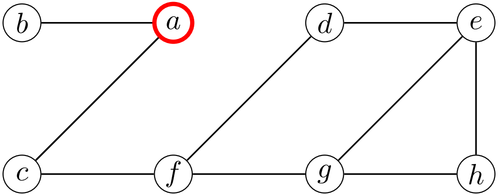
Parcours en profondeur (DFS) pour les graphes connexes

Entrées : graphe $G = (V, E)$ et sommet $r \in V$

début

```
créer pile(S)
pour tous les u ∈ V faire
    marqué[u] ← False
empiler(S, r)
tant que S ≠ ∅ faire
    u ← dépiler(S)
    si marqué[u] = Faux alors
        marqué[u] ← Vrai
        pour tous les uv ∈ E faire
            empiler(S, v)
```

Illustration du parcours en profondeur



$S = [a]$

Version recursive de DFS pour les graphes connexes

Procédure `explorer`(G, u)**:**

  marqué[u] $\leftarrow$ Vrai

  pour tous les $(u, v) \in E(G)$ **faire**

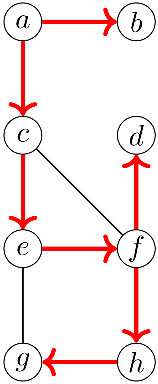
    si marqué[v] $=$ Faux **alors**

      `explorer`(G,v)

Correction de la procédure `explorer`(u)

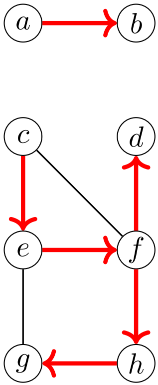
- Il faut montrer que la procédure `explorer`(u) visite tous les sommets atteignables à partir de u.
- Supposons par l'absurde que, à la fin d'exécution de `explorer`(u), il existe un sommet v non marqué.
- Soit P une chaîne de u à v.
- Soit w le dernier sommet sur P (le plus lointain de u) qui est marqué.
- Soit x le successeur de w dans P.
- Contradiction : la procédure `explorer`(w) aurait marqué le sommet x.

Classification des arêtes



- Voici le résultat de l'exécution d'explore sur un graphe, en commençant par le sommet a (et parcourant les arêtes par ordre alphabétique).
- Chaque fois qu'un nouveau sommet v est marqué, soit u le voisin de v
- Il y a une flèche rouge de u vers v si v a été marqué lors d'un appel de $\texttt{explorer}(v)$ a été appelé quand l'algorithme traitait le sommet u.
- Ces arêtes forment un arbre.
- Les autres arêtes sont appelés les arêtes *retour*.

. . . et si le graphe n'est pas connexe ?



Procédure `explorer`(G, u) **:**

> marqué$[u] \leftarrow$ Vrai
> **pour tous les** $(u, v) \in E(G)$ **faire**
> > **si** marqué$[v]$ = Faux **alors**
> > > `explorer`(G, v)

Procédure `DFS`(G) **:**

> **pour tous les** $u \in V(G)$ **faire**
> > marqué$[u] \leftarrow$ Faux
>
> **pour tous les** $u \in V(G)$ **faire**
> > **si** marqué$[u]$ = Faux **alors**
> > > `explorer`(G, u)

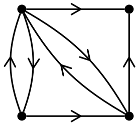
Composantes connexes d'un graphe

- On peut utiliser le parcours en profondeur pour identifier les composantes connexes d'un graphe.

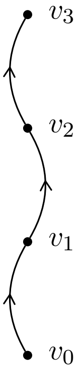
```
Procédure prévisite(u):
    ccnum[u] = cc

Procédure explorer(G, u):
    marqué[u] ← Vrai
    prévisite(u)
    pour tous les (u, v) ∈ E(G)
     faire
        si marqué[v] = Faux alors
            explorer(G,v)

Procédure DFS(G):
    cc ← 0
    pour tous les u ∈ V(G) faire
        marqué[u] ← Faux
    pour tous les u ∈ V(G) faire
        si marqué[u] = Faux alors
            cc ← cc + 1
            explorer(G,u)
```

Graphes orientés

- Un *graphe orienté* est un couple $G = (V, E)$ formé par un ensemble fini V et un sous-ensemble E de V^2.
- Comme pour les graphes non orientés, V est l'ensemble des sommets de G.
- E est l'ensemble d'arcs (arêtes orientés).
- On représente les arcs par des flèches.
- Si $(u, v) \in E$, alors on met une flèche de u vers v ; u est la tête et v la queue de l'arc (u, v).



