

# TD1 Graphes

## 1) Exercices élémentaires

### 1.1) Degré, connexité

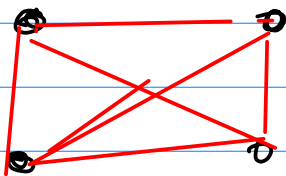
#### EXERCICE #1 ► Une preuve par construction

Un graphe est dit  $k$ -régulier si tous ses sommets sont de degré  $k$ . Prouver la propriété suivante :

Pour tout entier  $n$  pair,  $n > 2$ , il existe un graphe 3-régulier composé de  $n$  sommets.

On fait une preuve par récurrence

Initialisation: pour  $n = 4$

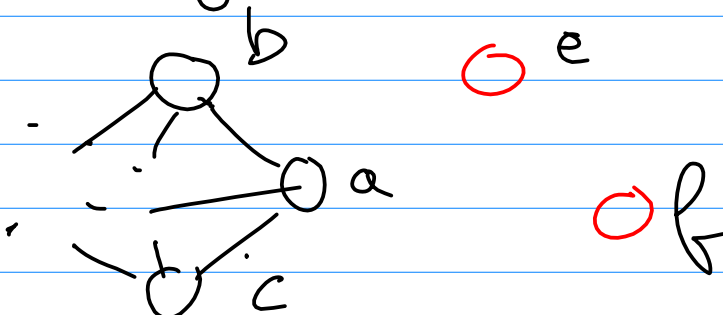


on considère le graphe complet.

Hérédité: Supposons qu'il existe

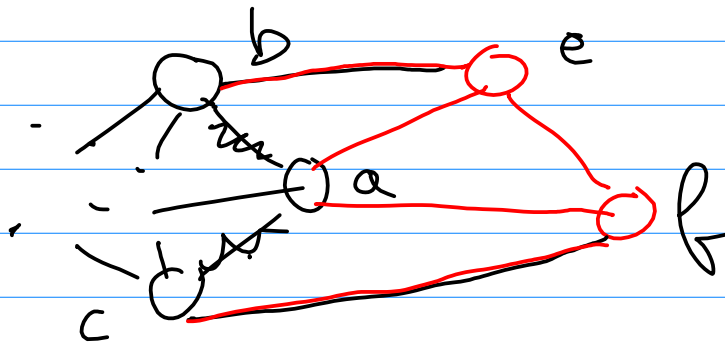
un graphe 3-régulier pour  $n$  sommets avec  $n$  pair.

On rajoute deux sommets  $e$  et  $f$



On considère un sommet  $s$  du graphe à  $n$  sommets et deux de ses voisins  $b$  et  $c$ .

On remplace l'arête  $(b, a)$  par  $(b, e)$  et l'arête  $(c, a)$  par  $(c, f)$ .



On rajoute aussi les arêtes  $(a, e)$ ,  $(e, f)$  et  $(a, f)$ .

Ainsi les sommets  $a, b, c$  sont toujours de degré 3 et  $e$  et  $f$  le sont aussi.  
On a donc construit un graphe avec  $n+2$  sommets qui est 3-régulier.

Conclusion: application de l'axiome de récurrence.

## EXERCICE #2 ► Degré

Si  $m$  est le nombre d'arêtes d'un graphe  $G$ , montrer que

$$\sum_{v \in V(G)} d_G(v) = 2m.$$

Notons  $A$  l'ensemble des arêtes

$$\sum_{u \in V(G)} d_G(u) = \sum_{u \in V(G)} \sum_{\substack{v \in V(G) \\ \text{tel que} \\ (u,v) \in A}} 1 = \sum_{\substack{u \in V(G), \\ v \in V(G) \\ \text{tel que} \\ (u,v) \in A}} 1 = 2m$$

