

TD 11 : Algorithmique des graphes et transactions financières

Jeudi 15 décembre 2017

Le but de ce TD est d'étudier l'arbitrage entre paires de devises étrangères, une stratégie de transactions financières qui consiste à tirer parti de légères incohérences de cotations entre paires de devises sur le marché, et de voir comment cela est relié à l'algorithmique des graphes.

1 Arbitrage de devises

Sur l'exemple de la Fig. 1, on considère les taux de change entre 5 devises étrangères.

	USD	EUR	GBP	CHF	CAD
USD	1	0.741	0.657	1.061	1.005
EUR	1.349	1	0.888	1.433	1.366
GBP	1.521	1.126	1	1.614	1.538
CHF	0.942	0.698	0.619	1	0.953
CAD	0.995	0.732	0.650	1.049	1

FIGURE 1 – Le tableau de conversion entre 5 devises. La case à ligne i et la colonne j indique le montant obtenu en devise j pour la conversion de 1 unité de la devise i . Par exemple, 1 USD donne droit à 0,741 EUR.

Le tableau de la Fig. 1 peut être interprété comme un graphe complet orienté pondéré tel que représenté Fig. 2, dont le tableau est la matrice de poids (notée A).

QUESTION 1 – Étant donné un cycle d'échanges de devises $s = x_0 \rightarrow x_1 \rightarrow \dots \rightarrow x_k = s$, quel est le taux de change résultant de cet échange ?

On peut s'apercevoir que si l'on dispose d'un capital de départ de 1000 USD, et que l'on fait les échanges successifs suivants : USD \rightarrow EUR \rightarrow CAD \rightarrow USD, on obtiendra à la fin

$$1000 \times 0.741 \times 1.366 \times 0.995 = 1007,14497 \text{ USD.}$$

On appelle une telle transaction *arbitrage* ; étant donné un tableau de conversion, on se pose la question de l'existence d'un arbitrage pour une monnaie donnée, c'est-à-dire d'un cycle d'échanges dont le taux résultant est supérieur à 1.

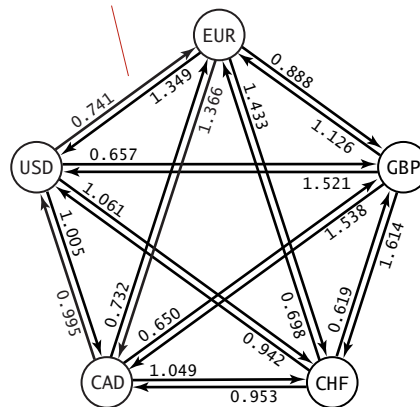


FIGURE 2 – Le graphe de conversion, équivalent au tableau de la Fig. 1.

QUESTION 2 – On définit généralement le poids d'un chemin dans un graphe pondéré comme la somme des poids des arcs qui le composent. Comment modifier la formalisation du graphe pour que le problème se rapproche des algorithmes vus en cours sur les graphes ?

2 Détection de cycle de poids négatif

En cours, on a vu que le parcours en largeur permettait de déterminer les plus courts chemins à partir d'une origine donnée, $s \in S$ dans un graphe orienté non pondéré. L'algorithme de Bellman-Ford ci-dessous permet de résoudre le problème dans le cas plus général du graphe pondéré. Il permet aussi de détecter si le graphe contient un cycle de poids négatif.

Fonction BELLMAN-FORD

pour tout $t \in S$ **faire**

$d[t] \leftarrow \infty$

$d[s] \leftarrow 0$

pour $k \leftarrow 1$ à $|S| - 1$ **faire**

pour tout $(u, v) \in A$ **faire**

$d[v] \leftarrow \min(d[u] + w(u, v), d[v])$

{Ce dernier bloc de code sert à détecter un cycle négatif}

pour tout $(u, v) \in A$ **faire**

si $d[v] > d[u] + w(u, v)$ **alors**

renvoyer *VRAI*

renvoyer *FAUX*

QUESTION 3 – Montrer que s'il n'existe aucun cycle de poids négatif accessible depuis s , alors à la fin de l'exécution de BELLMAN-FORD, $\forall t \in S, d[t] = \delta(s, t)$.

QUESTION 4 – Montrer que BELLMAN-FORD renvoie *VRAI* si et seulement si G contient un cycle de poids négatif.

3 Découverte d'un chemin simple de poids minimal

Dans le cas où le graphe contient un cycle de poids négatif accessible depuis s , il n'existe plus de solution au problème du chemin de poids minimal. En effet, on peut boucler de façon infinie sur un cycle de poids négatif pour diminuer arbitrairement le poids d'un chemin. Dans ce cas, on peut se poser la question de trouver le chemin simple de poids minimal.

QUESTION 5 – Montrer que s'il est possible de résoudre le problème du chemin simple de poids minimal dans le cas général, alors il est possible de résoudre le problème du chemin simple de poids maximal.