

TD5 – Réductions, NP-difficulté, NP-complétude

Rappel 1 : Une réduction many-one polynomiale de L_1 à L_2 , est donnée par un algo f en temps poly qui transforme chaque mot sur L_1 en un mot sur L_2 , et préserve l'acceptation :

$$x \in L_1 \iff f(x) \in L_2.$$

On note alors $L_1 \leq_m^p L_2$, car le problème L_2 est *au moins aussi difficile* que le problème L_1 .

Rappel 2 : L_2 est NP-difficile si et seulement si pour tout $L_1 \in \text{NP}$ on a $L_1 \leq_m^p L_2$.

Rappel 3 : L_2 est NP-complet si et seulement si $L_2 \in \text{NP}$ et L_2 est NP-difficile.

Rappel 4 : Si L_1 est NP-difficile et $L_1 \leq_m^p L_2$ alors L_2 est NP-difficile.

Donc, pour répondre à un exercice de la forme

« montrer que le problème **Toto** est NP-complet »,

on pourra remplir le texte à trou suivant :

- (a) **Toto** \in NP, car

*<ici soit on donne un algo dans NP pour décider **Toto**, soit on utilise la char. exist. de NP>*

- (b) Pour le problème **Tata** que l'on sait déjà être NP-difficile, on a **Tata** \leq_m^p **Toto**, car il existe la transformation $f : \Sigma_{\text{Tata}}^* \rightarrow \Sigma_{\text{Toto}}^*$ définie par

*<ici on explique comment transformer les instances de **Tata** en des instances de **Toto**>*

, qui est :
- i. calculable en temps polynomial, car

<ici on peut en général argumenter simplement : objets de taille poly faciles à générer...>

- ii. et telle que, pour tout $x \in \Sigma_{\text{Tata}}^*$ on a $x \in \text{Tata} \iff f(x) \in \text{Toto}$. En effet :
- i. pour tout $x \in \Sigma_{\text{Tata}}^*$ on a $x \in \text{Tata} \implies f(x) \in \text{Toto}$, car

<ici se trouve le cœur de la démonstration – ventricule gauche>

- ii. pour tout $x \in \Sigma_{\text{Tata}}^*$ on a $f(x) \in \text{Toto} \implies x \in \text{Tata}$, car

<ici se trouve le cœur de la démonstration – ventricule droit>

Donc le problème **Toto** est NP-complet.

Exercice 1.

Problèmes NP-complets

Les définitions des problèmes sont données ci-après. On supposera acquis que

3-SAT et **Clique** sont NP-complets.

Pour répondre à une question on pourra supposer que l'on a déjà répondu aux précédentes.

1. Montrer que **Ensemble indépendant** est NP-complet. *Indice : réduire depuis Clique.*
2. Montrer que **Node cover** est NP-complet. *Indice : réduire depuis Clique.*
3. Montrer que **Set packing** est NP-complet. *Indice : réduire depuis Clique.*
4. Montrer que **Set covering** est NP-complet. *Indice : réduire depuis Node cover.*
5. Montrer que **Feedback node set** est NP-complet. *Indice : réduire depuis Node cover.*
6. Montrer que **Exactly-1 3-SAT** est NP-complet. *Indice : réduire depuis 3-SAT.*
7. Montrer que **0-1 integer programming** est NP-complet. *Indice : réduire depuis Exactly-1 3-SAT.*

3-SAT

entrée : une formule propositionnelle ϕ en forme normale conjonctive, dont toutes les clauses sont de taille exactement trois.

question : y a-t-il une affectation qui satisfait ϕ ?

Clique

entrée : un graphe non-orienté $G = (V, E)$ et un entier $k \in \mathbb{N}$.

question : G contient-il une clique de taille k ?

Ensemble indépendant

entrée : un graphe non-orienté $G = (V, E)$ et un entier $k \in \mathbb{N}$.

question : G contient-il un ensemble indépendant de taille k ?

Node cover

entrée : un graphe $G = (V, E)$ et un entier $\ell \in \mathbb{N}$.

question : existe-t-il un sous ensemble $V' \subseteq V$ tel que $|V'| \leq \ell$ et toute arête de E a l'une de ses extrémités dans V' ?

Set packing

entrée : une famille $\{S_j\}_{j \in \{1, \dots, m\}}$ d'ensembles tels que $S_j \subseteq \{1, \dots, n\}$ pour tout $j \in \{1, \dots, m\}$, et un entier $\ell \in \mathbb{N}$.

question : $\{S_j\}$ contient-elle ℓ ensembles mutuellement disjoints ?

Set covering

entrée : une famille $\{S_j\}_{j \in \{1, \dots, m\}}$ d'ensembles tels que $S_j \subseteq \{1, \dots, n\}$ pour tout $j \in \{1, \dots, m\}$, et un entier $k \in \mathbb{N}$.

question : $\{S_j\}$ contient-elle k ensembles $\{S_{j_i}\}_{i \in \{1, \dots, k\}}$ tels que $\bigcup_{i \in \{1, \dots, k\}} S_{j_i} = \bigcup_{j \in \{1, \dots, m\}} S_j$?

Feedback node set

entrée : un graphe orienté $G = (V, A)$ et un entier $k \in \mathbb{N}$.

question : existe-t-il un sous ensemble $V' \subseteq V$ tel que $|V'| \leq k$ et tout cycle dirigé de G contienne un sommet dans V' ?

Exactly-1 3-SAT

entrée : une formule propositionnelle ϕ en forme normale conjonctive, dont toutes les clauses sont de taille exactement trois.

question : y a-t-il une affectation qui satisfait exactement un littéral pour chaque clause de ϕ ?

0-1 integer programming

entrée : Une matrice M de taille $m \times n$ avec $M_{i,j} \in \mathbb{Z}$ pour tout i, j , et un vecteur d de taille m avec $d_i \in \mathbb{Z}$ pour tout i .

question : existe-t-il un vecteur x de taille n avec $x_j \in \{0, 1\}$ pour tout j et $Mx = d$?