$\downarrow$   
nombre d'arêtes

Chaque arête  $(u,v)$  est comptée dans  $d_G(v)$  et dans  $d_G(u)$  donc dans  $\sum_{u \in V(G)} d_G(u)$  chaque arête est comptée deux fois,

$$\text{donc } \sum_{v \in V(G)} d_G(v) = 2m$$

## EXERCICE #3 ► Connexité

Montrez que tout graphe connexe à  $n$  sommets a au moins  $n-1$  arêtes.  $n \geq 2$

$P_n$ : "Un graphe connexe à  $n$  sommets a au moins  $n-1$  arêtes"

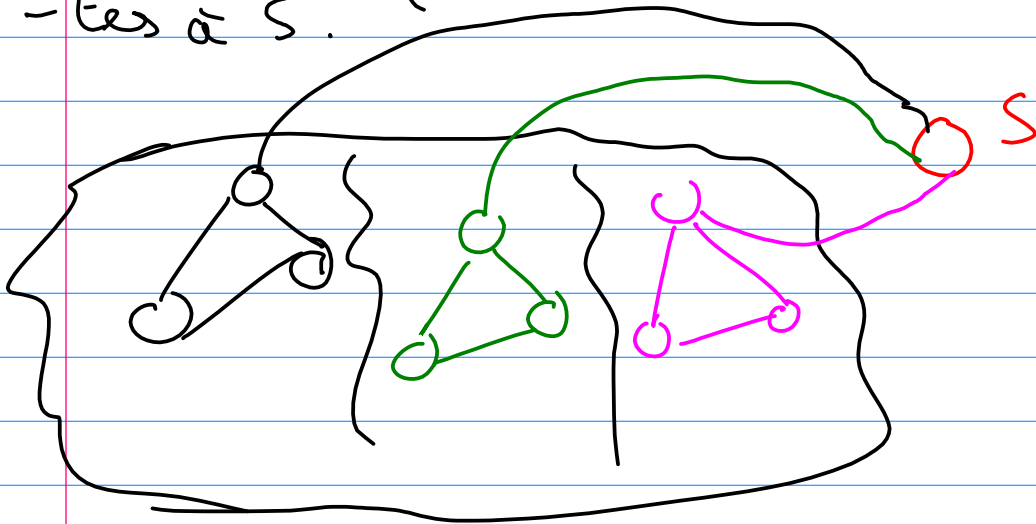
On fait une preuve par récurrence forte.

Initialisation: Un graphe connexe à 2 sommets a au moins une arête sinon il n'est pas connexe

Hérédité: On formule une hypothèse de récurrence forte: pour tout entier  $2 \leq m \leq n$ ,  $T_m$  est vraie.

Soit un graphe  $G$  connexe à  $n+1$  sommets.

Soit un sommet  $s$  quelconque de ce graphe; on enlève  $s$  du graphe  $G$  ainsi que toutes les arêtes incidentes à  $s$ .



Soit  $G' = G - \{s\}$  sous graphe de  $G$  et soit ses composantes connexes numérotées de 1 à  $k$  et dont les nombres de sommets sont  $n_1, \dots, n_k$  avec  $n_1 + \dots + n_k = n - 1$

Puisque  $G$  est connexe on a au moins une arête dans  $G$  reliant  $s$  à

chaque des composantes connexes  
de  $G'$  :

De plus par l'hypothèse de récurrence forte, chaque composante connexe a au moins :

$n_1 - 1$  arêtes

$n_2 - 1$  arêtes

$\vdots$

$n_k - 1$  arêtes

soit au total  $n_1 + \dots + n_k - k$  arêtes

En ajoutant les  $k$  arêtes reliant

$G$  aux composantes connexes  
de  $G' = G \setminus \{s\}$  on a dans  $G$  au  
moins :

$$n_1 + n_2 + \dots + n_k - k + k = n_1 + \dots + n_k \\ = n - 1$$

l'hérédité est prouvée arêtes

Conclusion : Application de l'axiome

# de récurrence.

## Preuve de Brigitte:

### EXERCICE 3 Connexité

Montrez que tout graphe connexe à  $n$  sommets a au moins  $n-1$  arêtes.

