Jogos de formação de redes

Jogo de conexão local:

n jogadores vão formar um grafo com n vértices

estratégia de cada jogador: vértices com quem se liga

Jogos de formação de redes

Jogo de conexão local:

n jogadores vão formar um grafo com n vértices

estratégia de cada jogador: vértices com quem se liga

Dadas as escolhas dos jogadores, temos um grafo G.

Qual é o custo de G para cada jogador?

Jogos de formação de redes

Jogo de conexão local:

n jogadores vão formar um grafo com n vértices

estratégia de cada jogador: vértices com quem se liga

Dadas as escolhas dos jogadores, temos um grafo G.

Qual é o custo de G para cada jogador?

Custo por ligação: $\alpha > 0$
Custo por distâncias:
soma da distância em G a cada outro vértice

Jogos de formação de redes

Jogo de conexão local:

n jogadores vão formar um grafo com n vértices

estratégia de cada jogador: vértices com quem se liga

Dadas as escolhas dos jogadores, temos um grafo G.

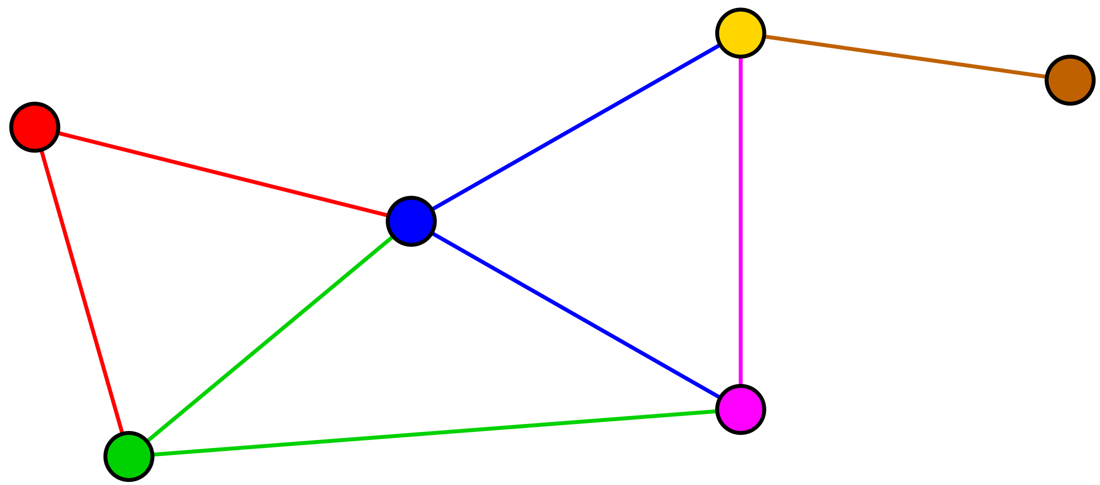
Qual é o custo de G para cada jogador?

Custo por ligação: $\alpha > 0$
Custo por distâncias:
soma da distância em G a cada outro vértice

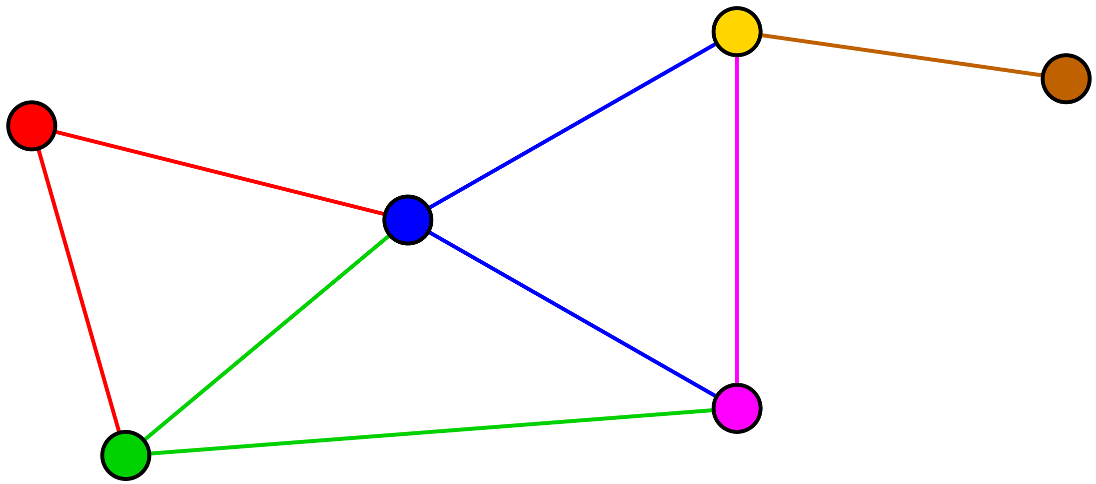
$$c_v(G) \;=\; \alpha\,|N_v| + \sum_{u \in [n]} d_G(u,v),$$

onde N_v é o conjunto de vértices a quem v se ligou.

Exemplo



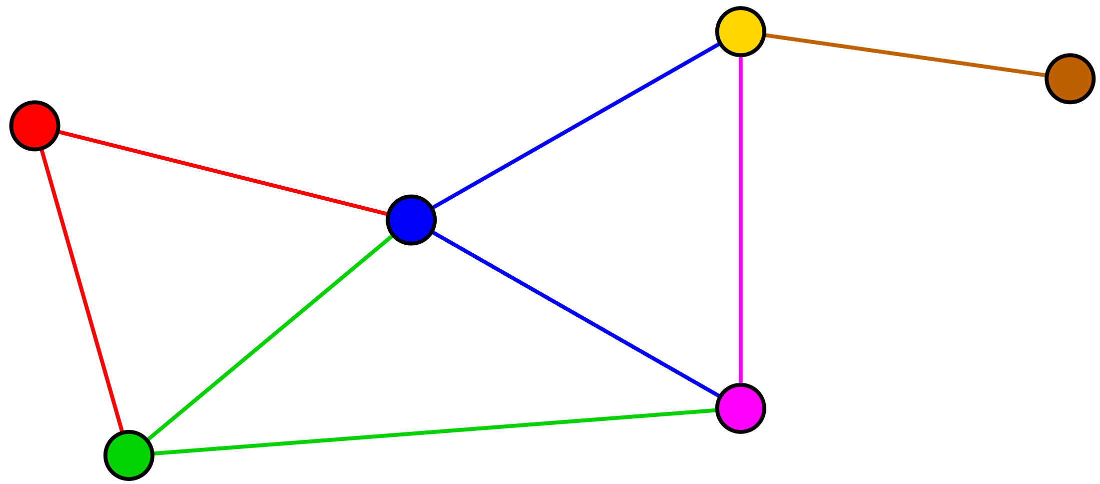
Exemplo



Para $\alpha = 2$, temos os seguintes custos:

- vértice verde: $4 + (1 + 1 + 1 + 2 + 3) = 4 + 8 = 12$
- vértice azul: $4 + (1 + 1 + 1 + 1 + 2) = 4 + 6 = 10$
- vértice marrom: $2 + (1 + 2 + 2 + 3 + 3) = 2 + 11 = 13$

Exemplo

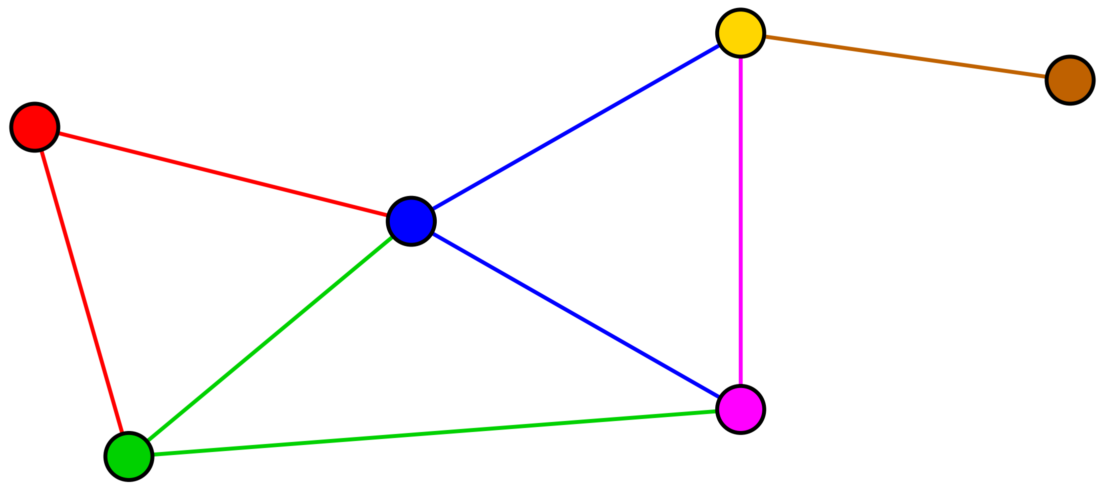


Para $\alpha = 2$, temos os seguintes custos:

- vértice verde: $4 + (1 + 1 + 1 + 2 + 3) = 4 + 8 = 12$
- vértice azul: $4 + (1 + 1 + 1 + 1 + 2) = 4 + 6 = 10$
- vértice marrom: $2 + (1 + 2 + 2 + 3 + 3) = 2 + 11 = 13$

É um equilíbrio?

Exemplo



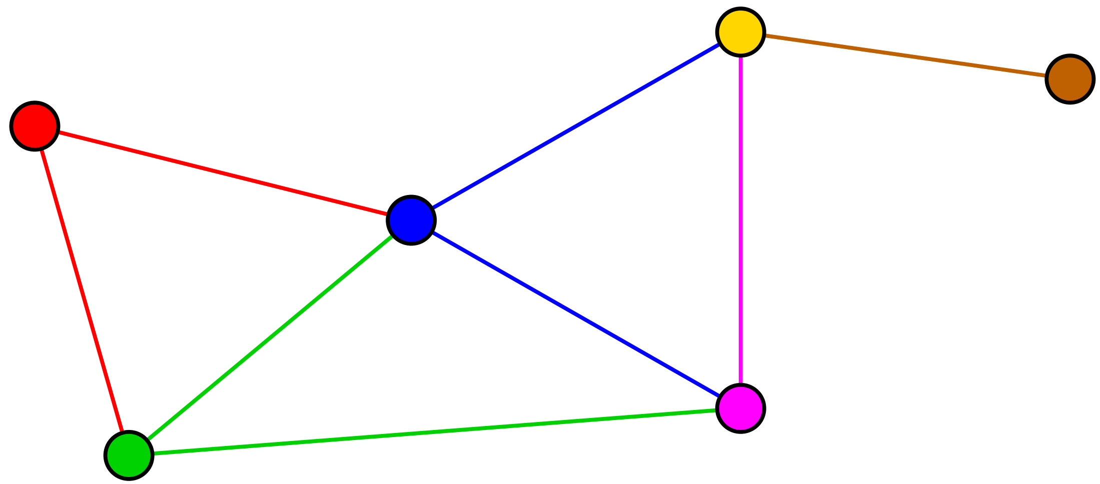
Para $\alpha = 2$, temos os seguintes custos:

- vértice verde: $4 + (1 + 1 + 1 + 2 + 3) = 4 + 8 = 12$
- vértice azul: $4 + (1 + 1 + 1 + 1 + 2) = 4 + 6 = 10$
- vértice marrom: $2 + (1 + 2 + 2 + 3 + 3) = 2 + 11 = 13$

É um equilíbrio?

Não... o verde por exemplo pode melhorar...

Exemplo

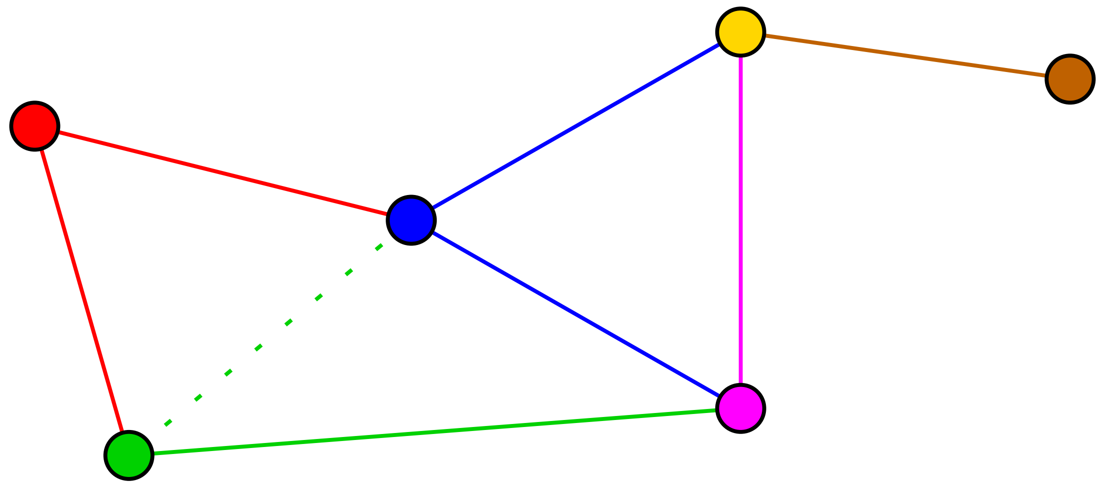


Para $\alpha = 2$, temos os seguintes custos:

- vértice verde: $4 + (1 + 1 + 1 + 2 + 3) = 4 + 7 = 11$
- vértice azul: $4 + (1 + 1 + 1 + 1 + 2) = 4 + 6 = 10$

O verde pode melhorar:

Exemplo



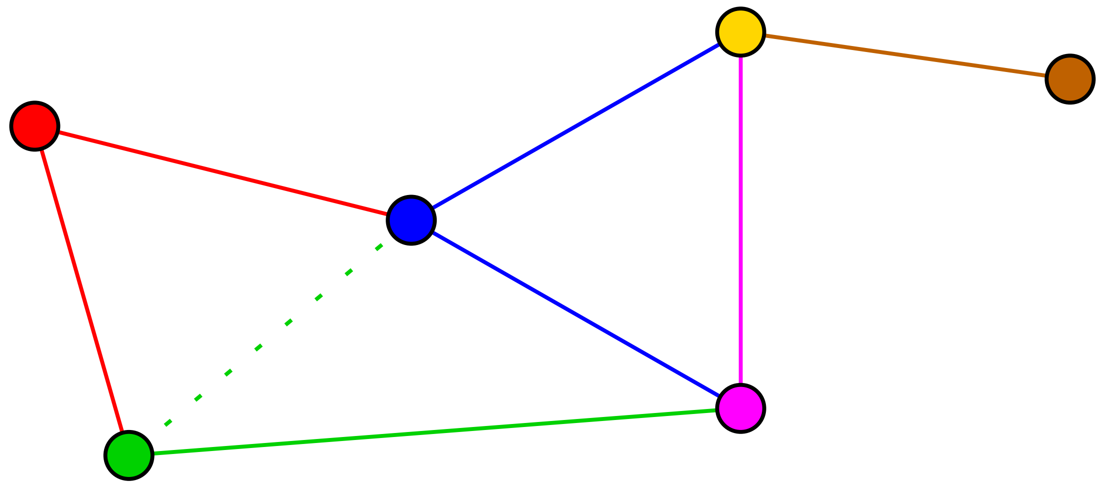
Para $\alpha = 2$, temos os seguintes custos:

- vértice verde: $4 + (1 + 1 + 1 + 2 + 3) = 4 + 7 = 11$
- vértice azul: $4 + (1 + 1 + 1 + 1 + 2) = 4 + 6 = 10$

Se o verde se desligar do azul seu custo cai para

$$2 + (1 + 2 + 1 + 2 + 3) = 2 + 8 = 10 < 11$$

Exemplo



Para $\alpha = 2$, temos os seguintes custos:

- vértice verde: $4 + (1 + 1 + 1 + 2 + 3) = 4 + 7 = 11$
- vértice azul: $4 + (1 + 1 + 1 + 1 + 2) = 4 + 6 = 10$

Se o verde se desligar do azul seu custo cai para

$$2 + (1 + 2 + 1 + 2 + 3) = 2 + 8 = 10 < 11$$

Note que o custo do azul piora de 1 neste caso.

Comentários

- o valor de α afeta as escolhas dos jogadores

Comentários

- o valor de α afeta as escolhas dos jogadores
- vamos considerar estratégias puras apenas de novo

Comentários

- o valor de α afeta as escolhas dos jogadores
- vamos considerar estratégias puras apenas de novo
- um equilíbrio G é conexo e
  cada aresta é paga por um único jogador

Comentários

- o valor de α afeta as escolhas dos jogadores
- vamos considerar estratégias puras apenas de novo
- um equilíbrio G é conexo e
  cada aresta é paga por um único jogador

Sempre existe equilíbrio de estratégias puras?

Comentários

- o valor de α afeta as escolhas dos jogadores
- vamos considerar estratégias puras apenas de novo
- um equilíbrio G é conexo e
  cada aresta é paga por um único jogador

Sempre existe equilíbrio de estratégias puras?

Sim...

Lema:
Se $\alpha \geq 1$ então qualquer estrela completa é um equilíbrio.
Se $\alpha \leq 1$ então o grafo completo é um equilíbrio.

Sempre existe equilíbrio

Lema:

Se $\alpha \geq 1$ então qualquer estrela completa é um equilíbrio.

Se $\alpha \leq 1$ então o grafo completo é um equilíbrio.

Sempre existe equilíbrio

Lema:

Se $\alpha \geq 1$ então qualquer estrela completa é um equilíbrio.
Se $\alpha \leq 1$ então o grafo completo é um equilíbrio.

Prova:

Se $\alpha \geq 1$ e G é uma estrela completa,
qualquer atribuição das arestas de G aos vértices
resulta em um equilíbrio:

Sempre existe equilíbrio

Lema:
Se $\alpha \geq 1$ então qualquer estrela completa é um equilíbrio.
Se $\alpha \leq 1$ então o grafo completo é um equilíbrio.

Prova:

Se $\alpha \geq 1$ e G é uma estrela completa,
qualquer atribuição das arestas de G aos vértices
resulta em um equilíbrio:

- nenhum vértice pode deixar de pagar uma aresta sem aumentar o seu custo para infinito (grafo desconexo).

Sempre existe equilíbrio

Lema:
Se $\alpha \geq 1$ então qualquer estrela completa é um equilíbrio.
Se $\alpha \leq 1$ então o grafo completo é um equilíbrio.

Prova:

Se $\alpha \geq 1$ e G é uma estrela completa,
qualquer atribuição das arestas de G aos vértices resulta em um equilíbrio:

- nenhum vértice pode deixar de pagar uma aresta sem aumentar o seu custo para infinito (grafo desconexo).
- nenhum vértice tem interesse em pagar por uma aresta a mais, pois aumenta seu custo de pelo menos $\alpha \geq 1$ e diminui seu custo de apenas 1.

Sempre existe equilíbrio

Lema:
Se $\alpha \geq 1$ então qualquer estrela completa é um equilíbrio.
Se $\alpha \leq 1$ então o grafo completo é um equilíbrio.

