INFO-F408: Computability & complexity

Rémy Detobel

13 novembre, 2017

1 Cook-Leving

Rappel : SAT est NP-Complet.
Ce qui signifie que $A \in NP$ et $\exists$ une machine de turing non déterministe N
$\phi = \phi_{cell} \wedge \phi_{start} \wedge \phi_{accept} \wedge \phi_{move}$

1.1 Exemple

$$\delta(q_1, a) = \{(q_1, b, R)\}$$

Qui signifie que si on lit a sur le tape, on écrit b en q_1 et on se déplace vers la droite. On a donc ici une machine non déterministe, on a donc un set mais dans les faits ce set n'a qu'un seul élément il est donc déterministe.

$$\delta(q_1, b) = \{(q_2, c, L), (q_2, a, R)\}$$

Si on lit b sur le tape, on peut soit écrite c sur q_2 et se déplacé vers la gauche ou aller à droite en écrivant a sur q_2.

Tableaux :

a	q_1	b
q_2	a	c

Ce tableau est légal/valide

b	b	b
c	b	b

Ce tableau est légal/valide

#	b	a
#	b	a

Ce tableau est légal/valide

a	b	a
a	a	a

Ce tableau n'est **pas** valide

a	q_1	b
q_2	a	a

Ce tableau n'est **pas** valide

a	q_1	a
a	b	a

Ce tableau n'est **pas** valide

$$* = \bigvee_{a_1, a_2, \ldots, a_6 \text{est une fenêtre légal}} \left(X_{i,j-1,a_1} \wedge X_{i,j,a_2} \wedge X_{i,j+1,a_3} \wedge X_{i+1,j,a_4} \wedge \ldots \wedge X_{i+1,j+1,a_6} \right)$$

	j-1	j	j+1
i	a_1	a_2	a_3
i+1	a_4	a_5	a_6

Si ϕ as une taille polynomial alors ϕ est satisfaisable $\Leftrightarrow$ w est accepté par N.

2 3-SAT

Forme normal conjonctive se note "CNF" en anglais. La formule de la FNC-4 s'écrit :

$$\bigwedge_j \left(l_{i_1,j} \vee l_{i_2,j} \vee l_{i_3,j} \right)$$

On appel donc ce qu'il y a dans le grand "ET" une clause et chaque élément de cette close s'appel un litéral et est soit une variable, soit une variable négative.

2.1 3 SAT est NP-Complet

- ϕ peut être écrit en FNC (seulement ϕ_{move} doit être transformé)
- Maintenant les clauses ne doivent pas avoir une taille de 3. Pourquoi faire ?

Supposons une clause : $(a_1 \vee a_2 \vee ... \vee a_l)$

$$
\begin{aligned}
&(a_1 \vee a_2 \vee Z_1)\wedge \\
&(\bar{Z}_1 \vee a_3 \vee Z_2)\wedge \\
&(\bar{Z}_2 \vee a_4 \vee Z_3)\wedge \\
&\ldots\wedge \\
&(\bar{Z_{l-3}} \vee a_{l-1} \vee a_l)
\end{aligned}
$$