Par récurrence sur le nombre  $n$  de sommets, où  $n \geq 1$ .

. C'est évident si  $n=1$ , pas d'arête !

. Supposons qu'on a démontré qu'un graphe connexe à  $n-1$  sommets possède au moins  $n-2$  arêtes.

Si on a un graphe  $G$  connexe à  $n$  de sommets,

et que celui-ci possède un sommet de degré 1, alors si on supprime ce sommet (ainsi que l'unique arête qui le rattache), on obtient un graphe, toujours connexe, à  $n-1$  sommets donc par hypothèse de récurrence, il possède au moins  $n-2$  arêtes, et finalement, le graphe initial  $G$  a  $n$  sommets et possède au moins  $n-1$  arêtes ;

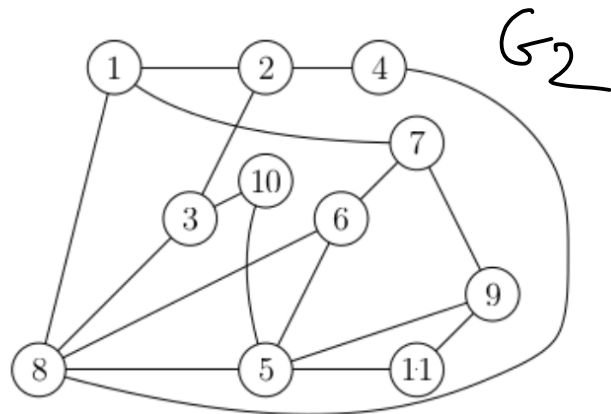
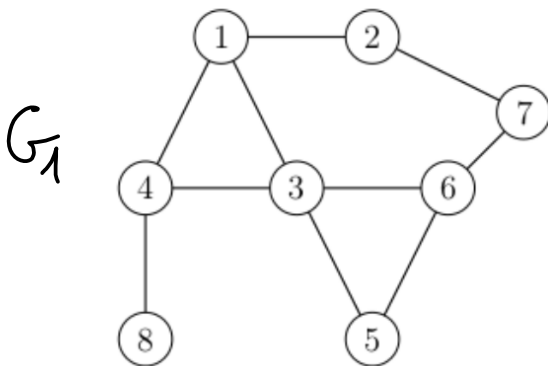
et que celui-ci ne possède pas de sommet de degré 1, tous les sommets de  $G$  sont au moins de degré 2.

D'après l'exercice 2 : la somme des degrés des ~~sommets~~ <sup>sommets</sup> est 2 fois le nombre d'arêtes, et ici chaque sommet est de degré  $\geq 2$ , donc la somme des degrés est supérieure à  $2n$  :  $2a \geq 2n$  et  $a \geq n-1$ .

## 1. 1.2 Parcours en largeur

### EXERCICE #4 ► Parcours en largeur

Pour chacun des graphes suivants, donner l'ordre des noeuds rencontrés lors d'un parcours en largeur, en partant du sommet 1. Donner l'arbre résultant de ce parcours.



Quelle est la complexité du parcours en largeur avec les listes d'adjacence ?

Parcours en largeur de  $G_1$ :

1 -  $\underbrace{2-3-4}_{d=1}$  -  $\underbrace{7-6-5-8}_{d=2}$

Parcours en largeur de  $G_2$ :

1 -  $\underbrace{2-7-8}_{d=1}$  -  $\underbrace{4-3-9-6-5}_{d=2}$   
-  $\underbrace{10-11}_{d=3}$

La complexité du parcours en largeur avec les listes d'adjacence est:

$$O(|V| + |E|)$$

nombre  
de sommets

nombre d'arêtes

#### EXERCICE #5 ► Profondeur

Donner l'ordre des noeuds visités dans le parcours en profondeur des deux graphes précédents à partir du noeud 1.