Sempre existe equilíbrio

Lema:
Se $\alpha \geq 1$ então qualquer estrela completa é um equilíbrio.
Se $\alpha \leq 1$ então o grafo completo é um equilíbrio.

Prova:

Se $\alpha \leq 1$ e G é o grafo completo,
qualquer atribuição das arestas de G aos vértices
resulta em um equilíbrio:

Sempre existe equilíbrio

Lema:
Se $\alpha \geq 1$ então qualquer estrela completa é um equilíbrio.
Se $\alpha \leq 1$ então o grafo completo é um equilíbrio.

Prova:

Se $\alpha \leq 1$ e G é o grafo completo,
qualquer atribuição das arestas de G aos vértices resulta em um equilíbrio:

- nenhum vértice pode deixar de pagar uma aresta sem aumentar o seu custo pois uma distância aumenta de 1 para 2, e só economiza $\alpha \leq 1$.

Custo e ótimo social

O custo social de um grafo G é

$$\mathrm{cs}(G) \;=\; \alpha\,|E_G| + \sum_{u\in[n]}\sum_{v\in[n]} d_G(u,v)$$

Custo e ótimo social

O custo social de um grafo G é

$$\mathrm{cs}(G) \;=\; \alpha\,|E_G| + \sum_{u\in[n]}\sum_{v\in[n]} d_G(u,v)$$

Qual o valor do custo social ótimo?

Custo e ótimo social

O custo social de um grafo G é

$$\mathrm{cs}(G) \;=\; \alpha\,|E_G| + \sum_{u \in [n]} \sum_{v \in [n]} d_G(u,v)$$

Qual o valor do custo social ótimo?

Teorema:
Se $\alpha \geq 2$ então qualquer estrela completa é solução ótima.
Se $\alpha \leq 2$ então o grafo completo é solução ótima.

Custo e ótimo social

O custo social de um grafo G é

$$\mathrm{cs}(G) \;=\; \alpha\,|E_G| + \sum_{u\in[n]}\sum_{v\in[n]} d_G(u,v)$$

Qual o valor do custo social ótimo?

Teorema:
Se $\alpha \geq 2$ então qualquer estrela completa é solução ótima.
Se $\alpha \leq 2$ então o grafo completo é solução ótima.

Prova: Solução com m aresta tem custo pelo menos

$$2(n(n-1)-2m)+2m+\alpha\,m \;=\; 2n(n-1)-(2-\alpha)m.$$

Custo e ótimo social

O custo social de um grafo G é

$$\mathrm{cs}(G) \;=\; \alpha\,|E_G| + \sum_{u\in[n]}\sum_{v\in[n]} d_G(u,v)$$

Qual o valor do custo social ótimo?

Teorema:
Se $\alpha \geq 2$ então qualquer estrela completa é solução ótima.
Se $\alpha \leq 2$ então o grafo completo é solução ótima.

Prova: Solução com m aresta tem custo pelo menos

$$2(n(n-1)-2m)+2m+\alpha\,m \;=\; 2n(n-1)-(2-\alpha)m.$$

Se $\alpha < 2$, só há uma solução ótima: o grafo completo.

Custo e ótimo social

O custo social de um grafo G é

$$\mathrm{cs}(G) \;=\; \alpha\,|E_G| + \sum_{u\in[n]} \sum_{v\in[n]} d_G(u,v)$$

Teorema:
Se $\alpha \geq 2$ então qualquer estrela completa é solução ótima.
Se $\alpha \leq 2$ então o grafo completo é solução ótima.

Prova: Solução com m aresta tem custo pelo menos

$$2(n(n-1) - 2m) + 2m + \alpha\, m \;=\; 2n(n-1) - (2-\alpha)m.$$

Se $\alpha < 2$, só há uma solução ótima: o grafo completo.

Custo e ótimo social

O custo social de um grafo G é

$$\mathrm{cs}(G) \;=\; \alpha\,|E_G| + \sum_{u\in[n]}\sum_{v\in[n]} d_G(u,v)$$

Teorema:
Se $\alpha \geq 2$ então qualquer estrela completa é solução ótima.
Se $\alpha \leq 2$ então o grafo completo é solução ótima.

Prova: Solução com m aresta tem custo pelo menos

$$2(n(n-1)-2m)+2m+\alpha\, m \;=\; 2n(n-1)-(2-\alpha)m.$$

Se $\alpha < 2$, só há uma solução ótima: o grafo completo.

Se $\alpha > 2$, qualquer estrela completa é ótima
(tem m mínimo possível e minimiza a soma das distâncias).

Custo e ótimo social

O custo social de um grafo G é

$$\mathrm{cs}(G) \;=\; \alpha\,|E_G| + \sum_{u\in[n]} \sum_{v\in[n]} d_G(u,v)$$

Teorema:
Se $\alpha \geq 2$ então qualquer estrela completa é solução ótima.
Se $\alpha \leq 2$ então o grafo completo é solução ótima.

Prova: Solução com m aresta tem custo pelo menos

$$2(n(n-1)-2m)+2m+\alpha\,m \;=\; 2n(n-1)-(2-\alpha)m.$$

Se $\alpha < 2$, só há uma solução ótima: o grafo completo.

Se $\alpha > 2$, qualquer estrela completa é ótima.

Se $\alpha = 2$, qualquer grafo com estrela completa é ótimo.

Preço da estabilidade

Lema:
Se $\alpha \geq 1$ então qualquer estrela completa é um equilíbrio.
Se $\alpha \leq 1$ então o grafo completo é um equilíbrio.

Teorema:
Se $\alpha \geq 2$ então qualquer estrela completa é solução ótima.
Se $\alpha \leq 2$ então o grafo completo é solução ótima.

Preço da estabilidade

Lema:
Se $\alpha \geq 1$ então qualquer estrela completa é um equilíbrio.
Se $\alpha \leq 1$ então o grafo completo é um equilíbrio.

Teorema:
Se $\alpha \geq 2$ então qualquer estrela completa é solução ótima.
Se $\alpha \leq 2$ então o grafo completo é solução ótima.

Juntando os dois, é fácil ver que
o preço da estabilidade é 1 para $\alpha \leq 1$ e $\alpha \geq 2$:
existe um equilíbrio que é solução ótima.

Preço da estabilidade

Lema:
Se $\alpha \geq 1$ então qualquer estrela completa é um equilíbrio.
Se $\alpha \leq 1$ então o grafo completo é um equilíbrio.

Teorema:
Se $\alpha \geq 2$ então qualquer estrela completa é solução ótima.
Se $\alpha \leq 2$ então o grafo completo é solução ótima.

