



# 16

## INTRODUCTION À LA THÉORIE DES GRAPHES

---

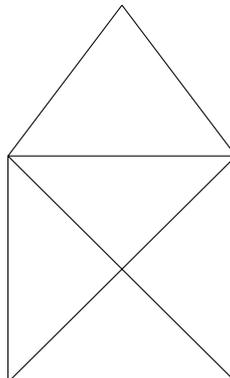
### INTRODUCTION...

Introduits au milieu du XVIII<sup>ÈME</sup> siècle par Euler, les graphes ont depuis trouvé de nombreuses applications dans des domaines variés comme la physique, la génétique; et leur intérêt s'est accru avec l'étude des réseaux de télécommunication, réseaux informatiques et des réseaux sociaux!

La théorie des graphes réunit sans mal les mathématiciens et informaticiens : autour du théorème des quatre couleurs par exemple... C'est actuellement un domaine très étudié en mathématiques discrètes.

Pour changer, une petite énigme... Peut-on, sur la figure ci-dessous :

- créer un chemin partant d'un sommet et en rejoignant un autre en passant une et une seule fois par chaque arête de la figure?
- créer un chemin fermé partant d'un sommet et revenant au même en passant une et une seule fois par chaque arête de la figure?



# I DÉFINITIONS ET PREMIERS EXEMPLES

## I.1 GRAPHE NON ORIENTÉ

### DÉFINITIONS 1

### SUR LES GRAPHS NON ORIENTÉS...

- D1** Un **graphe non orienté**  $\mathcal{G}$  est la donnée d'un couple  $(S, \mathcal{A})$ , où :
- $S$  est un ensemble fini, appelé ensemble des **sommets** de  $\mathcal{G}$ ,
  - $\mathcal{A}$  est un ensemble de *paires* de sommets, appelé ensemble des **arêtes** de  $\mathcal{G}$ .
- D2** Les deux sommets définissant une arête sont ses **extrémités**.
- D3** Une **boucle** est une arête dont les deux extrémités sont identiques.
- D4** Un graphe est **simple** lorsqu'il ne contient ni boucle ni arête multiple entre deux mêmes sommets.
- D5** Un sommet est **isolé** lorsqu'aucune arête ne le relie à un autre sommet.
- D6** Deux sommets sont **adjacents** lorsqu'ils sont reliés par une arête.
- D7** L'**ordre** d'un graphe est son nombre de sommets.
- D8** Soit  $s \in S$  un sommet de  $\mathcal{G}$ . Le **degré** de  $s$ , noté  $d(s)$ , est le nombre d'arêtes dont  $s$  est une extrémité.

#### En gros...

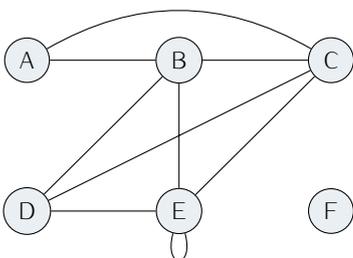
Une **paire** est un couple non ordonné (ou une partie à 2 éléments pouvant contenir deux fois le même élément) ; et un graphe est un ensemble de points reliés par des traits.

#### Petite remarque

Les boucles sont possibles car  $\mathcal{A}$  est un ensemble de paires, et pas un ensemble de parties à 2 éléments de  $S$  !

### EXEMPLES 1

**E1** On considère le graphe  $\mathcal{G}$  dont voici la représentation graphique :



- l'ensemble des sommets de  $\mathcal{G}$  est  $\{A, B, C, D, E, F\}$ ,  $\mathcal{G}$  est d'ordre 6
- l'ensemble des arêtes de  $\mathcal{G}$  est :  

$$\{A-B, A-C, B-C, B-D, B-E, C-D, C-E, D-E, E-E\}$$
- $F$  est isolé
- $d(A) = 2, d(D) = 3, d(E) = 5$
- le graphe n'est pas simple : il possède une boucle sur  $E$

**E2** On pourrait modéliser le réseau social Facebook par un graphe non orienté sur lequel chaque compte est un sommet et la relation entre membres contacts se traduirait par une arête.

#### Attention !

Quand on cherche le degré, une boucle compte double !

#### Pour info...

En prenant comme données 4 milliards de comptes et, en moyenne, 338 amis par compte, ce graphe aurait  $\frac{3 \times 10^9 \times 338}{2}$  arêtes...

### PROPRIÉTÉS 1

### FORMULE D'EULER

**P1** Soient  $n, p \in \mathbb{N}^*$  et  $\mathcal{G}$  un graphe à  $n$  sommets de degrés respectifs  $d_1, d_2, \dots, d_n$  et composé de  $p$  arêtes. On a :

$$\sum_{i=1}^n d_i = 2p$$

**P2** Dans un graphe, il y a un nombre pair de sommets de degré impair.

#### Pour info...

Ce résultat est parfois appelé **lemme des poignées de mains**. Il affirme en effet que, dans une réunion de plusieurs personnes dont certaines se serrent la main, un nombre pair de personnes devra serrer un nombre impair de fois la main d'autres personnes.

### \* DÉMONSTRATION :

- P1.** Immédiat : chaque arête augmente de 2 la somme des degrés (soit elle augmente de 1 sur deux sommets distincts, soit de 2 sur un même sommet).
- P2.** Notons  $D_p$  la somme des degrés pairs et  $D_i$  la somme des degrés impairs. D'après P1 (et avec les notations utilisées) :

$$D_p + D_i = 2p$$

c'est à dire :

$$D_i = 2p - D_p$$

Or,  $D_p$  est une somme de nombres pairs, donc  $D_p$  est pair. Par conséquent :  $2p - D_p$  est également pair, et donc  $D_i$  est pair.

Mais  $D_i$  est une somme de nombres impairs ; pour qu'elle soit paire, il est nécessaire qu'elle contienne un nombre pair de termes.

**Conclusion** : il y a un nombre pair de sommets de degré impair.

\*

**EXEMPLE 2**

Les équipes de football des CPGE des lycées Ampère, ND des Minimes, Le Parc, Ste-Marie et Les Chartreux souhaitent organiser un tournoi dans lequel chaque équipe en affronterait trois autres. Que doit-on leur conseiller ?  
Cherchons à modéliser cette situation par un graphe sur lequel :

- chaque sommet correspond à une équipe,
- chaque arête traduit l'affrontement de deux équipes dans un match.

Dans ce cas, le graphe serait composé de 5 sommets, tous de degré 3.  
Il y aurait donc un nombre impair de sommets de degré pair : c'est impossible !

**Conclusion :** il est impossible d'organiser un tel tournoi... il suffit de virer une équipe (ou de faire un tournoi complet dans lequel chaque équipe rencontre les 4 autres : il y aurait alors 10 matchs).