• Parcours en profondeur de  $G_1$  à partir du sommet 1:

1 - 2 - 7 - 6 - 5 - 3 - 4 - 8

• Parcours en profondeur de  $G_2$  à partir du sommet 1

1 - 2 - 4 - 8 - 3 - 10 - 5 - 6  
- 7 - 9 - 11.

#### EXERCICE #6 ► Applications des parcours

Proposer un algorithme qui permet de déterminer si un graphe contient un cycle.

On verra que les parcours de graphes peuvent répondre à des buts très divers ; dans tous les cas, le principe d'un parcours est de *visiter* l'ensemble de la composante connexe. A chaque étape on peut donc distinguer états pour les sommets :

1. les sommets pas encore visités,
2. la frontière, c'est-à-dire les sommets déjà visités, dont certains voisins n'ont pas été visités,
3. les sommets déjà traités, c'est-à-dire qu'ils ont été visités, ainsi que tous leurs voisins, visités.

Initialement, tous les sommets sont à l'état (1), sauf le sommet de départ qui est à l'état (2). Une étape du parcours consiste alors à :

- choisir un sommet  $s$  de la frontière (2),
- si tous les voisins de  $s$  ont été visités, c'est-à-dire qu'aucun n'est à l'état (1), alors  $s$  passe à l'état (3),
- sinon on choisit un de des voisins de  $s$  non visités, qui passe de l'état (1) à l'état (2).

Le parcours se termine lorsque tous les voisins (de la composante connexe) sont à l'état (3). On a alors visité tous les sommets, dans un ordre qui dépend comment sont choisis les sommets visités à chaque étape.

Dans tous les cas, au cours d'un parcours, il faut se souvenir des sommets déjà parcourus. Très souvent, on munira les sommets d'une marque permettant d'indiquer leur état.

# 0 pour non vu  
# 1 pour frontière : , , , , ,  
# 2 pour vu  
# on suppose les sommets numérotés  
# de 0 à  $n-1$



```
def detection_cycle(adj):  
    cycle = False  
    marque = [0] * len(adj)
```

```
def dfs(sommet):  
    nonlocal cycle  
    marque[sommet] = 1
```

```
    for voisin in adj[sommet]:
```

```
        if marque[voisin] == 0:
```

```
            dfs(voisin)
```

```
        elif marque[voisin] == 1:  
            cycle = True  
            return
```

```
    marque[sommet] = 2
```

```
dfs(0)  
return cycle
```

\* Cet algorithme n'est pas valable pour un graphe non orienté ou il faut vérifier si le voisin n'est pas le dernier sommet parcouru (le parent) . . .

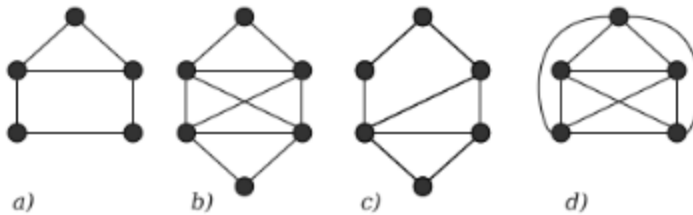
```
def detect_cycle(self):  
    seen = []  
    gdict = self.__graph_dict  
    cycle = True  
  
    def aux(vertex, parent = None):  
        nonlocal cycle  
        seen.append(vertex)  
        for neighbour in gdict[vertex]:  
            if neighbour not in seen:  
                if neighbour == parent:  
                    cycle = True  
                return  
            aux(neighbour, vertex)  
  
    return aux(root)
```

# 1. 1.3 Cycles : graphes eulériens / hamiltoniens

## 1.1.3 Cycles : graphes eulériens / hamiltoniens

### EXERCICE #7 ► Cycles Eulériens

Un chemin est dit eulérien si il passe une et une seule fois par chacune des *arêtes* du graphe. Les graphes suivants possèdent-ils un cycle eulérien ?



