Métodos Exatos

Pedro Hokama

Fontes

- Curso Discrete Optimization no Coursera - Prof. Dr. Pascal Van Hentenryck
- [*clrs*] Algoritmos: Teoria e Prática (Terceira Edição) Thomas H. Cormen, Charles Eric Leiserson, Ronald Rivest e Clifford Stein.
- [*timr*] Algorithms Illuminated Series, Tim Roughgarden
- Pesquisa Operacional, Arenales, M. N., Armentano, V. A., Morabito Neto, R., e Yanasse, H. H. (2015)
- Algoritmos, Sanjoy Dasgupta, Christos Papadimitriou e Umesh Vazirani
- Stanford Algorithms
  `https://www.youtube.com/playlist?list=PLXFMmlk03Dt7Q0xr1PIAriY5623cKiH7V`
  `https://www.youtube.com/playlist?list=PLXFMmlk03Dt5EMI2s2WQBsLsZl7A5HEK6`
- Introdução à Otimização Combinatória, Flávio K. Miyazawa e Cid C. de Souza.
- Otimização Combinatória, da Carla Negri Lintzmayer do CMCC, UFABC

Qualquer erro é de minha responsabilidade.

O Problema do Ciclo Hamiltoniano

- Definição: Um **ciclo hamiltoniano** de um grafo é um circuito que passa exatamente uma vez por todos os vértices.

Problema do Ciclo Hamiltoniano - HAM-CYCLE

Dado um grafo não orientado $G = (V, E)$, decidir se G tem um ciclo hamiltoniano.

Teorema

HAM-CYCLE é NP-completo

Lema

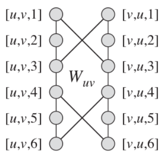
HAM-CYCLE $\in$ *NP*

Prova: Exercício

Lema

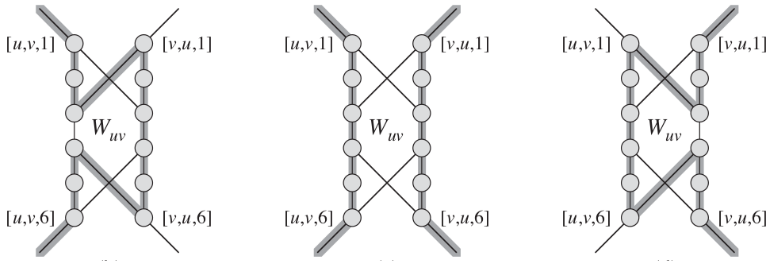
HAM-CYCLE $\in$ *NP-Difícil*

- Mostraremos que VERTEX-COVER $\leq_p$ HAM-CYCLE.
- Dado um grafo não dirigido $G = (V, E)$ e um inteiro k, construiremos um grafo não dirigido $G' = (V', E')$ que tem um ciclo hamiltoniano, se e somente se, G tem uma cobertura por vértices de tamanho k.
- A construção de G' se baseia em uma **engenhoca** (*widget*) que é um pedaço de um grafo que impõe certas propriedades.



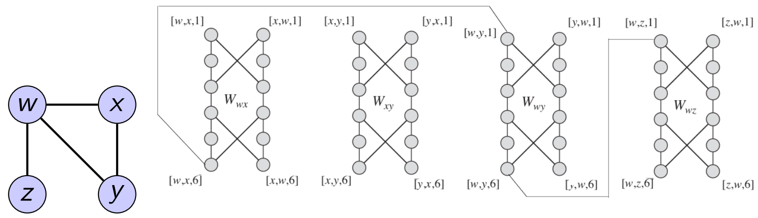
- Para cada aresta $(u, v) \in E$ o nosso grafo G' conterá uma cópia da engenhoca. Que denotaremos por W_{uv}.
- Cada vértice W_{uv} tem um nome e ao total ele tem 14 arestas.
- Para a engenhoca funcionar como queremos, ela vai se conectar ao resto do grafo apenas pelos vértices $[u, v, 1], [u, v, 6], [v, u, 1]$ e $[v, u, 6]$

- Só existem três formas de um caminho entrar na engenhoca, passar por todos os vértices e sair.