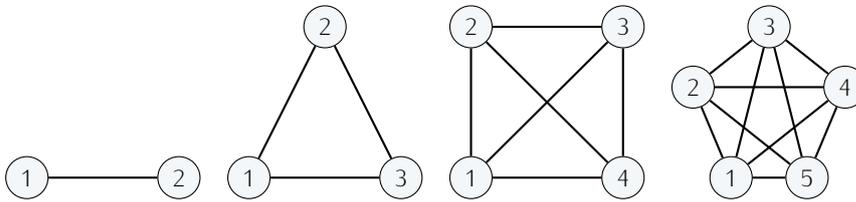
Pour terminer cette sous-partie sur les graphes non orientés :

**DÉFINITION 2****GRAPHE COMPLET**

Un graphe **complet** est un graphe simple dont tous les sommets sont deux à deux adjacents.

**EXEMPLE 3**

Représentons les graphes complets d'ordres 2,3,4,5 :

**PROPRIÉTÉ 2**

Soit  $\mathcal{G} = (S, \mathcal{A})$  un graphe d'ordre  $n$ .  
Si  $\mathcal{G}$  est complet, alors il possède  $\frac{n(n-1)}{2}$  arêtes.

**\* DÉMONSTRATION :**

Voyons trois démonstrations de ce résultat...

**1. Directement avec la définition.**

Puisque  $\mathcal{G}$  est complet, en particulier :

- $\mathcal{G}$  est simple, donc sans boucle ; et ainsi, toute arête est associée à un ensemble de sommets de cardinal 2 (deux sommets distincts) ;
- les sommets de  $\mathcal{G}$  sont deux à deux adjacents, et donc tout ensemble de sommets de cardinal 2 est associé à une arête.

Par conséquent, il y a autant d'arêtes dans  $\mathcal{G}$  que de sous-ensembles de  $S$  à deux éléments.

Or,  $\text{Card}(S) = n$ , donc il y a  $\binom{n}{2}$  sous-ensembles de  $S$  à deux éléments.

**Conclusion :**  $\mathcal{G}$  possède  $\frac{n(n-1)}{2}$  arêtes.

**2. Avec la formule d'Euler.**

Puisque  $\mathcal{G}$  est complet, chaque sommet de  $\mathcal{G}$  est adjacent à  $n - 1$  sommets (tous les autres, sauf lui). Par conséquent, le degré de chaque sommet est  $n - 1$ .

On a alors, d'après la formule d'Euler (en notant  $p$  le nombre d'arêtes de  $\mathcal{G}$ ) :

$$\sum_{i=1}^n (n-1) = 2p$$

Autrement dit :

$$n(n-1) = 2p$$

**Conclusion :**  $\mathcal{G}$  possède  $\frac{n(n-1)}{2}$  arêtes.

**3. Par récurrence...**

- **Initialisation.** Pour  $n = 1$  :  
Un graphe à un seul sommet ne possède pas d'arête... L'initialisation est ainsi vérifiée.

**Important !**

◀ Résultat à connaître, mais dont la démonstration a été demandée dans le sujet **Ecrime 2024 Appli - Ex3...**

- **Hérédité.** Soit  $n \in \mathbb{N}^*$ . Supposons que "tout graphe d'ordre  $n$  possède  $\frac{n(n-1)}{2}$  arêtes" et montrons que "tout graphe d'ordre  $n+1$  possède  $\frac{n(n+1)}{2}$  arêtes".

Soit  $\mathcal{G} = (S, \mathcal{A})$  un graphe complet d'ordre  $n+1$ . Considérons  $s_0 \in S$ , notons  $S' = S \setminus \{s_0\}$  ainsi que  $\mathcal{G}' = (S', \mathcal{A}')$  le sous-graphe de  $\mathcal{G}$  induit par  $S'$ .

Par conséquent,  $\mathcal{G}'$  est un graphe complet d'ordre  $n$  et les arêtes de  $\mathcal{G}$  sont celles de  $\mathcal{G}'$  auxquelles il faut ajouter celles reliant  $s_0$  aux autres sommets de  $\mathcal{G}$ . Autrement dit :

$$\mathcal{A} = \mathcal{A}' \cup \{s_0 - s \mid s \in S \text{ ET } s \neq s_0\}$$

Or, les deux ensembles de cette union étant disjoints ( $\mathcal{A}'$  ne contient, par définition, aucune arête dont  $s_0$  est une extrémité), on a :

$$\begin{aligned} \text{Card}(\mathcal{A}) &= \text{Card}(\mathcal{A}') + \text{Card}(\{s_0 - s \mid s \in S \text{ ET } s \neq s_0\}) \\ &= \frac{n(n-1)}{2} + \text{Card}(\{s_0 - s \mid s \in S \text{ ET } s \neq s_0\}) \\ &= \frac{n(n-1)}{2} + n \\ &= \frac{n(n+1)}{2} \end{aligned}$$

) par hypothèse de récurrence  
 )  $n$  sommets de  $\mathcal{G}$  différents de  $s_0$ , donc  $n$  arêtes de la forme  $s - s_0$  car  $\mathcal{G}$  est complet

L'hérédité est ainsi vérifiée.

**Conclusion :** tout graphe complet d'ordre  $n$  possède  $\frac{n(n-1)}{2}$  arêtes.

\* |

#### EXEMPLE 4

Lors d'une soirée, des étudiantes et étudiants de CPGE se saluent par un check. Tous les individus se sont salués, et on a compté 780 checks. Quel est l'effectif de la classe ?

Modélisons cette situation par un graphe sur lequel :

- chaque sommet représente un individu,
- chaque arête traduit le check entre deux personnes.

Puisque tous les individus se sont salués et que personne ne s'auto-salue, le graphe est complet. En notant  $n$  l'ordre du graphe, on a donc :

$$\frac{n(n-1)}{2} = 780$$

Conclusion :  $n = 40$ , donc l'effectif de la classe est égal à 40.

## I.2 GRAPHE ORIENTÉ

### DÉFINITIONS 3

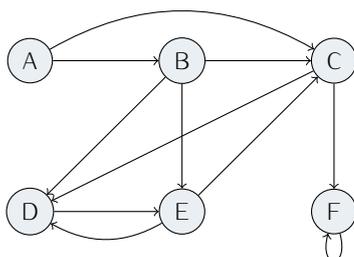
### SUR LES GRAPHS ORIENTÉS...

