa za doseg ciljev in dokončati algoritem, da bom lahko na koncu pokazal neko primerjavo. Opisal bom še kako deluje kopiranje grafa H za nek parameter ϵ .

Naj bo N množica enotskih vektorjev velikosti $1/\epsilon$, tako da je med sosednjima vektorjema kot enak ϵ . Za vsak vektor $u \in N$ naredimo graf H^u , ki je samo zgoraj opisan graf H , le da zavrtimo ravnino tako, da je u vzporeden y-osi. Potem je $H_\epsilon = \cup_{n \in \mathbb{N}} H^u$. Potem na grafu H_ϵ uporabimo prvotni algoritem, torej $1/\epsilon$ kopij in nato Dijkstra za najkrajšo pot. Časovna zahtevnost novega celotnega algoritma je $O(\frac{nh}{\epsilon^2} \log n \log \frac{n}{\epsilon})$, kjer je h število ovir.

1 Reševanje problemov

Izdelal sem preprost spletni vmesnik (slika 5), v katerem lahko izbiramo med posameznimi problemi in vidimo najkrajšo pot. Pri primeru `problemError` lahko vidimo prekoračenje proračuna če $\epsilon > 0.5$ in budget 6, zadnja dva mi pa do včeraj nista delala pravilno. Lahko modificiramo vrednost ϵ in proračuna. Vidimo tudi čas, ki ga celoten algoritem porabi. Algoritem za izračun viability grapha je tisti, ki uporabi "circular sweep". Treba pognati datoteko `main.py`, pred tem pa naložiti `flask` in `plotly`.

Da bi lahko kasneje primerjal algoritme sem nekaj problemov tudi generiral. Sedaj lahko primerjam samo različna algoritma za konstrukcijo viability grapha, ter kako se potem počasnejši algoritem za iskanje poti obnaša ko manjšam ϵ .

	n (število oglišč)			
	40	180	360	864
Naivni algoritem	0.5s	36s	301s	
Sweep algoritem	1s	60s	480s	6666s (2h)

Table 1: Primerjava algoritmov za viability graph

Upamo, da bo do predstavitve sweep algoritma že hitrejši.



Figure 5: Spletni vmesnik

Viri

- [1] P. K. Agarwal, N. Kumar, S. Sintos in S. Suri. *Computing Shortest Paths in the Plane with Removable Obstacles*. 16. Scand. Symp. Work. Alg. Th. **101**, (2018); dostopno tudi na <https://drops.dagstuhl.de/entities/document/10.4230/LIPIcs.SWAT.2018.5>
- [2] M. Berg, O. Cheong, M. Kreveld in M. Overmars *Computational Geometry: Algorithms and Applications* Springer Berlin, Heidelberg, 2010
- [3] N. Sarnak in R. E. Tarjan *Planar point location using persistent search trees*, Commun. ACM **29** (1986) 669-679; dostopno tudi na <https://dl.acm.org/doi/pdf/10.1145/6138.6151>