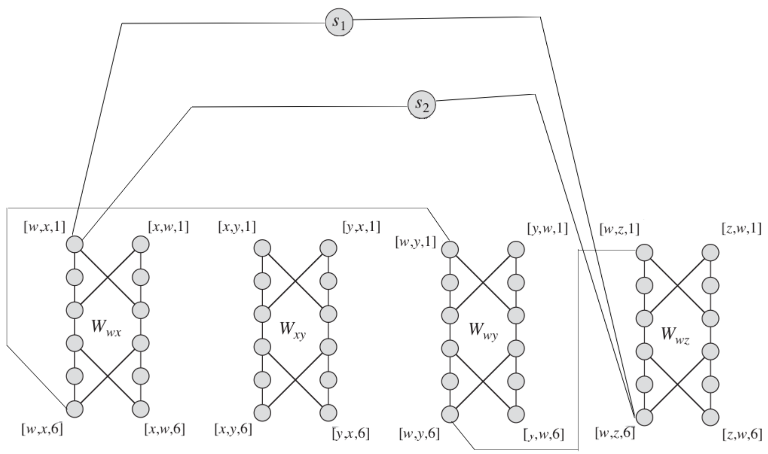
- Em particular é impossível construir dois caminhos disjuntos nos vértices, um que ligue $[u, v, 1]$ a $[v, u, 6]$ e outro que ligue $[v, u, 1]$ a $[u, v, 6]$.
- Além das engenhocas serão adicionados k vértices seletores $s_1, s_2, \ldots, s_k$. Usaremos as arestas que incidem nesses vértices para selecionar os k vértices que formarão a cobertura por vértices em G.

- Posteriormente para cada vértice $u \in V$ adicionamos arestas que criam um caminho em G' que passam por todas as engenhocas que correspondem a arestas incidentes a u.
- Ordenamos arbitrariamente os vértices adjacentes a u. E dada a ordenação $(v_1, \ldots, v_{grau(u)})$, conectamos $[u, v_i, 6]$ com $[u, v_{i+1}, 1]$.
- No exemplo a seguir, w é vizinho de x, y e z (considerando essa ordem).

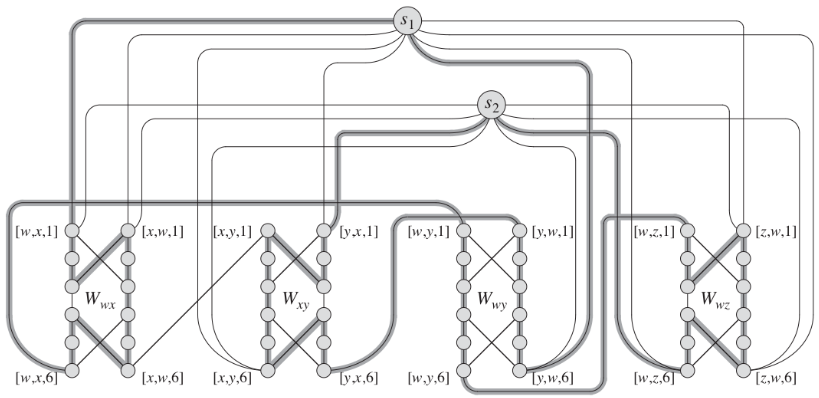


- A intuição é que se escolhermos um vértice u para a nossa cobertura, podemos fazer um caminho que passa por todas as engenhocas que correspondem as arestas adjacentes a u.

- O último tipo de aresta em E' une os vértices $[u, v_1, 1]$ e $[u, v_{grau(u)}, 6]$ a cada um dos seletores.



- Fazendo esse mesmo procedimento para todos os vértices obtemos o seguinte grafo, que é grande mas ainda é polinomial.



- Com 12 vértices por engenhoca, mais $k \leq |V|$ vértices seletores, em um total de

$$\begin{aligned} |V'| &= 12|E| + k \\ &\leq 12|E| + |V| \end{aligned}$$

- Para cada vértice $u \in V$ temos $grau(u) - 1$ arestas entre as engenhocas, em um total de

$$\sum_{u \in V} (grau(u) - 1) = 2|E| - |V|$$

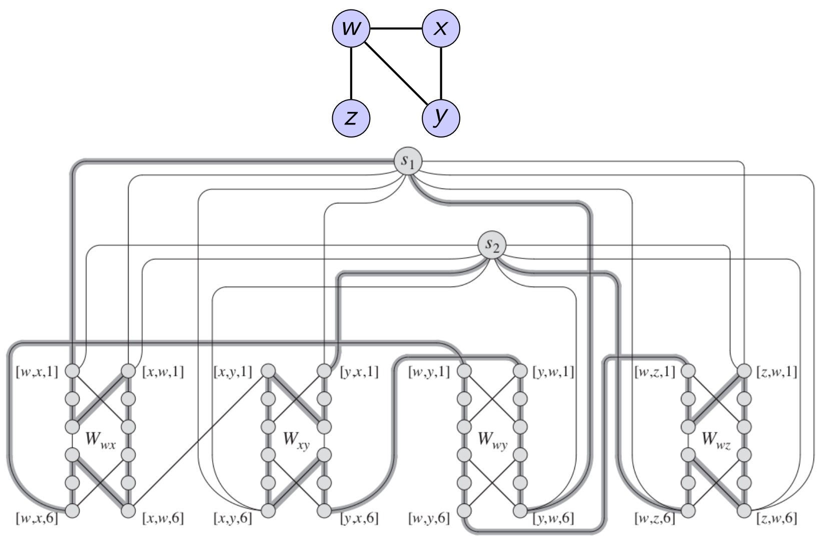
- Cada engenhoca tem 14 arestas, além das arestas entre os vértices seletores, no total