Juntando os dois, é fácil ver que
o preço da estabilidade é 1 para $\alpha \leq 1$ e $\alpha \geq 2$:
existe um equilíbrio que é solução ótima.

Teorema:
Para $1 < \alpha < 2$, o preço da estabilidade é no máximo $\frac{4}{3}$.

Preço da estabilidade

Teorema:

Para $1 < \alpha < 2$, o preço da estabilidade é no máximo $\frac{4}{3}$.

Preço da estabilidade

Teorema:
Para $1 < \alpha < 2$, o preço da estabilidade é no máximo $\frac{4}{3}$.

Prova: O grafo completo é única solução ótima, e tem custo

$$\begin{aligned} 2n(n-1) - (2-\alpha)m &= 2n(n-1) - (2-\alpha)\frac{n(n-1)}{2} \\ &= n(n-1) + \alpha\frac{n(n-1)}{2} > \frac{3n(n-1)}{2}. \end{aligned}$$

Preço da estabilidade

Teorema:
Para $1 < \alpha < 2$, o preço da estabilidade é no máximo $\frac{4}{3}$.

Prova: O grafo completo é única solução ótima, e tem custo

$$\begin{aligned} 2n(n-1) - (2-\alpha)m &= 2n(n-1) - (2-\alpha)\frac{n(n-1)}{2} \\ &= n(n-1) + \alpha\frac{n(n-1)}{2} > \frac{3n(n-1)}{2}. \end{aligned}$$

Por outro lado, estrelas completas são equilíbrios de custo

$$2n(n-1) - (2-\alpha)m = 2n(n-1) - (2-\alpha)(n-1) < 2n(n-1).$$

Preço da estabilidade

Teorema:
Para $1 < \alpha < 2$, o preço da estabilidade é no máximo $\frac{4}{3}$.

Prova: O grafo completo é única solução ótima, e tem custo

$$
\begin{aligned}
2n(n-1) - (2-\alpha)m &= 2n(n-1) - (2-\alpha)\frac{n(n-1)}{2} \\
&= n(n-1) + \alpha\frac{n(n-1)}{2} > \frac{3n(n-1)}{2}.
\end{aligned}
$$

Por outro lado, estrelas completas são equilíbrios de custo

$$2n(n-1) - (2-\alpha)m = 2n(n-1) - (2-\alpha)(n-1) < 2n(n-1).$$

Logo $\mathrm{PoA} < \frac{2 \cdot 2n(n-1)}{3n(n-1)} = \frac{4}{3}$.

Preço da anarquia

Para $\alpha < 1$, o grafo completo é o único equilíbrio,
e é solução ótima: o preço da anarquia é 1 para $\alpha < 1$.

Suponha então que $\alpha \geq 1$.

Fabrikant, Luthra, Maneva, e Papadimitriou (2003)

Lema: Se um grafo é um equilíbro com diâmetro d,
então seu custo social é $\mathrm{O}(d)$ vezes o custo social ótimo.

Preço da anarquia

Para $\alpha < 1$, o grafo completo é o único equilíbrio, e é solução ótima: o preço da anarquia é 1 para $\alpha < 1$.

Suponha então que $\alpha \geq 1$.

Fabrikant, Luthra, Maneva, e Papadimitriou (2003)

Lema: Se um grafo é um equilíbro com diâmetro d, então seu custo social é $\mathrm{O}(d)$ vezes o custo social ótimo.

Diâmetro: distância máxima entre dois vértices do grafo.

Preço da anarquia

Para $\alpha < 1$, o grafo completo é o único equilíbrio,
e é solução ótima: o preço da anarquia é 1 para $\alpha < 1$.

Suponha então que $\alpha \geq 1$.

Fabrikant, Luthra, Maneva, e Papadimitriou (2003)

Lema: Se um grafo é um equilíbro com diâmetro d, então seu custo social é $\mathrm{O}(d)$ vezes o custo social ótimo.

Diâmetro: distância máxima entre dois vértices do grafo.

Teorema: O diâmetro de um equilíbrio é no máximo $2\sqrt{\alpha}$, e portanto o preço da anarquia é $\mathrm{O}(\sqrt{\alpha})$.

O Teorema vindo do Lema

Lema: Se um grafo é um equilíbro com diâmetro d, então seu custo social é $\mathrm{O}(d)$ vezes o custo social ótimo.

Teorema: O diâmetro de um equilíbrio é no máximo $2\sqrt{\alpha}$, e portanto o preço da anarquia é $\mathrm{O}(\sqrt{\alpha})$.

O Teorema vindo do Lema

Lema: Se um grafo é um equilíbro com diâmetro d, então seu custo social é $\mathrm{O}(d)$ vezes o custo social ótimo.

Teorema: O diâmetro de um equilíbrio é no máximo $2\sqrt{\alpha}$, e portanto o preço da anarquia é $\mathrm{O}(\sqrt{\alpha})$.

Prova: Pelo Lema, basta provar a primeira parte:

O Teorema vindo do Lema

Lema: Se um grafo é um equilíbro com diâmetro d, então seu custo social é $\mathrm{O}(d)$ vezes o custo social ótimo.

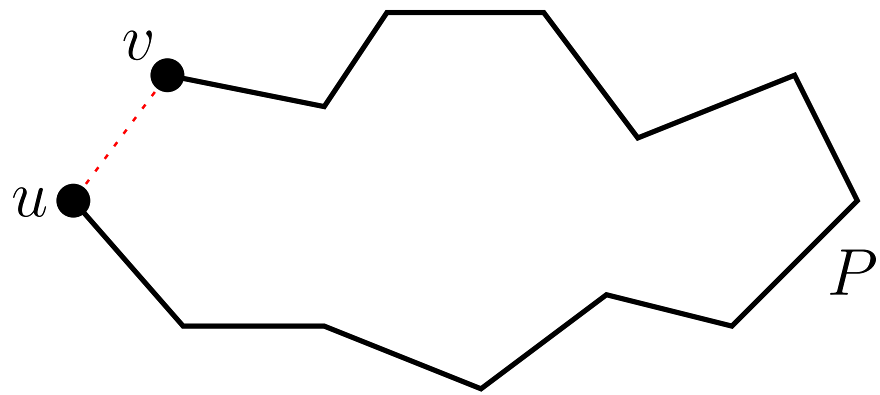
Teorema: O diâmetro de um equilíbrio é no máximo $2\sqrt{\alpha}$, e portanto o preço da anarquia é $\mathrm{O}(\sqrt{\alpha})$.