- D1** Un **graphe orienté**  $\mathcal{G}$  est la donnée d'un couple  $(S, \mathcal{A})$ , où :
- $S$  est un ensemble fini, appelé ensemble des **sommets** de  $\mathcal{G}$ ,
  - $\mathcal{A}$  est un ensemble de *couples* de sommets, appelé ensemble des **arcs** de  $\mathcal{G}$ .
- D2** Soit  $s \in S$  un sommet de  $\mathcal{G}$ . Le **degré** de  $s$ , noté  $d(s)$ , est le nombre d'arcs dont  $s$  est une extrémité. Le **degré entrant** de  $s$ , noté  $d^-(s)$ , est le nombre d'arcs entrant vers  $s$ ; et le **degré sortant** de  $s$ , noté  $d^+(s)$ , est le nombre d'arcs sortant de  $s$ .

Petite remarque  
On a alors :  $d^-(s) + d^+(s) = d(s)$ .

### EXEMPLES 5

**E1** On considère le graphe  $\mathcal{G}$  dont voici la représentation graphique :



- l'ensemble des sommets de  $\mathcal{G}$  est  $\{A, B, C, D, E, F\}$ ,  $\mathcal{G}$  est d'ordre 6
- l'ensemble des arcs de  $\mathcal{G}$  est :  
 $\{A \rightarrow B, A \rightarrow C, B \rightarrow C, B \rightarrow D, B \rightarrow E, C \rightarrow D, C \rightarrow F, D \rightarrow E, E \rightarrow C, E \rightarrow D, F \rightarrow F\}$
- $d^+(A) = 2, d^-(A) = 0, d^-(D) = 3, d^-(E) = 2, d^+(E) = 2$

**E2** Le réseau social Instagram peut être modélisé par un graphe orienté.

**E3** On peut modéliser le Web par un graphe orienté pour lequel :

- chaque sommet représente une page internet,

- chaque arc  $i \rightarrow j$  traduit l'existence d'un lien sur la page  $i$  pointant vers la page  $j$ .

PROPRIÉTÉ 3

FORMULE D'EULER

Soient  $n, p \in \mathbb{N}^*$  et  $\mathcal{G}$  un graphe à  $n$  sommets de degrés respectifs  $d_1^-, d_1^+, d_2^-, d_2^+, \dots, d_n^-, d_n^+$  et composé de  $p$  arcs. On a :

$$\sum_{i=1}^n d_i^- = \sum_{i=1}^n d_i^+ = p$$

En particulier :

$$\sum_{i=1}^n d_i = 2p$$

Petite remarque

Le lemme des poignées de main reste valable en considérant le degré total des sommets, mais ne l'est plus si on distingue  $d^+$  et  $d^-$  (voir Exemples 5 - E1).

\* DÉMONSTRATION : Immédiat.

1.3 GRAPHE PONDÉRÉ

DÉFINITION 4

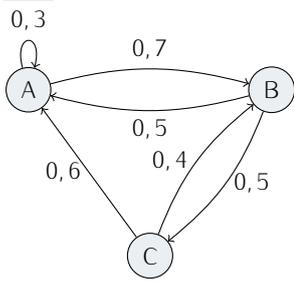
GRAPHE PONDÉRÉ

Un **graphe pondéré** est un graphe (orienté ou non) sur lequel chaque arc ou arête est pondéré par un réel strictement positif (appelé **poids**).

EXEMPLES 6

**E1** Une carte routière peut se modéliser par un graphe pondéré dont les sommets sont les villes et les arêtes ou arcs sont les axes routiers indiquant les distances à parcourir sur chaque axe.

**E2** On considère le graphe  $\mathcal{G}$  dont voici la représentation graphique :



Ce graphe peut modéliser l'évolution d'un objet pouvant se trouver en trois endroits différents  $A, B$  et  $C$  selon les règles suivantes :

- si l'objet est en  $A$ , il y reste avec une probabilité  $0,3$ , ou il va en  $B$  avec une probabilité  $0,7$ ;
- si l'objet est en  $B$ , il va en  $A$  ou en  $C$  de façon équiprobable;
- si l'objet est en  $C$ , il va en  $A$  avec une probabilité  $0,6$  ou en  $B$  avec une probabilité  $0,4$ .

Petite remarque

On introduirait alors, pour tout  $n \in \mathbb{N}$ ,  $a_n, b_n, c_n$  les probabilités que l'objet se situe respectivement en  $A, B, C$ ; et on aurait, pour tout  $n \in \mathbb{N}$  :

$$\begin{cases} a_{n+1} = 0,3a_n + 0,5b_n + 0,6c_n \\ b_{n+1} = 0,7a_n + 0,4c_n \\ c_{n+1} = 0,5b_n \end{cases}$$

système qu'on écrirait sous forme matricielle... Nous verrons cela avec l'étude des chaînes de Markov.

1.4 MATRICE D'ADJACENCE

DÉFINITION 5

MATRICE D'ADJACENCE D'UN GRAPHE

Soit  $\mathcal{G} = (S, \mathcal{A})$  un graphe d'ordre  $n$  (non pondéré), et notons  $S = \{s_1, s_2, \dots, s_n\}$ .

On appelle **matrice d'adjacence** de  $\mathcal{G}$  la matrice  $M = (m_{i,j}) \in \mathcal{M}_n(\mathbb{R})$  telle que pour tous  $i, j \in \llbracket 1; n \rrbracket$  :

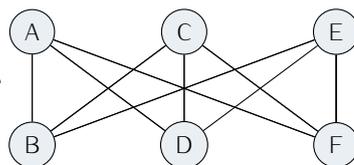
- $m_{i,j}$  est le nombre d'arêtes reliant  $s_i$  et  $s_j$  si  $\mathcal{G}$  est non orienté;
- $m_{i,j}$  est le nombre d'arcs de  $s_i$  vers  $s_j$  si  $\mathcal{G}$  est orienté.

Important !

Par convention, les sommets seront rangés dans la matrice soit par ordre de numérotation soit par ordre alphabétique.

EXEMPLES 7

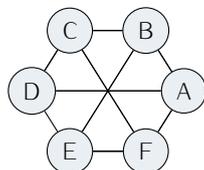
**E1** La matrice d'adjacence du graphe



est la matrice

$$\begin{pmatrix} 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \end{pmatrix}$$

**E2** La matrice d'adjacence du graphe



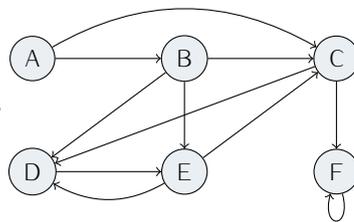
est également la matrice

$$\begin{pmatrix} 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \end{pmatrix}$$

ES Pour info...

Deux graphes peuvent avoir une allure différente mais la même matrice d'adjacence. On dit alors qu'ils sont **isomorphes**. Quand deux graphes sont isomorphes, leurs représentations graphiques sont identiques à déplacements des sommets près... Il y a alors correspondance unique entre un graphe et sa matrice d'adjacence, qui code alors toutes les informations du graphe. **C'est donc un outil qui doit nous permettre d'analyser le graphe en détail !** Affaire à suivre...