Un graphe possède un cycle eulérien ssi tous les sommets sont de degré pair et si le graphe est connexe.

a)  $\rightarrow$  non

b)  $\rightarrow$  oui

c)  $\rightarrow$  non

d)  $\rightarrow$  oui

### EXERCICE #8 ► CNS Chemin Eulérien

Montrer qu'un graphe admet un chemin eulérien ssi il est connexe et au plus 2 de ses sommets sont de degré impair.

C'est un chemin eulérien d'origine un sommet A et d'extrémité un sommet B.

Si un sommet d'un graphe eulérien de degré impair alors c'est

forcément - un sommet avec un passage qui comporte l'entrée et pas de sortie ou (inclusif) - une sortie et pas d'entrée.

Si non, comme toutes les arêtes sont parcourues exactement une fois, on peut regrouper les arêtes incidentes à un sommet par paire (entrée, sortie) et on a forcément un sommet de degré pair.

Dans un chemin on a toujours une origine et une extrémité, tous les autres sommets sont des sommets de passage de degré pair d'après ce qui précède si le chemin est eulérien.

On en déduit que si un graphe est eulérien alors il est connexe (évident) et il a plus deux sommets de degré impair.

Réciproquement,

- si un graphe est connexe et a tous ses sommets de degré pair

↳ voir preuve de Wikipédia

Rappelons d'abord quelques définitions :

- le *degré* d'un sommet est le nombre d'arêtes incidentes au sommet ;
- un *parcours* est une suite d'arêtes telle que (i) pour chaque arête de la suite on peut distinguer une extrémité initiale et une terminale, (ii) l'extrémité terminale d'une arête est aussi l'extrémité initiale de l'arête qui lui succède dans la suite (et la première arête succède à la dernière) ;
- un *circuit* est un parcours non vide tel qu'aucun sommet n'est l'extrémité initiale (terminale) de plus d'une arête.

La condition suffisante du théorème d'Euler-Hierholzer s'appuie principalement sur les trois faits suivants :

1. Si tous les degrés sont pairs et non tous nuls, alors il existe un circuit ;
2. Un parcours est une union de circuits disjoints - au niveau des arêtes, et non des sommets ;
3. Si l'on retire les arêtes d'un parcours, alors les degrés pairs restent pairs.

Supposons maintenant que chaque sommet a un degré pair et qu'il n'existe pas de parcours contenant toutes les arêtes. Si l'on considère un parcours avec un nombre maximum d'arêtes et que l'on retire ensuite les arêtes du parcours du graphe, par (3), les degrés restent pairs. D'où, par (1), l'existence d'un circuit disjoint de notre parcours maximum. Mais, par (2), l'union de notre parcours et du circuit forme un autre parcours avec plus d'arêtes, ce qui contredit l'hypothèse de maximalité du parcours initial. Cette contradiction implique donc le théorème.

• 2<sup>ème</sup> cas : On a exactement deux sommets  $A$  et  $B$  de degré impair.

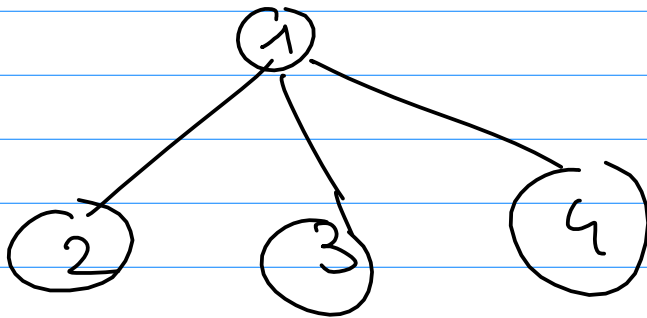
Puisque le graphe est connexe, il existe un chemin simple reliant  $A$  à  $B$ .

On enlève toutes les arêtes de ce chemin du graphe.

Dans le sous-graphe obtenu, tous les sommets sont de degré pair et d'après le 1<sup>er</sup> cas, il existe un circuit eulérien disjoint de notre chemin.

En faisant l'union de ce circuit eulérien et de notre chemin reliant A à B on obtient un chemin eulérien d'origine A et d'extrémité B (ou vice-versa).