Prova: Pelo Lema, basta provar a primeira parte: que o diâmetro de um equilíbrio é no máximo $2\sqrt{\alpha}$.

Diâmetro de um equilíbrio

Teorema: O diâmetro de um equilíbrio é no máximo $2\sqrt{\alpha}$, e portanto o preço da anarquia é $\mathrm{O}(\sqrt{\alpha})$.

Prova: Sejam u e v tq $d(u,v) > 2k$ para algum $k \geq 1$.



Diâmetro de um equilíbrio

Teorema: O diâmetro de um equilíbrio é no máximo $2\sqrt{\alpha}$, e portanto o preço da anarquia é $\mathrm{O}(\sqrt{\alpha})$.

Prova: Sejam u e v tq $d(u,v) > 2k$ para algum $k \geq 1$.

Se u passar a pagar pela aresta uv,
gasta mais α e economiza nas distâncias pelo menos

$$(2k-1)+(2k-3)+\cdots+3+1 \; = \; k^2.$$

Diâmetro de um equilíbrio

Teorema: O diâmetro de um equilíbrio é no máximo $2\sqrt{\alpha}$, e portanto o preço da anarquia é $\mathrm{O}(\sqrt{\alpha})$.

Prova: Sejam u e v tq $d(u, v) > 2k$ para algum $k \geq 1$.

Se u passar a pagar pela aresta uv,
gasta mais α e economiza nas distâncias pelo menos

$$(2k - 1) + (2k - 3) + \cdots + 3 + 1 \ = \ k^2.$$

Se $k \geq \sqrt{\alpha}$, não é um equilíbrio, pois vale a pena para u.

O Lema

Lema: Se um grafo G é um equilíbro com diâmetro d, então seu custo social é $\mathrm{O}(d)$ vezes o custo social ótimo.

O Lema

Lema: Se um grafo G é um equilíbro com diâmetro d, então seu custo social é $\mathrm{O}(d)$ vezes o custo social ótimo.

Prova: Ótimo tem custo $\Omega(\alpha\, n + n^2)$,
pois o grafo tem que ser conexo ($m \geq n - 1$).

O Lema

Lema: Se um grafo G é um equilíbro com diâmetro d, então seu custo social é $\mathrm{O}(d)$ vezes o custo social ótimo.

Prova: Ótimo tem custo $\Omega(\alpha\, n + n^2)$,
pois o grafo tem que ser conexo ($m \geq n - 1$).

Se G tem diâmetro d, o custo das distâncias é $\mathrm{O}(dn^2)$.

O Lema

Lema: Se um grafo G é um equilíbro com diâmetro d, então seu custo social é $\mathrm{O}(d)$ vezes o custo social ótimo.

Prova: Ótimo tem custo $\Omega(\alpha\, n + n^2)$,
pois o grafo tem que ser conexo ($m \geq n - 1$).

Se G tem diâmetro d, o custo das distâncias é $\mathrm{O}(dn^2)$.

Quebramos o custo das arestas em duas partes:

- arestas de corte
- arestas não de corte

O Lema

Lema: Se um grafo G é um equilíbro com diâmetro d, então seu custo social é $\mathrm{O}(d)$ vezes o custo social ótimo.

Prova: Ótimo tem custo $\Omega(\alpha\, n + n^2)$,
pois o grafo tem que ser conexo ($m \geq n - 1$).

Se G tem diâmetro d, o custo das distâncias é $\mathrm{O}(dn^2)$.

Quebramos o custo das arestas em duas partes:

- arestas de corte
- arestas não de corte

No máximo $n - 1$ arestas de corte.

O Lema

Lema: Se um grafo G é um equilíbro com diâmetro d, então seu custo social é $\mathrm{O}(d)$ vezes o custo social ótimo.

Prova: Ótimo tem custo $\Omega(\alpha\, n + n^2)$, pois o grafo tem que ser conexo ($m \geq n - 1$).

Se G tem diâmetro d, o custo das distâncias é $\mathrm{O}(dn^2)$.

Quebramos o custo das arestas em duas partes:

- arestas de corte
- arestas não de corte

No máximo $n - 1$ arestas de corte.

Então arestas de corte custam menos que $\alpha\, n$.

Arestas não de corte

Lema: Se um grafo G é um equilíbro com diâmetro d, então seu custo social é $\mathrm{O}(d)$ vezes o custo social ótimo.

Prova: Ótimo tem custo $\Omega(\alpha\, n + n^2)$,
pois o grafo tem que ser conexo ($m \geq n - 1$).

Se G tem diâmetro d, o custo das distâncias é $\mathrm{O}(dn^2)$.

Arestas de corte custam menos que $\alpha\, n$.

Falta contabilizar o custo das arestas não de corte.

Arestas não de corte

Lema: Se um grafo G é um equilíbro com diâmetro d, então seu custo social é $\mathrm{O}(d)$ vezes o custo social ótimo.

Prova: Ótimo tem custo $\Omega(\alpha\, n + n^2)$,
pois o grafo tem que ser conexo ($m \geq n - 1$).

Se G tem diâmetro d, o custo das distâncias é $\mathrm{O}(dn^2)$.

Arestas de corte custam menos que $\alpha\, n$.

Falta contabilizar o custo das arestas não de corte.

Vamos mostrar que:
cada vértice paga por $\mathrm{O}(nd/\alpha)$ arestas não de corte.

Arestas não de corte

Lema: Se um grafo G é um equilíbro com diâmetro d, então seu custo social é $\mathrm{O}(d)$ vezes o custo social ótimo.

Prova: Ótimo tem custo $\Omega(\alpha\, n + n^2)$, pois o grafo tem que ser conexo ($m \geq n - 1$).

Se G tem diâmetro d, o custo das distâncias é $\mathrm{O}(dn^2)$.

Arestas de corte custam menos que $\alpha\, n$.

Falta contabilizar o custo das arestas não de corte.

Vamos mostrar que:
cada vértice paga por $\mathrm{O}(nd/\alpha)$ arestas não de corte.

Disso segue que custo destas arestas é $\mathrm{O}(n^2 d)$.

Arestas não de corte

Lema: Se um grafo G é um equilíbro com diâmetro d, então seu custo social é $\mathrm{O}(d)$ vezes o custo social ótimo.