E3 La matrice d'adjacence du graphe



est la matrice

$$\begin{pmatrix} 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix}$$

E4 La matrice d'adjacence d'un graphe non orienté est symétrique.

E5 Un graphe est sans boucle si, et seulement si, sa matrice d'adjacence a tous ses coefficients diagonaux nuls.

E6 Un graphe non orienté est complet si, et seulement si, sa matrice d'adjacence est la matrice constituée de 1 partout sauf des 0 sur toute sa diagonale.

E7 Pour tout  $i \in \llbracket 1; n \rrbracket$ , la somme  $\sum_{j=1}^n m_{i,j}$  est égale au degré du sommet  $i$  si le graphe est non orienté, et à son degré sortant si le graphe est orienté.

E8 Pour tout  $j \in \llbracket 1; n \rrbracket$ , la somme  $\sum_{i=1}^n m_{i,j}$  est égale au degré du sommet  $j$  si le graphe est non orienté, et à son degré entrant si le graphe est orienté.

## II DE L'ART DE RELIER DES SOMMETS...

### II.1 CHÂÎNES ET CYCLES

#### DÉFINITIONS 6

#### CHÂÎNE, CYCLE, CYCLE EULÉRIEN

Soit  $\mathcal{G} = (S, \mathcal{A})$  un graphe non orienté.

- D1 Une **chaîne** est une liste finie et non vide de sommets telle que chaque paire de sommets consécutifs de la liste soit une arête de  $\mathcal{G}$ .
- D2 La **longueur d'une chaîne** est le nombre d'arêtes dont elle est constituée.
- D3 Une chaîne est **fermée** lorsque le sommet initial et le sommet final sont identiques.
- D4 Une chaîne est **simple** lorsqu'aucune arête n'y figure plus d'une fois.
- D5 Une **chaîne eulérienne** est une chaîne contenant *toutes les arêtes du graphe, chacune parcourue une seule fois*.
- D6 Un **cycle** est une chaîne simple et fermée. Autrement dit, un cycle est une chaîne dans laquelle chaque arête n'est parcourue qu'une seule fois, et dont le départ et l'arrivée sont les mêmes.
- D7 Un **cycle eulérien** est une chaîne eulérienne fermée.

#### Vocabulaire

Pour les graphes orientés, on parle de **chemin** plutôt que de chaîne et de **circuit** plutôt que de cycle. Les notions sont analogues, il suffit de faire attention au sens de parcours...

#### Attention !

Si une chaîne possède  $n$  sommets, sa longueur est  $n - 1$ .

#### Petite remarque

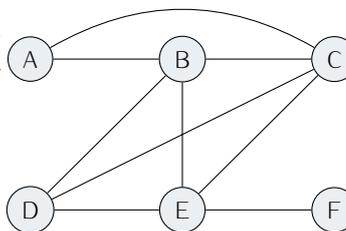
En revanche, un sommet peut y figurer plusieurs fois.

#### EXEMPLE 8

Dans le graphe ci-contre :

- $A - B - C - D - E - F$  est une chaîne simple (pas fermée) de longueur 5
- $B - D - E - F - E - C - B$  est une chaîne fermée (pas simple) de longueur 6
- $F - E - C - D - E - B - C - A - B - D$  est une chaîne eulérienne
- Le graphe possède-t-il un cycle eulérien ?

Non, car il est impossible d'aller et revenir en  $F$  sans passer par la même arête...



Voyons l'information fournie par la matrice d'adjacence sur les chaînes ou chemins d'un graphe...

#### THÉORÈME 1

Soit  $\mathcal{G} = (S, \mathcal{A})$  un graphe d'ordre  $n$  tel que  $S = \{s_1, s_2, \dots, s_n\}$ . On note  $M$  sa matrice d'adjacence.

Pour tout  $p \in \mathbb{N}^*$  et tous  $i, j \in \llbracket 1; n \rrbracket$ , le coefficient  $(i, j)$  de la matrice  $M^p$  est égal

- soit au nombre de chaînes de longueur  $p$  reliant  $s_i$  et  $s_j$  si  $\mathcal{G}$  est non orienté,
- soit au nombre de chaînes de longueur  $p$  allant de  $s_i$  vers  $s_j$  si  $\mathcal{G}$  est orienté.

\* DÉMONSTRATION : Démontrons ce résultat dans le cas d'un graphe non orienté, la démonstration est analogue dans le cas d'un graphe orienté.

Pour tout  $p \in \mathbb{N}^*$  et tous  $i, j \in \llbracket 1; n \rrbracket$ , on note :

- $c_{i,j}(p)$  le nombre de chaînes de longueur  $p$  reliant les sommets  $i$  et  $j$ ,
- $m_{i,j}(p)$  le coefficient situé à la  $i$ -ème ligne et  $j$ -ième colonne de  $M^p$ .

Il s'agit donc d'établir :

$$\forall p \in \mathbb{N}^*, \forall i, j \in \llbracket 1; n \rrbracket, c_{i,j}(p) = m_{i,j}(p)$$

Démontrons ce résultat par récurrence !

- **Initialisation.** Pour  $p = 1$  :

Immédiat, par définition de la matrice d'adjacence d'un graphe et puisqu'une chaîne de longueur 1 est une arête.

- **Hérédité.** Soit  $p \in \mathbb{N}^*$ . Supposons : " $\forall i, j \in \llbracket 1; n \rrbracket, c_{i,j}(p) = m_{i,j}(p)$ " et montrons : " $\forall i, j \in \llbracket 1; n \rrbracket, c_{i,j}(p+1) = m_{i,j}(p+1)$ ".

Soient  $i, j \in \llbracket 1; n \rrbracket$ . On a :

$$\begin{aligned} c_{i,j}(p+1) &= \text{nombre de } (p+1)\text{-chaînes de la forme } s_i - \dots - s_j \\ &= \sum_{k=1}^n \text{nombre de } (p+1)\text{-chaînes de la forme } s_i - \dots - s_k - s_j \end{aligned}$$

Or, pour tout  $k \in \llbracket 1; n \rrbracket$  :

- \* soit  $s_k$  et  $s_j$  ne sont pas adjacents, et il n'existe pas de  $(p+1)$ -chaîne de la forme  $s_i - \dots - s_k - s_j$  ;
- \* soit  $s_k$  et  $s_j$  sont adjacents, et dans ce cas le nombre de  $(p+1)$ -chaînes de la forme  $s_i - \dots - s_k - s_j$  est ainsi égal au nombre de  $p$ -chaînes de la forme  $s_i - \dots - s_k$  (c'est à dire  $c_{i,k}(p)$ ) multiplié par le nombre d'arêtes reliant  $s_k$  et  $s_j$  (c'est à dire  $m_{k,j}(1)$ ).

