

Caminhos disjuntos nas arestas

Prof.^a Yoshiko Wakabayashi
Notas de aula por: Cristiane M. Sato

23 de agosto de 2006

Problema MAXCDA (G, T) : Dados um grafo conexo $G = (V, E)$ e um conjunto $T = \{(s_1, t_1), \dots, (s_k, t_k)\}$ tal que $s_i, t_i \in V$ para todo i , encontre um conjunto máximo de índices $I \subseteq [k] = \{1, \dots, k\}$ e, para todo $i \in I$, um caminho P_i de s_i a t_i tal que $E(P_i) \cap E(P_j) = \emptyset$ para quaisquer $i, j \in I$ distintos.

Karp [3] provou que o MAXCDA é um problema NP-difícil. Garey e Johnson [2] mostraram que o MAXCDA é NP-difícil mesmo se nos restringirmos a grafos planares.

Em 1996, Kleinberg[4] apresentou uma $O(1/\sqrt{m})$ -aproximação polinomial para o MAXCDA (G, T) , onde $m := |E|$. Em 2003, Chekuri e Khanna [1] apresentaram uma $O(\max(1/n^{2/3}, 1/\sqrt{m}))$ -aproximação polinomial para o MAXCDA, onde $n := |V|$ e $m := |E|$.

Mostramos aqui o algoritmo de Kleinberg.

Algoritmo GULOSO-MAXCDA (G, T)

```
1   $I \leftarrow \emptyset$ 
2   $G(\emptyset) \leftarrow G$ 
3  enquanto existe um par  $(s_i, t_i) \in [k] \setminus I$  não separado faça
4      encontre um par  $(s_i, t_i)$  com  $i \in [k] \setminus I$  tal que
           $\text{dist}_{G(I)}(s_i, t_i) = \min\{\text{dist}_{G(I)}(s_j, t_j) : j \in [k] \setminus I\}$ 
5      seja  $P_i$  um caminho mínimo de  $s_i$  a  $t_i$ 
6       $G' \leftarrow G(I) - E(P_i)$ 
7       $I \leftarrow I \cup \{i\}$ 
8       $G(I) \leftarrow G'$ 
9  devolva  $I$  e os caminhos  $P_i$  para cada  $i \in I$ 
```

No que segue, tome $m := |E|$. Definimos o **comprimento** de um caminho P como o número de arestas de P . Denotamos por $\|P\|$ o comprimento de P . Diremos que um caminho P de G é **curto** se $\|P\| \leq \sqrt{m}$ e **longo**, caso

contrário.

Lema 1: *O número de caminhos longos em $\text{opt}(G, T)$ é menor do que $\sqrt{m}$.*

Demonstração: Seja J um conjunto de índices de uma solução ótima do MAXCDA. Para cada $j \in J$, a solução ótima tem um caminho P_j^* de s_j a t_j . Tome

$$\mathcal{P} := \{P_j^* : j \in J \text{ e } P_j^* \text{ é um caminho longo}\}. \quad (1)$$

Como os caminhos em $\mathcal{P}$ são longos e disjuntos nas arestas, então

$$|\mathcal{P}| \sqrt{m} < \sum_{P \in \mathcal{P}} \|P\| \leq m. \quad (2)$$

□

Teorema 2: *O algoritmo GULOSO-MAXCDA (G, T) é uma $O(1/\sqrt{m})$ -aproximação polinomial para o problema MAXCDA (G, T) .*

Demonstração: Seja $I \subseteq [k]$ o conjunto de índices devolvidos pelo algoritmo. Suponha sem perda de generalidade que $I = [|I|]$. Para cada $i \in I$, seja P_i o caminho de s_i a t_i devolvido pelo algoritmo.

Seja $J \subseteq [k]$ o conjunto de índices de uma solução ótima para o problema. Para cada $j \in J$, seja P_j^* o caminho de s_j a t_j na solução ótima.

É fácil ver que

$$\|P_i\| \leq \|P_{i+1}\|$$

para todo $1 \leq i \leq |I|$. Além disso, pelo fato de G ser conexo, é claro que $|I| \geq 1$.