Reue: Attention, un graphe avec un seul sommet de degré impair n'admet pas de chemin eulérien.



**EXERCICE #9 ► Graphes Hamiltoniens**

Un cycle est dit Hamiltonien ssi il passe une et une seule fois par chaque sommet du graphe.

Les graphes suivants possèdent-ils un cycle hamiltonien?

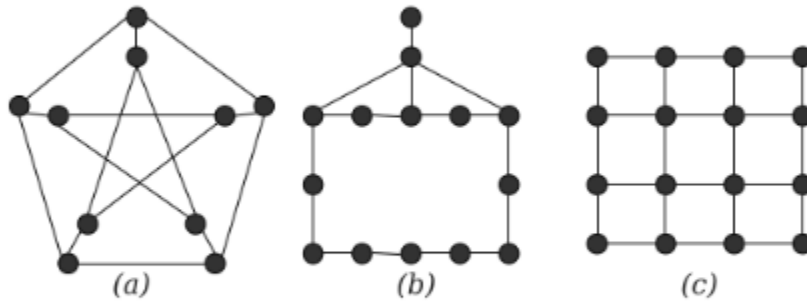
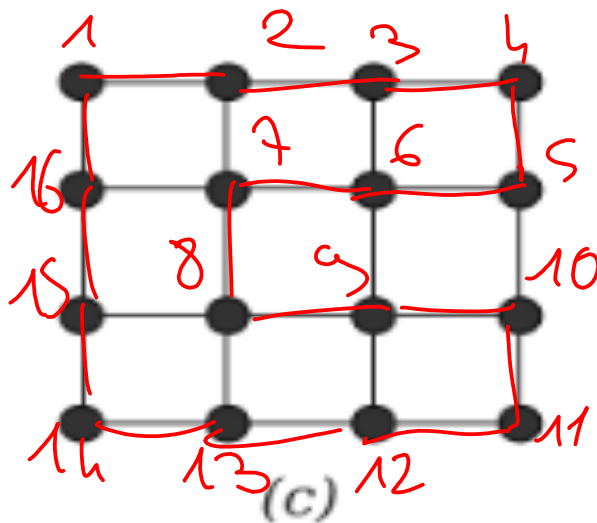
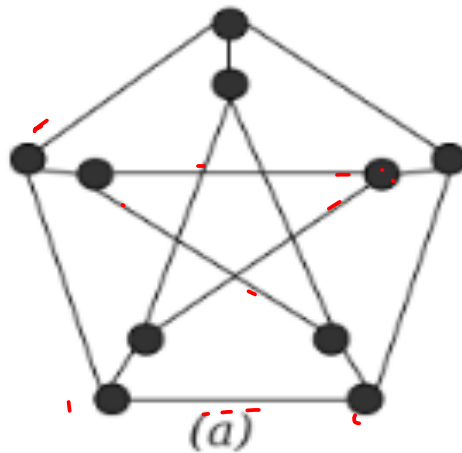


FIGURE 3 – (a) Graphe de Petersen 3-régulier, (b) maison agrandie, (c) grille

Donner un algorithme pour déterminer si un tel cycle existe.



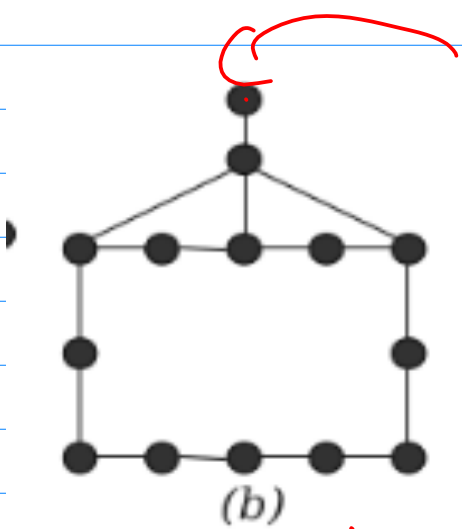
oui cycle hamiltonien



non il existe  
des chemins  
hamiltoniens  
parce le graphe  
de Petersen  
mais pas  
de cycle hamil

graphe de Petersen - tonner

↳ voir  
Wikipedia



non car on  
a un sommet  
de degré 1  
il ne peut  
être ni

un sommet  
intermédiaire

du cycle hamiltonien  
ni l'origine/ extrémité  
car sinon son voisin  
serait parcouru 2 fois

Dans un cycle hamiltonien, un sommet  
est de degré  $\geq 2$ .