Dans les deux cas, le nombre de  $(p+1)$ -chaînes de la forme  $s_i - \dots - s_k - s_j$  est égal à  $c_{i,k}(p) \times m_{k,j}(1)$ .

Reprenons alors le calcul précédent :

$$\begin{aligned} c_{i,j}(p+1) &= \sum_{k=1}^n c_{i,k}(p) \times m_{k,j}(1) && \text{par hypothèse de récurrence} \\ &= \sum_{k=1}^n m_{i,k}(p) \times m_{k,j}(1) && \text{définition du produit matriciel} \\ &= m_{i,j}(p+1) \end{aligned}$$

L'hérédité est ainsi vérifiée.

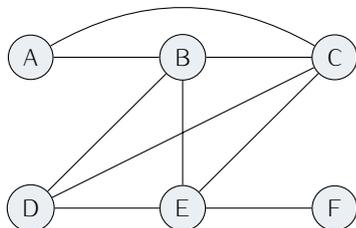
**Conclusion :**  $\forall p \in \mathbb{N}^*, \forall i, j \in \llbracket 1; n \rrbracket, c_{i,j}(p) = m_{i,j}(p)$ .

**Petite remarque**

Une chaîne de longueur 0 se réduit à un sommet... Par conséquent, le théorème est encore valable pour  $p = 0$  avec la convention  $M^0 = I_n$ .

**EXEMPLES 9**

**E1** Reprenons le graphe

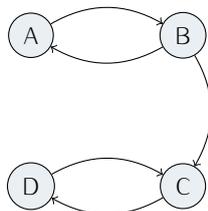


et notons  $M$  sa matrice d'adjacence.

On admet que  $M^2 = \begin{pmatrix} 2 & 1 & 1 & 2 & 2 & 0 \\ 1 & 4 & 3 & 2 & 2 & 1 \\ 1 & 3 & 4 & 2 & 2 & 1 \\ 2 & 2 & 2 & 3 & 2 & 1 \\ 2 & 2 & 2 & 2 & 4 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 \end{pmatrix}$  et  $M^3 = \begin{pmatrix} 2 & 7 & 7 & 4 & 4 & 2 \\ 7 & 8 & 9 & 9 & 10 & 2 \\ 7 & 9 & 8 & 9 & 10 & 2 \\ 4 & 9 & 9 & 6 & 8 & 2 \\ 4 & 10 & 10 & 8 & 6 & 4 \\ 2 & 2 & 2 & 2 & 4 & 0 \end{pmatrix}$

- Le coefficient (1, 2) de la matrice  $M^2$  vaut 1 : il y a 1 chaîne de longueur 2 reliant A et B. Il s'agit de la chaîne  $A - C - B$ .
- Le coefficient (2, 2) de la matrice  $M^2$  vaut 4 : il y a 4 chaînes de longueur 2 reliant B à lui-même. Il s'agit des chaînes  $B - A - B, B - C - B, B - D - B$  et  $B - E - B$ .
- Interprétons le coefficient (4, 1) de la matrice  $M^3$  : il y a 4 chaînes de longueur 3 reliant A et D. Il s'agit des chaînes  $A - B - C - D, A - B - E - D, A - C - B - D$  et  $A - C - E - D$ .

**E2** Considérons le graphe



On admet que  $M^2 = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix}$  et  $M^9 = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 0 & 4 \\ 1 & 0 & 5 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \end{pmatrix}$

**Rappels...**

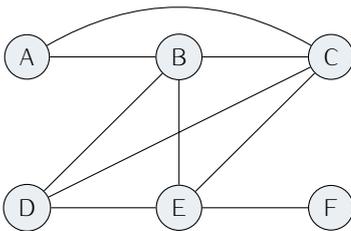
${}^t(MN) = {}^tN {}^tM$   
 Donc, pour tout  $p \in \mathbb{N}$ ,  ${}^t(M)^p = ({}^tM)^p$   
 D'où, si  $M$  est symétrique :  
 ${}^t(M^p) = M^p$  et donc  $M^p$  est également symétrique.

- Le coefficient (1,1) de la matrice  $M^9$  vaut 0 : il n'y a aucun chemin de longueur 9 reliant A à lui-même...
- Interprétons le coefficient (2,3) de la matrice  $M^9$  : il y a 5 chemins de longueur 9 pour aller de B vers C. Il s'agit des chemins :  
 $B \rightarrow A \rightarrow B \rightarrow A \rightarrow B \rightarrow A \rightarrow B \rightarrow A \rightarrow B \rightarrow C$   
 $B \rightarrow A \rightarrow B \rightarrow A \rightarrow B \rightarrow A \rightarrow B \rightarrow C \rightarrow D \rightarrow C$   
 $B \rightarrow A \rightarrow B \rightarrow A \rightarrow B \rightarrow C \rightarrow D \rightarrow C \rightarrow D \rightarrow C$   
 $B \rightarrow A \rightarrow B \rightarrow C \rightarrow D \rightarrow C \rightarrow D \rightarrow C \rightarrow D \rightarrow C$   
 et  $B \rightarrow C \rightarrow D \rightarrow C \rightarrow D \rightarrow C \rightarrow D \rightarrow C \rightarrow D \rightarrow C$ .

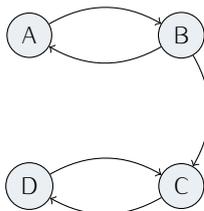
## II.2 CONNEXITÉ D'UN GRAPHE

DÉFINITIONS 7	GRAPHE CONNEXE
Soit $\mathcal{G}$ un graphe.	
<b>D1</b> Si $\mathcal{G}$ est non orienté, on dit que $\mathcal{G}$ est <b>connexe</b> lorsque chaque sommet de ce graphe peut être relié à n'importe quel autre sommet <i>par une chaîne</i> .	<p style="text-align: center; margin: 0;"><b>Petite remarque</b></p> <p style="font-size: small; margin: 0;">Dans le cas d'un graphe orienté, si l'énoncé mentionne simplement "connexe", il s'agit en fait de la forte connexité.</p>
<b>D2</b> Si $\mathcal{G}$ est orienté,	
<ul style="list-style-type: none"> <li>• on dit que <math>\mathcal{G}</math> est <b>faiblement connexe</b> lorsque son graphe non orienté associé est connexe,</li> <li>• on dit que <math>\mathcal{G}</math> est <b>fortement connexe</b> lorsque chaque sommet de ce graphe peut être relié à n'importe quel autre sommet <i>par un chemin</i>.</li> </ul>	

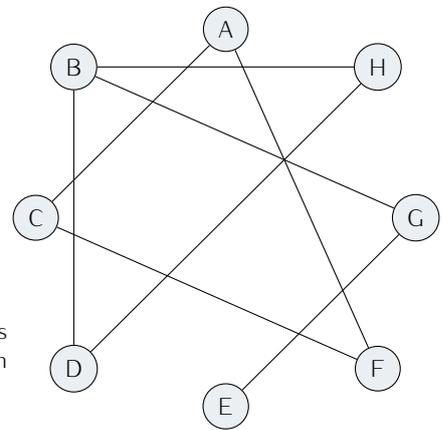
### EXEMPLE 10



Ce graphe est connexe...