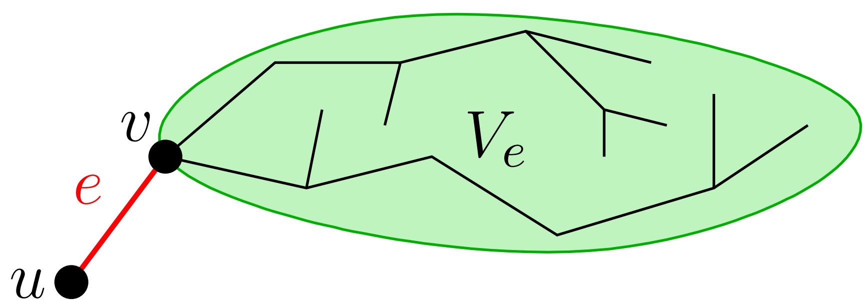
Prova: Falta mostrar que:
cada vértice paga por $\mathrm{O}(nd/\alpha)$ arestas não de corte.

Arestas não de corte

Lema: Se um grafo G é um equilíbro com diâmetro d, então seu custo social é $\mathrm{O}(d)$ vezes o custo social ótimo.

Prova: Falta mostrar que:
cada vértice paga por $\mathrm{O}(nd/\alpha)$ arestas não de corte.

Para cada vértice u e cada aresta $e = uv$ paga por u,
V_e: conjunto dos w tq todo caminho mínimo de u a w usa e.

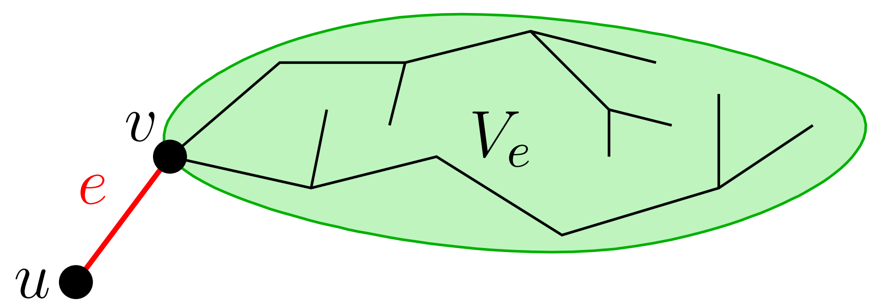


Arestas não de corte

Lema: Se um grafo G é um equilíbro com diâmetro d, então seu custo social é $\mathrm{O}(d)$ vezes o custo social ótimo.

Prova: Falta mostrar que:
cada vértice paga por $\mathrm{O}(nd/\alpha)$ arestas não de corte.

Para cada vértice u e cada aresta $e = uv$ paga por u,
V_e: conjunto dos w tq todo caminho mínimo de u a w usa e.



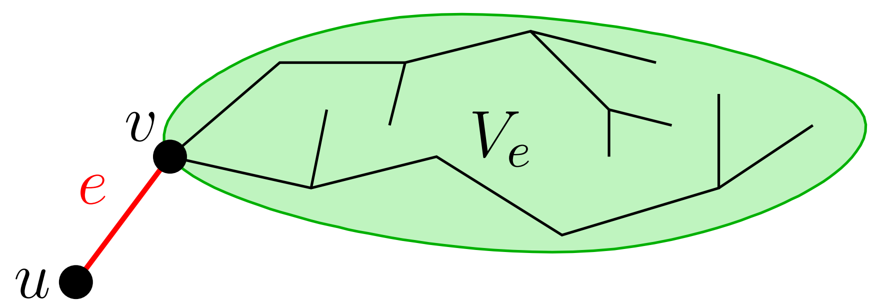
Ao remover e, a distância de u aos vértices de V_e (e só a eles) aumenta.

Arestas não de corte

Lema: Se um grafo G é um equilíbro com diâmetro d, então seu custo social é $\mathrm{O}(d)$ vezes o custo social ótimo.

Prova: Falta mostrar que:
cada vértice paga por $\mathrm{O}(nd/\alpha)$ arestas não de corte.

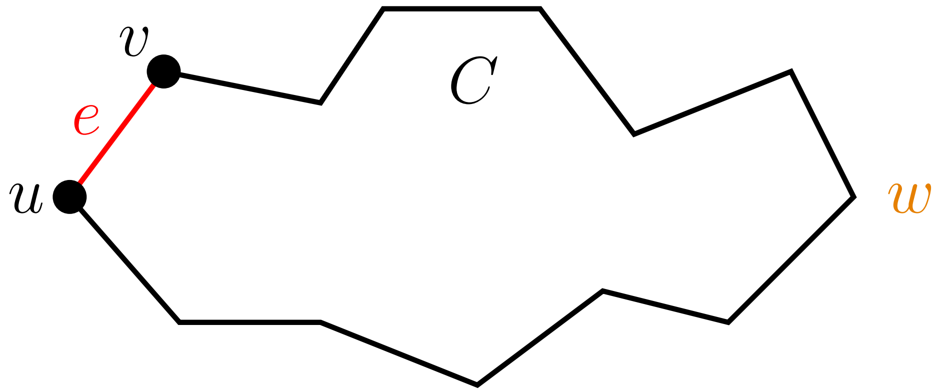
Para cada vértice u e cada aresta $e = uv$ paga por u,
V_e: conjunto dos w tq todo caminho mínimo de u a w usa e.



Ao remover e, a distância de u aos vértices de V_e
(e só a eles) aumenta. Aumenta de quanto?

Arestas não de corte

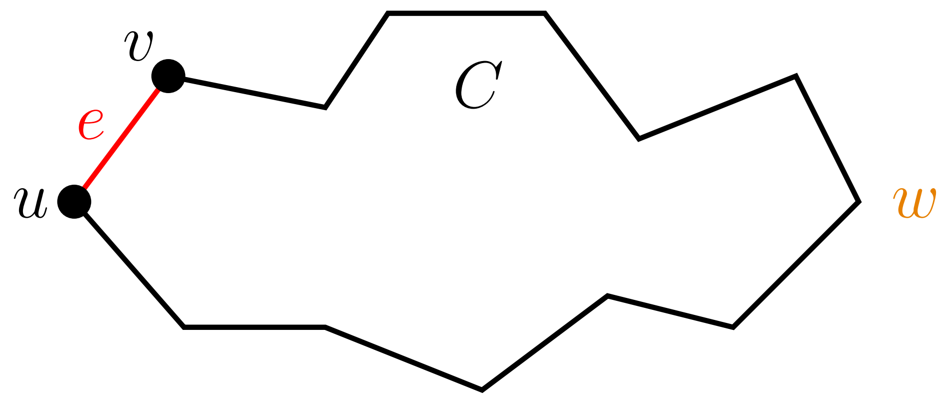
Seja C um circuito de comprimento mínimo contendo e.