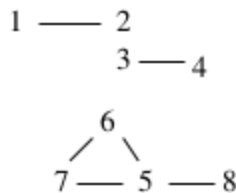
Pour déterminer si un cycle hamiltonien on peut :

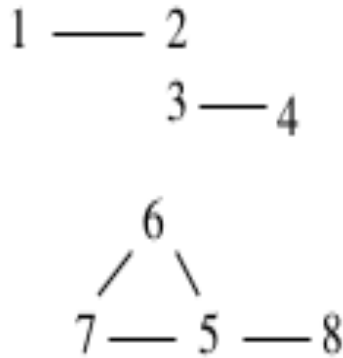
- force brute 1: énumérer les  $2^m$  ensembles d'arêtes et déterminer pour chacun s'il s'agit d'un cycle et s'il est hamiltonien (passage par les  $n$  sommets)
- force brute 2: exploration à partir d'un sommet de tous les chemins couvrant tous les sommets du graphe en suivant pour chaque sommet toutes les arêtes partant vers des sommets pas encore explorés  $\Rightarrow$  complexité en  $O(n!)$ .

## 1.1.4 Coloriage

### EXERCICE #10 ► Un exemple simple

Avec l'algorithme polynomial vu en cours (simplification de Kempe), colorier le graphe suivant :





Tant qu'il y a des sommets,  
on sélectionne le sommet de degré minimal  
on le gèle

On obtient :

1	B
2	A
3	B
4	A
8	A
5	C
6	B
7	A

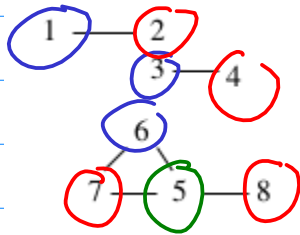
Code de couleur

	A
	B
	C

On assigne les couleurs dans l'ordre  
inverse en choisissant de façon  
gloutonne la première couleur  
libre. Ici on peut colorier avec  
trois couleurs.

## Let's color !

- We assign colors to the nodes greedily, in the reverse order in which nodes are removed from the graph.
- The color of the next node is the first color that is available, *i.e.* not used by any neighbour.



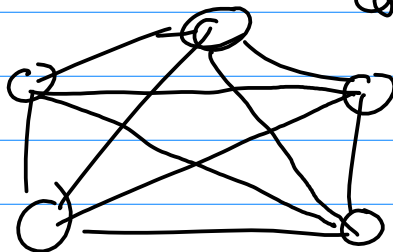
### EXERCICE #11 ► Coloriage et Bipartisme

On dit qu'un graphe est biparti si on peut partitionner ses sommets en deux ensembles  $V_1$  et  $V_2$  de sorte qu'il n'y ait aucune arête entre deux sommets de  $V_1$  (resp. de  $V_2$ ). Les seules arêtes joignent donc un sommet de  $V_1$  à un sommet de  $V_2$ .

1. Montrer qu'un graphe à  $n$  sommets est  $n$ -coloriable. Donner un graphe à 5 sommets qui n'est pas 4 coloriable.
2. Montrer qu'un graphe est deux coloriable ssi il est biparti.

1) Il est clair qu'un graphe à  $n$  sommets est  $n$  coloriable

2) Un graphe complet à 5 sommets n'est pas 4 coloriable car la couleur de chaque



sommet doit être distincte des couleurs de ses 4 voisins.