$$\begin{aligned} |E'| &= (14|E|) + (2|E| - |V|) + (2k|V|) \\ &= 16|E| + (2k-1)|V| \\ &\leq 16|E| + (2|V| - 1)|V| \end{aligned}$$

Lema

G tem uma cobertura por vértices de tamanho k, se e somente se, G' tem um caminho hamiltoniano.

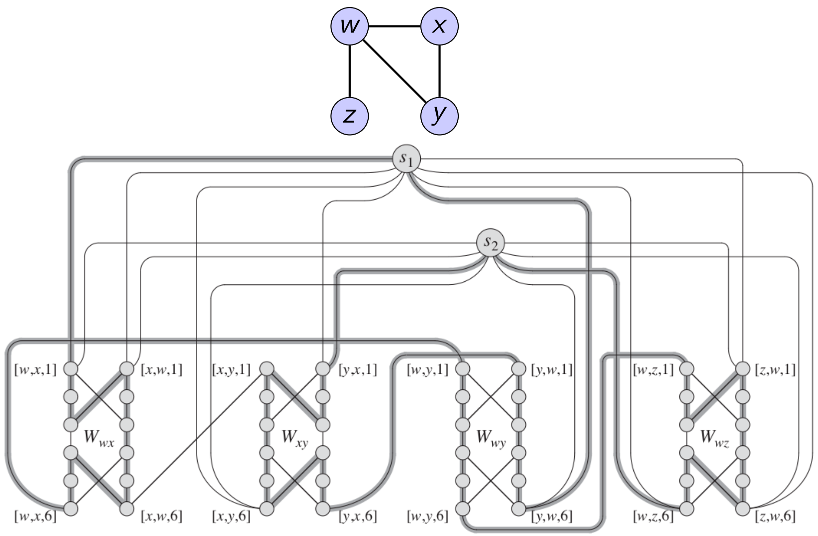
- ($\rightarrow$) Suponha que $G = (V, E)$ tem uma cobertura por vértices $V' \subseteq V$ de tamanho k.
- Para cada vértice $u \in V*$ com os vértices $(v_1, \ldots, v_k)$, adicionamos no caminho as arestas que ligam a primeira engenhocas que representa v_i ao seletor s_i.
- Depois ligamos a saída da primeira engenhoca, com a próxima do vértice v_i.
- Por fim ligamos a ultima engenhoca ao próximo seletor $s_{i+1 mod k}$.
- Além disso ligamos os vértices internos da engenhoca dependendo se a aresta é coberta por um ou por dois vértices.
- No exemplo se $k = 2$, temos uma cobertura formada por w e y.



- Como a cobertura por vértices incide em todas as aresta, todas as engenhocas serão visitadas (uma ou duas vezes), assim como os vértices seletores. E portanto formamos um ciclo hamiltoniano.
- ($\leftarrow$) Suponha que $G' = (V', E')$ tem um ciclo hamiltoniano $C \subseteq E'$. Afirmamos que o conjunto

$$V' = \{u \in V : (s_j, [u, v, 1]) \in C \text{ para algum } 1 \leq j \leq k\}$$

- é uma cobertura por vértices para G.
- Como o caminho que sai de um seletor passa pelas engenhocas até chegar em algum seletor (já que é um ciclo hamiltoniano).
- Pela forma como G' foi construído, os vértices internos de cada engenhoca W_{uv} só podem ser visitados se o caminho teve inicio em u ou v, e portanto este estará na cobertura por vértices.



Resumindo:

- Mostramos que HAM-CYCLE $\in$ NP
- Mostramos que HAM-CYCLE $\in$ NP-Difícil
  - Mostrando uma redução de qualquer instância do VERTEX-COVER para HAM-CYCLE
  - Essa redução é de tempo polinomial
  - Essa redução é correta, ou seja a instância do VERTEX-COVER decide sim se e somente se a instância do HAM-CYCLE decide sim.
- Portanto demonstramos que HAM-CYCLE $\in$ NP-Completo. $\square$