Ce graphe est faiblement connexe, mais pas fortement connexe (aucun chemin pour aller de C vers B).



Ce graphe n'est pas connexe : aucune chaîne reliant B et C...

Et voyons maintenant l'information fournie par la matrice d'adjacence sur la connexité d'un graphe...

THÉORÈME 2
Soit $\mathcal{G} = (S, \mathcal{A})$ un graphe d'ordre $n$ tel que $S = \{s_1, s_2, \dots, s_n\}$ . Notons $M$ sa matrice d'adjacence.
<ol style="list-style-type: none"> <li>1. Si <math>\mathcal{G}</math> est non orienté, alors : <math>\mathcal{G}</math> est connexe si, et seulement si, les coefficients de la matrice <math>I_n + M + \dots + M^{n-1}</math> sont tous strictement positifs.</li> <li>2. Si <math>\mathcal{G}</math> est orienté, alors : <math>\mathcal{G}</math> est fortement connexe si, et seulement si, les coefficients de la matrice <math>I_n + M + \dots + M^{n-1}</math> sont tous strictement positifs.</li> </ol>

### \* DÉMONSTRATION :

1. Supposons que  $\mathcal{G}$  est un graphe non orienté. Raisonnons par double implication.

$\Leftarrow$  Supposons que les coefficients de la matrice  $I_n + M + \dots + M^{n-1}$  sont tous strictement positifs, et montrons que  $\mathcal{G}$  est connexe.

Soient  $i, j \in \llbracket 1; n \rrbracket$ . Montrons que les sommets  $s_i$  et  $s_j$  sont reliés par une chaîne.

Par hypothèse, le coefficient  $(i, j)$  de la matrice  $I_n + M + \dots + M^{n-1}$  est strictement positif. Par conséquent :

$$\exists p \in \llbracket 0; n-1 \rrbracket \mid (M^p)_{i,j} > 0$$

Et ainsi, d'après le théorème 1, il existe  $p \in \llbracket 0; n-1 \rrbracket$  et au moins une chaîne de longueur  $p$  entre  $s_i$  et  $s_j$ .

**Conclusion** : il existe une chaîne entre  $s_i$  et  $s_j$ , d'où la connexité de  $\mathcal{G}$ .

$\Rightarrow$  Supposons que  $\mathcal{G}$  est connexe et montrons que les coefficients de la matrice  $I_n + M + \dots + M^{n-1}$  sont tous strictement positifs.

Soient  $i, j \in \llbracket 1; n \rrbracket$ . Montrons que le coefficient  $(i, j)$  de  $I_n + M + \dots + M^{n-1}$  est strictement positif.

**Rappel...**  
Si une somme de termes est strictement positive, alors il existe au moins un terme strictement positif (quelle est la contraposée de cette assertion?).

- ★ On sait déjà que les coefficients des matrices  $I_n, M, M^2, \dots, M^{n-1}$  sont positifs ou nuls. Par conséquent, pour montrer que le coefficient  $(i, j)$  de la matrice  $I_n + M + \dots + M^{n-1}$  est strictement positif, il suffit de montrer qu'il existe  $p \in \llbracket 0; n-1 \rrbracket$  tel que le coefficient  $(i, j)$  de  $M^p$  est strictement positif.
- ★ Or,  $\mathcal{G}$  est connexe. Ainsi, il existe une chaîne reliant  $s_i$  et  $s_j$ . Autrement dit, il existe  $p \in \mathbb{N}$  et une chaîne de longueur  $p$  reliant  $s_i$  et  $s_j$ .  
D'après le théorème 1, on en déduit :

$$\exists p \in \mathbb{N} / (M^p)_{i,j} > 0$$

Il ne reste plus qu'à justifier que l'on peut en fait trouver  $p$  dans  $\llbracket 0; n-1 \rrbracket$ ... C'est bien le cas, puisque pour aller de  $s_i$  à  $s_j$  par une chaîne, il est inutile de passer deux fois par le même sommet ! La chaîne la plus courte (elle existe bien...) pour aller de  $s_i$  à  $s_j$  est donc de longueur inférieure ou égale à  $n-1$ .

**Conclusion :** le coefficient  $(i, j)$  de  $I_n + M + \dots + M^{n-1}$  est strictement positif.

2. Analogue au cas précédent.

★

#### Pourquoi ?

Car les coefficients de  $M$  sont positifs...

## II.3 EXISTENCE DE CHAÎNE EULÉRIENNE ET DE CYCLE EULÉRIEN

### THÉORÈME 3

### D'EULER

Soit  $\mathcal{G}$  un graphe simple non orienté et connexe.

1.  $\mathcal{G}$  possède un cycle eulérien si, et seulement si, tous ses sommets sont de degré pair.
2.  $\mathcal{G}$  possède une chaîne eulérienne si, et seulement si, son nombre de sommets de degré impair est 0 ou 2. Dans le cas où  $\mathcal{G}$  possède deux sommets de degré impair, alors ces deux sommets sont les extrémités de la chaîne eulérienne.

#### Vocabulaire

On dit parfois qu'un graphe est eulérien lorsqu'il possède au moins un cycle eulérien.

★ DÉMONSTRATION : A chercher, pour celles et ceux qui veulent s'occuper un peu.

★

## III DEUX ALGORITHMES CLASSIQUES

### III.1 ALGORITHME DE PARCOURS EN PROFONDEUR (HP)

L'objectif de l'algorithme de parcours en profondeur d'un graphe  $\mathcal{G}$  est de déterminer les *composantes connexes* d'un graphe.

**Commençons par l'exploration en profondeur d'un graphe à partir d'un sommet initialement choisi.**

Soient alors  $\mathcal{G} = (S, \mathcal{A})$  et  $s$  un sommet de  $\mathcal{G}$ .

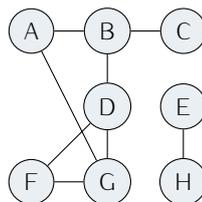
- on commence par visiter  $s$ ,
- puis, pour chaque sommet adjacent à  $s$  qui n'a pas encore été visité, noté  $t$  :
  - ★ on visite  $t$ ,
  - ★ puis, pour chaque sommet adjacent à  $t$  qui n'a pas encore été visité, noté  $u$  :
    - ◇ on visite  $u$ ,
    - ◇ puis ...