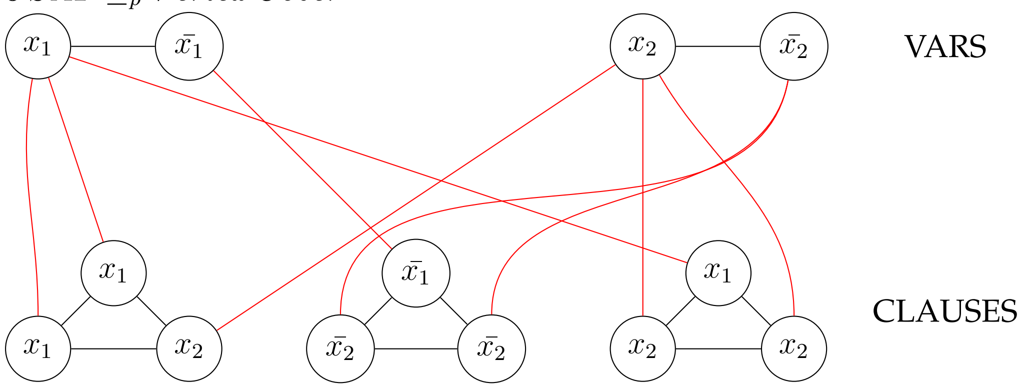
Exemple $a_4 = T, a_{i\neq 4} = F$

$$
\begin{aligned}
&(a_1 \vee a_2 \vee Z_1 = T)\wedge \\
&(\bar{Z}_1 \vee a_3 \vee Z_2 = T)\wedge \\
&(\bar{Z}_2 \vee a_4 = T \vee Z_3 = F)\wedge \\
&(\bar{Z}_3 \vee a_5 \vee Z_4 = F)\wedge \\
&(\bar{Z}_4 \ldots)
\end{aligned}
$$

3 CLIQUE est NP-Complet

3.1 Vertex Cover

$3\ SAT \leq_p Vertex\ Cover$



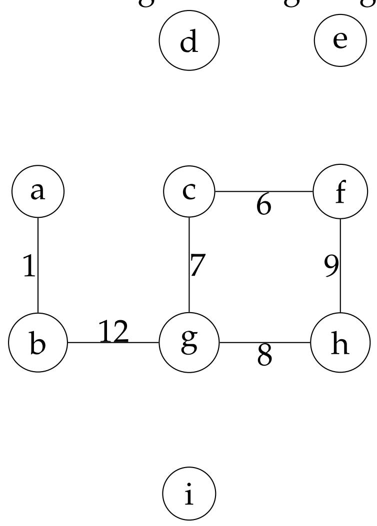
K-Vertex cover :

$$
\begin{aligned}
\phi = &(X_1 \vee x_1 \vee x_2)\wedge \\
&(\bar{x_1} \vee \bar{x_2} \vee \bar{x_2})\wedge \\
&(x_1 \vee x_2 \vee x_2)
\end{aligned}
$$

Une solution est de mettre $x_1 = T$ et $x_2 = F$

4 Hamiltonian Path

Hamiltonian VS Eulerian
Euler : "Bridge of Königsberg"

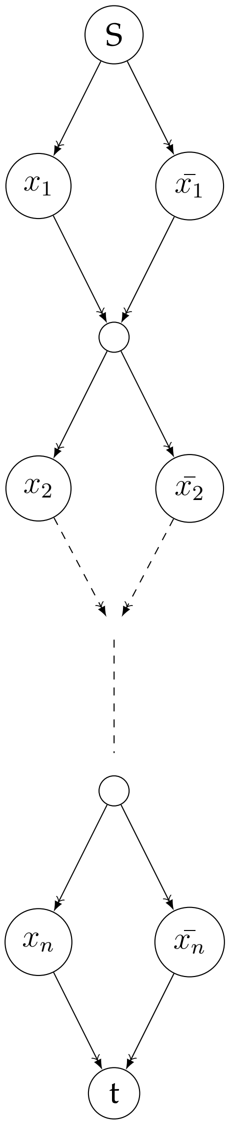


$HamPath = \{< G, S, t > \; G$ est un graph dirigé avec un chemin Hamiltonien de S a t$\}$

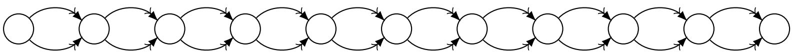
Théorème

Hamiltonian Path est NP-Complet

Pour une formule 3-FNC ϕ on peut construire G, s, t tel que ϕ est SAT $Leftrightarrow$ G a un chemin Hamiltonien de S à t.



Variable Gadgets pour chaque variable x_i



"Hard" direction : $\exists$ Une chemin Hamiltonien $\Rightarrow$ $\exists$ un assignement au problème de SAT.