Considere $j \in J \setminus I$. Dizemos que P_j^* é **bloqueado** por um caminho P_i com $i \in I$, se $E(P_j^*) \cap E(P_i) \neq \emptyset$. Seja P_j^* um caminho curto com $j \in J \setminus I$. Vamos mostrar que P_j^* é bloqueado por um caminho P_i com $i \in I$. Seja P_i com $i \in I$ um caminho de menor comprimento possível que bloqueia P_j^* . É claro que tal caminho existe, caso contrário, o algoritmo iria incluir na solução um caminho entre s_j e t_j , e j pertenceria a I . Vamos mostrar que P_i é curto. Se $\|P_j^*\| < \|P_i\|$, então, no momento em que P_i foi escolhido existia entre s_j e t_j um caminho de comprimento menor do que $\|P_i\|$; neste caso, tal caminho teria sido escolhido antes que P_i e, portanto, j pertenceria a I . Assim, $\|P_j^*\| \geq \|P_i\|$, o que implica que P_i é um caminho curto.

Defina

$$\begin{aligned} I_c &:= \{i \in I : P_i \text{ é curto}\} & \text{e} & \quad I_\ell := \{i \in I : P_i \text{ é longo}\}; \\ J_c &:= \{j \in J : P_j^* \text{ é curto}\} & \text{e} & \quad J_\ell := \{j \in J : P_j^* \text{ é longo}\}. \end{aligned}$$

Note que

$$\left| \bigcup_{i \in I_c} E(P_i) \right| \leq |I_c| \sqrt{m},$$

pois $\|P_i\| \leq \sqrt{m}$ para todo $i \in I_c$. Além disso, cada aresta de um caminho curto P_i pode pertencer ao conjunto de arestas de no máximo um caminho P_j^* com $j \in J_c \setminus I$. Portanto, como cada caminho P_j^* com $j \in J_c \setminus I$ é bloqueado por pelo menos um caminho P_i com $i \in I_c$, temos que

$$|J_c \setminus I| \leq |I_c| \sqrt{m}.$$

Assim,

$$|J_c| = |(J_c \setminus I) \cup I| \leq |J_c \setminus I| + |I| \leq (\sqrt{m} + 1)|I|. \quad (3)$$

Usando o lema 1, o fato de que $|I| \geq 1$ e a equação (3), temos que

$$\begin{aligned} |J| &= |J_c| + |J_\ell| \leq |J_c| + \sqrt{m} \leq |J_c| + \sqrt{m}|I| \\ &\leq (\sqrt{m} + 1)|I| + \sqrt{m}|I| \leq (2\sqrt{m} + 1)|I|. \end{aligned}$$

Portanto, o tamanho do conjunto de índices devolvido pelo algoritmo é pelo menos $(2\sqrt{m} + 1)^{-1}$ o tamanho do conjunto de índices de uma solução ótima. Além disso, o algoritmo GULOSO-MAXCDA é polinomial. Basta observar que temos no máximo $\binom{n}{2}$ iterações e em cada iteração temos que encontrar caminhos mínimos entre no máximo $\binom{n}{2}$ pares de vértices, o que pode ser feito facilmente em tempo $O(n^3)$. Concluimos que o algoritmo GULOSO-MAXCDA é uma $O(1/\sqrt{m})$ -aproximação polinomial para o MAXCDA. $\square$

Referências

- [1] C. Chekuri and S. Khanna. Edge disjoint paths revisited. In *Proceedings of the Fourteenth Annual ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms (Baltimore, MD, 2003)*, pages 628–637, New York, 2003. ACM.
- [2] M.R. Garey and D.S. Johnson. *Computers and intractability: A guide to the theory of NP-completeness, A Series of Books in the Mathematical Sciences*. W. H. Freeman and Co., San Francisco, Calif., 1979.
- [3] R.M. Karp. Reducibility among combinatorial problems. In *Complexity of computer computations (Proc. Sympos., IBM Thomas J. Watson Res. Center, Yorktown Heights, N.Y., 1972)*, pages 85–103. Plenum, New York, 1972.
- [4] J. Kleinberg. *Approximation Algorithms for Disjoint Path Problems*. PhD thesis, Massachusetts Institute of Technology, Boston, Massachusetts, USA, 1996. <http://www.cs.cornell.edu/home/kleinberg/pract.ps>.