On obtient ainsi une liste de tous les sommets qu'il est possible de relier à  $s$ .

**A ce stade, il est possible que des sommets n'aient pas été visités : c'est le cas si le graphe n'est pas connexe.** On peut relancer l'algorithme en initialisant sur un sommet non visité.

#### EXEMPLE 11

Détaillons l'algorithme de parcours en profondeur sur le graphe



Partons initialement du sommet  $A$  ( $L=[A]$ ), puis on visite tous les sommets non visités adjacents à  $A$  :

- on visite donc  $B$  ( $L=[A,B]$ ), puis on visite tous les sommets non visités adjacents à  $B$  :
  - ★ on visite donc  $C$  ( $L=[A,B,C]$ ), puis on visite tous les sommets non visités adjacents à  $C$  : il n'y en a pas (on ne poursuit donc pas en profondeur ici, on remonte...)
  - ★ on visite donc  $D$  ( $L=[A,B,C,D]$ ), puis on visite tous les sommets non visités adjacents à  $D$  :
    - ◇ on visite donc  $F$  ( $L=[A,B,C,D,F]$ ), puis on visite tous les sommets non visités adjacents à  $F$  :
      - ▷ on visite donc  $G$  ( $L=[A,B,C,D,F,G]$ ), puis on visite tous les sommets non visités adjacents à  $G$  : tous ont déjà été visités !

#### Petite remarque

Nous voici donc en face d'un algorithme récursif, que nous aurons le plaisir de programmer en **Python**.

#### Attention !

Cette liste n'a aucune raison d'être une chaîne...

#### Petite remarque

J'écris, au fur et à mesure, la liste  $L$  des sommets déjà visités.

A la fin, on obtient donc la liste  $[A, B, C, D, F, G]$  qui est la liste de tous les sommets qui peuvent être reliés à A par une chaîne.

**Vocabulaire**  
On parle de **composante connexe contenant A** du graphe (vocabulaire HP).

### III.2 ALGORITHME DE DIJKSTRA

L'objectif de l'algorithme de Dijkstra est de déterminer *une chaîne de poids minimal* entre deux sommets quelconques d'un graphe pondéré (orienté ou non).

Considérons  $\mathcal{G} = (S, \mathcal{A})$  un graphe (orienté ou non) et notons, pour tous  $u, v \in S$  ( $u \neq v$ )  $p_{u,v}$  le poids de l'arête  $u - v$  (ou de l'arc  $u \rightarrow v$ ) si cette arête existe; on considère que  $p_{u,v} = +\infty$  si l'arête  $u - v$  n'existe pas.

**Petite remarque**  
Si le graphe n'est pas pondéré, il permet alors de déterminer le plus court chemin (et sa longueur) entre deux sommets...

Fixons  $s \in S$  un sommet et déterminons, pour tout  $t \in S$ , la distance de  $s$  à  $t$ , notée  $d(s, t)$ , c'est à dire la longueur du plus court chemin reliant  $s$  à  $t$ .

A chaque étape de l'algorithme, nous allons noter  $\ell(s, t)$  la longueur du plus court chemin alors exhibé reliant  $s$  à  $t$ ; si un tel chemin n'a pas encore été exhibé, on posera  $\ell(s, t) = +\infty$ .

- Initialement, on considère alors :

$$\ell(s, s) = 0 ; \quad \forall t \in S \setminus \{s\}, \ell(s, t) = +\infty$$

- A chaque étape, on sélectionne le sommet  $u$  qui contient la plus petite valeur de  $\ell(s, u)$  et pour chacun de ses sommets adjacents  $v$  (n'ayant pas déjà été sélectionné), on effectue le test : "est-ce qu'il est plus court de passer par  $u$  pour aller à  $v$  ou non?" Autrement dit, cela revient à tester la condition :

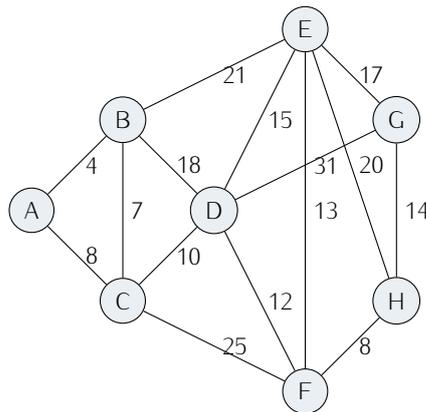
$$\ell(s, u) + p_{u,v} \stackrel{?}{\leq} \ell(s, v)$$

- \* Si non, on ne modifie rien et on poursuit.
- \* Si oui, on remplace l'ancienne valeur de  $\ell(s, v)$  par  $\ell(s, u) + p_{u,v}$  en précisant bien le sommet  $u$  de provenance.

**Petite remarque**  
A chaque étape de l'algorithme, on choisit le sommet dont la distance à  $s$  est minimale... L'algorithme de Dijkstra est donc un algorithme glouton.

#### EXEMPLE 12

Détaillons l'algorithme de Dijkstra pour déterminer les plus courts chemins (et leur longueur) reliant le sommet A aux autres sommets du graphe ci-dessous :



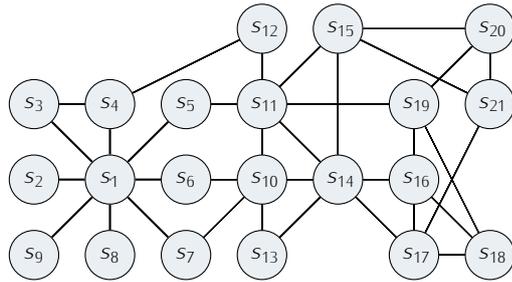
A	B	C	D	E	F	G	H	sommet choisi
0	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	A
	<u><math>4_A</math></u>	$8_A$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	B
		<u><math>8_A</math></u>	$22_B$	$25_B$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	C
			<u><math>18_C</math></u>	$25_B$	$33_C$	$\infty$	$\infty$	D
				<u><math>25_B</math></u>	$30_D$	$49_D$	$\infty$	E
					<u><math>30_D</math></u>	$42_E$	$45_E$	F
						$42_E$	<u><math>38_F</math></u>	H
						<u><math>42_E</math></u>		G

**Important !**  
A chaque étape, on regarde si la somme de la distance menant au sommet sélectionné + celle vers ses sommets adjacents est inférieure à la distance déjà écrite pour aller vers ce-dit sommet adjacent. Si oui, on indique cette nouvelle valeur en précisant de quel sommet elle est obtenue... Puis on souligne la valeur minimale de chaque ligne pour indiquer le nouveau sommet sélectionné. On raye ensuite toutes les colonnes du dessous pour indiquer que le plus court chemin du sommet initial au sommet sélectionné a été trouvée.