2)  
 $\Rightarrow$  Supposons qu'un graphe est 2-colorable

Soit  $V_1$  l'ensemble des sommets blancs et soit  $V_2$  l'ensemble des sommets noirs.

Si on considère une paire de sommets de  $V_1$ , ils ne peuvent être adjacents car ils sont de même couleur. De même pour une paire de sommets de  $V_2$

le graphe est donc biparti

(= On suppose que le graphe biparti.

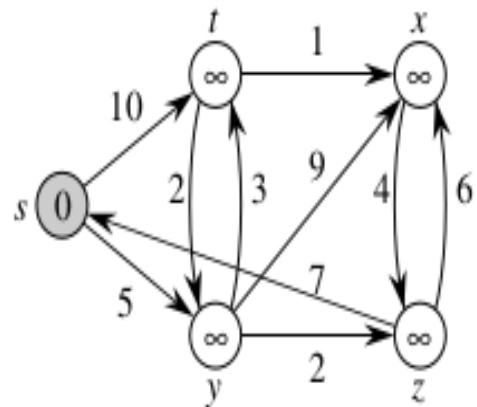
Si on colore en blanc les sommets de  $V_1$  et en noir ceux de  $V_2$ , alors on n'aura pas de sommets adjacents de la même couleur car les sommets de  $V_1$  ne sont adjacents qu'à des sommets de  $V_2$  et réciproquement.

le graphe est donc biparti

# 1.1.5 Distances

## EXERCICE #12 ► Dijkstra

Appliquer l'algorithme au graphe suivant (source = s) :



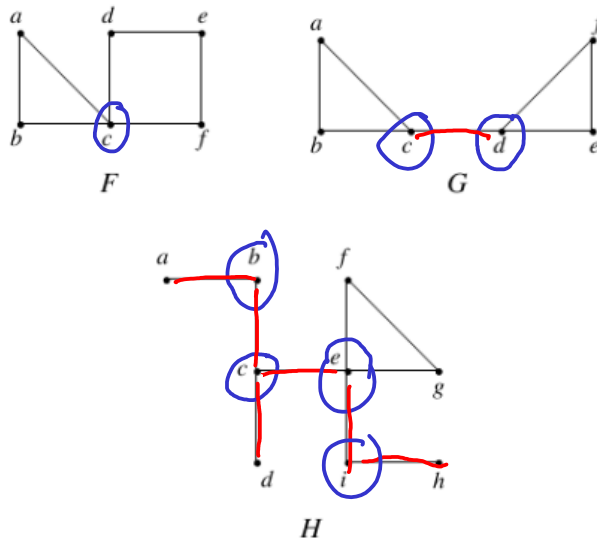
s	t	y	x	z
(0, s)	(∞, None)	(∞, None)	(∞, None)	(∞, None)
(0, s)	(10, s)	(5, s)	(∞, None)	(∞, None)
	(8, y)	(5, s)	(14, y)	(7, y)
	(8, y)		(13, z)	(7, y)
	(8, y)		(9, t)	
			(9, t)	

### EXERCICE #13 ► Application : fiabilité des réseaux - notion de coupure - facultatif

Si on considère un réseau informatique où tout le monde doit communiquer avec tout le monde, il est important que le graphe associé soit connexe. Maintenant, il faut aussi que le retrait d'une machine (ou d'un lien) soit sans douleur, d'où les définitions suivantes :

Le retrait d'un sommet et de toutes les arêtes incidentes à ce sommet conduit à former un sous-graphe avec plus de composantes connexes que dans le graphe initial. Ces sommets sont appelés **points de coupure**. Le retrait d'un point coupure à partir d'un graphe connexe produit un sous-graphe qui n'est pas connexe. De façon similaire, une arête dont le retrait produit un graphe avec plus de composantes connexes que dans le graphe initial est appelée un **séparateur**.

Dans les graphes suivants trouver les points de coupure et les séparateurs :



En bleu  
les  
points  
de  
coupure

En rouge  
les  
séparateurs