Seja w o vértice mais distante de u em C.

Arestas não de corte

Seja C um circuito de comprimento mínimo contendo e.



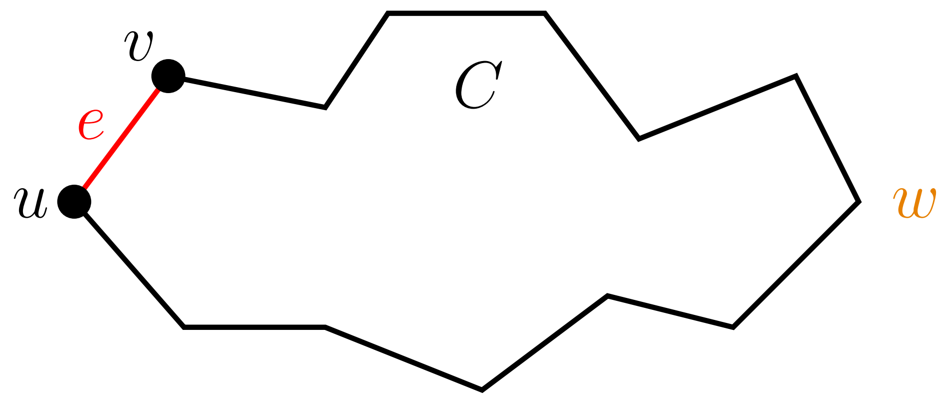
Seja w o vértice mais distante de u em C.

Note que o trecho C_{uw} é um caminho mínimo em G, logo tem comprimento no máximo d.

Analogamente, o trecho C_{vw} é um caminho mínimo em G, logo tem comprimento no máximo d.

Arestas não de corte

Seja C um circuito de comprimento mínimo contendo e.



Seja w o vértice mais distante de u em C.

Note que o trecho C_{uw} é um caminho mínimo em G, logo tem comprimento no máximo d.

Analogamente, o trecho C_{vw} é um caminho mínimo em G, logo tem comprimento no máximo d.

Assim sendo $d(u, v)$ após a remoção de e é no máximo $2d$.

Arestas não de corte

Falta: cada vértice paga por $\mathrm{O}(nd/\alpha)$ arestas não de corte.

Para cada vértice u e cada aresta $e = uv$ paga por u,
V_e: conjunto dos w tq todo caminho mínimo de u a w usa e.

Ao remover e, a distância de u aos vértices de V_e
(e só a eles) aumenta. Aumenta de quanto?

Arestas não de corte

Falta: cada vértice paga por $\mathrm{O}(nd/\alpha)$ arestas não de corte.

Para cada vértice u e cada aresta $e = uv$ paga por u,
V_e: conjunto dos w tq todo caminho mínimo de u a w usa e.

Ao remover e, a distância de u aos vértices de V_e
(e só a eles) aumenta. Aumenta de quanto?

Distância de u a v sobe para no máximo $2d$.

Arestas não de corte

Falta: cada vértice paga por $\mathrm{O}(nd/\alpha)$ arestas não de corte.

Para cada vértice u e cada aresta $e = uv$ paga por u,
V_e: conjunto dos w tq todo caminho mínimo de u a w usa e.

Ao remover e, a distância de u aos vértices de V_e (e só a eles) aumenta. Aumenta de quanto?

Distância de u a v sobe para no máximo $2d$.

Então custo de u desce de α, e sobe de no máximo $2d|V_e|$.

Ou seja, $2d|V_e| \geq \alpha$ e $|V_e| \geq \alpha/2d$.

Arestas não de corte

Falta: cada vértice paga por $\mathrm{O}(nd/\alpha)$ arestas não de corte.

Para cada vértice u e cada aresta $e = uv$ paga por u,
V_e: conjunto dos w tq todo caminho mínimo de u a w usa e.

Ao remover e, a distância de u aos vértices de V_e
(e só a eles) aumenta. Aumenta de quanto?

Distância de u a v sobe para no máximo $2d$.

Então custo de u desce de α, e sobe de no máximo $2d|V_e|$.

Ou seja, $2d|V_e| \geq \alpha$ e $|V_e| \geq \alpha/2d$.

V_e's são disjuntos, logo $\leq n/(\alpha/2d) = 2dn/\alpha = \mathrm{O}(dn/\alpha)$ V_e's.

Arestas não de corte

Falta: cada vértice paga por $\mathrm{O}(nd/\alpha)$ arestas não de corte.

Para cada vértice u e cada aresta $e = uv$ paga por u,
V_e: conjunto dos w tq todo caminho mínimo de u a w usa e.

Ao remover e, a distância de u aos vértices de V_e
(e só a eles) aumenta. Aumenta de quanto?

Distância de u a v sobe para no máximo $2d$.

Então custo de u desce de α, e sobe de no máximo $2d|V_e|$.

Ou seja, $2d|V_e| \geq \alpha$ e $|V_e| \geq \alpha/2d$.

V_e's são disjuntos, logo $\leq n/(\alpha/2d) = 2dn/\alpha = \mathrm{O}(dn/\alpha)$ V_e's.

Logo cada vértice paga por $\mathrm{O}(nd/\alpha)$ arestas não de corte.

Mais sobre preço da anarquia

Para $\alpha < 1$, o grafo completo é o único equilíbrio,
e é solução ótima: o preço da anarquia é 1 para $\alpha < 1$.

Fabrikant, Luthra, Maneva, e Papadimitriou (2003)

Teorema: O diâmetro de um equilíbrio é no máximo $2\sqrt{\alpha}$,
e portanto o preço da anarquia é $\mathrm{O}(\sqrt{\alpha})$.

Mais sobre preço da anarquia

Para $\alpha < 1$, o grafo completo é o único equilíbrio,
e é solução ótima: o preço da anarquia é 1 para $\alpha < 1$.

Fabrikant, Luthra, Maneva, e Papadimitriou (2003)

Teorema: O diâmetro de um equilíbrio é no máximo $2\sqrt{\alpha}$,
e portanto o preço da anarquia é $\mathrm{O}(\sqrt{\alpha})$.

Lin (2003) e independentemente
Albers, Eilts, Even-Dar, Mansour e Rodittyt (2006)

Teorema: O preço da anarquia é $\mathrm{O}(1)$ se $\alpha = \mathrm{O}(\sqrt{n})$.
Em geral, o preço da anarquia é $\mathrm{O}(1 + \alpha/\sqrt{n})$.