- Pour trouver le plus court chemin reliant A à G, il suffit alors de prendre la colonne G : on récupère l'information  $42_E$  indiquant que la longueur est de 42 et qu'il faut venir de E; puis dans la colonne de E, on voit qu'il faut venir de B; et dans la colonne de B, on voit qu'il faut venir de A...  
Le plus court chemin pour aller de A à G est le chemin  $A - B - E - G$ .
- Le plus court chemin pour aller de A à H est le chemin  $A - C - D - F - H$ .

# IV ÉLÉMENTS D'ANALYSE DE RÉSEAUX SOCIAUX (HP)

La dernière partie est l'occasion de se focaliser davantage sur l'analyse des réseaux sociaux, et plus particulièrement sur la recherche d'*influenceurs*. Pour cela, considérons le graphe suivant :



## PREMIER INDICATEUR : CENTRALITÉ DE DEGRÉ

La première approche, un peu naïve, serait de dire que l'influenceur le plus important est le sommet de plus haut degré. On l'appelle **centralité de degré**, définie par :

$$C_D(i) = d(i)$$

En clair : "plus j'ai d'amis, plus je suis influent"

C'est un premier indicateur, mais il est nettement insuffisant. En effet, sur l'exemple précédent, le sommet  $s_1$  a le degré le plus élevé, mais les sommets qui lui sont adjacents ont tous un degré égal à 1 ou faible...

**En gros...**  
 T'as plein d'amis, mais tes amis ont peu d'amis : tu n'es pas un influenceur.

## SECOND INDICATEUR : CENTRALITÉ DE PROXIMITÉ (OU CENTRALITÉ HARMONIQUE)

Commençons pour cela par donner un indicateur de proximité entre deux sommets : la **distance** entre deux sommets distincts  $s_i$  et  $s_j$  est la longueur de la plus courte chaîne reliant  $s_i$  à  $s_j$ . Si aucune chaîne ne les relie, on dit que la distance entre les deux est infinie.

Notons  $\Delta_{i,j}$  la distance entre les sommets  $s_i$  et  $s_j$ . Avec pour convention  $\frac{1}{\infty} = 0$ , on définit maintenant le degré de proximité du sommet  $s_i$  par le nombre :

$$C_P(i) = \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^n \frac{1}{\Delta_{i,j}}$$

Plus les distances entre  $s_i$  et les autres sommets sont petites, plus  $C_P(i)$  sera grand.

En clair : "plus je suis proche d'un grand nombre de personnes, plus je suis influent"

**Pour info...**  
 La quantité  $\frac{1}{n} \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}} \Delta_{i,j}$  pourrait aussi convenir si le graphe était connexe... S'il ne l'est pas, on trouverait 0 pour tous les sommets.

## TROISIÈME INDICATEUR : CENTRALITÉ D'INTERMÉDIARITÉ

Avec ce troisième indicateur, on souhaite mesurer l'importance d'un sommet dans le passage rapide d'une information. Autrement dit, si un sommet est fréquent dans un gros nombre de chaînes les plus courtes entre deux autres sommets, on veut que son degré d'intermédiation soit fort.

Notons alors  $v_{j,k}$  le nombre de plus courtes chaînes reliant  $s_j$  et  $s_k$ , ainsi que  $v_{j,k}(i)$  le nombre de plus courtes chaînes reliant  $s_j$  et  $s_k$  passant par  $i$ .

On définit maintenant le degré d'intermédiation du sommet  $s_i$  par le nombre :

$$C_I(i) = \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^n \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq i, k \neq j}}^n \frac{v_{k,j}(i)}{v_{k,j}}$$

En clair : "plus vous passez par moi, plus je suis influent"

## QUATRIÈME INDICATEUR : CENTRALITÉ SPECTRALE

A travers ce dernier indicateur, on souhaite mesurer l'influence d'un sommet en tenant compte de l'influence de ses sommets adjacents...

En clair : "plus j'ai d'amis influents, plus je le suis"

Ce qui nous amène à définir la centralité spectrale de façon implicite... Supposons le graphe simple et notons  $M = (m_{i,j})_{1 \leq i, j \leq n}$  sa matrice d'adjacence. On a alors :

$$\forall (i, j) \in \llbracket 1; n \rrbracket^2, m_{i,j} = \begin{cases} 1 & \text{si } s_i \text{ et } s_j \text{ sont adjacents} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

Notons  $C_S(i)$  la centralité spectrale du sommet  $s_i$ , nombre que l'on souhaite positif et que l'on définit par l'existence d'un réel strictement positif  $\lambda$  tel que :

$$C_S(i) = \frac{1}{\lambda} \sum_{j \text{ tq } s_j \text{ adj à } s_i} C_S(j)$$

$$= \frac{1}{\lambda} \sum_{j=1}^n m_{i,j} C_S(j)$$

On voit bien le caractère implicite dans cette définition : on a besoin des indicateurs sur les voisins de  $s_i$  pour calculer l'indicateur sur  $s_i$ ... Mais pour calculer l'indicateur d'un voisin de  $s_i$ , on aura besoin de l'indicateur de ses voisins, dont  $s_i$  fait partie ! On tourne en rond... sauf si l'on remarque que l'on a alors :

$$\sum_{j=1}^n m_{i,j} C_S(j) = \lambda C_S(i)$$

et qu'en notant  $X = \begin{pmatrix} C_S(1) \\ C_S(2) \\ \vdots \\ C_S(n) \end{pmatrix}$ , on obtient :

$$MX = \lambda X$$

Autrement dit : le vecteur colonne des centralités spectrales des sommets du graphe est un vecteur propre de  $M$  pour une certaine valeur propre de  $M$ .

Bon, il reste tout de même deux petits soucis :

- Comment choisit-on  $\lambda$  parmi les valeurs propres de  $M$  ?
- Concrètement, comment fait-on pour calculer ce vecteur ?

Pour répondre à ces deux questions, on combine deux résultats importants :

1. le théorème de Perron-Frobenius,
2. la méthode de la puissance itérée...

#### Amazing !!

N'est-ce pas plein de beauté ça ?!  
On comprend mieux le nom de cette centralité...

#### Un peu d'histoire

- Oskar Perron (1880-1975, allemand) doit presque toute sa postérité à ce fameux théorème, même si sa contribution ne se limite pas qu'à celui-ci...
- Ferdinand Georg Frobenius (1849-1917, allemand) a établi d'importants résultats en théorie des groupes et en algèbre linéaire.

#### ES Pour info...

L'algorithme **PageRank** de Google, qui trie les pages du Web selon leur pertinence/importance, est basé sur cette centralité spectrale...  
Voir ESSEC 2008 E 2.