Chemins (chaînes orientées)

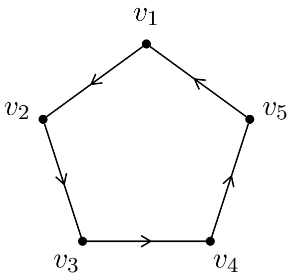


Définition

Un *chemin* dans un graphe orienté $G = (V, E)$ est une suite de la forme $(v_0, e_1, v_1, \ldots, e_k, v_k)$ où

- $v_i \in V$
- $e_i \in E$
- $e_{i+1} = (v_i, v_{i+1})$ pour $i = 0, \ldots, k-1$.
- L'entier k est la *longueur* du chemin.

Circuits (cycles orientées)



Définition

Un *circuit* dans un graphe orienté $G = (V, E)$ est une suite de la forme $(v_0, e_1, v_1, \ldots, e_k, v_0)$ où

- $v_i \in V$
- $e_i \in E$
- $e_{i+1} = (v_i, v_{i+1})$ pour $i = 0, \ldots, k-1$.
- L'entier k est la *longueur* du chemin.

Parcours en profondeur dans les graphes orientés

Entrées : graphe $G = (V, E)$ et sommet $r \in V$

début

  créer pile(S)

  pour tous les $u \in V$ **faire**

    marqué$[u] \leftarrow$ False

  empiler(S, r)

  tant que $S \neq \emptyset$ **faire**

    $u \leftarrow$ dépiler(S)

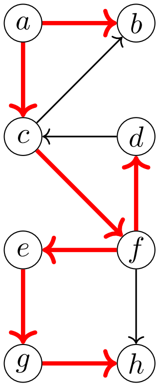
    si marqué$[u] =$ Faux **alors**

      marqué$[u] \leftarrow$ Vrai

      pour tous les $(u, v) \in E$ **faire**

        empiler(S, v)

Parcours en profondeur dans les graphes orientés (version récursive)




```
Procédure explorer(G, u):
    marqué[u] ← Vrai
    pour tous les (u, v) ∈ E(G) faire
        si marqué[v] = Faux alors
            explorer(G,v)

Procédure DFS(G):
    pour tous les u ∈ V(G) faire
        marqué[u] ← Faux
    pour tous les u ∈ V(G) faire
        si marqué[u] = Faux alors
            explorer(G,u)
```

Parcours en profondeur : pré- et post-visites

Procédure `prévisite`(u):
- pre$[s] \leftarrow t$
- $t \leftarrow t+1$

Procédure `explorer`(G, u):
- marqué$[u] \leftarrow$ Vrai
- `prévisite`(u)
- **pour tous les** $(u,v) \in E(G)$ **faire**
  - **si** v non marqué **alors**
    - `explorer`(G,v)
- `postvisite`(u)

Procédure `postvisite`(u):
- post$[s] \leftarrow t$
- $t \leftarrow t+1$

Procédure `DFS`(G):
- $t = 1$
- **pour tous les** $u \in V(G)$ **faire**
  - marqué$[u] \leftarrow$ Faux
- **pour tous les** $u \in V(G)$ **faire**
  - **si** marqué$[u] =$ Faux **alors**
    - `explorer`(G,u)

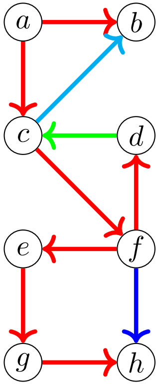
Intervalles imbriqués

Observation (Théorème des parenthèses)

Pour tout sommet u et v, les deux intervalles $[\text{pre}(u), \text{post}(u)]$ et $[\text{pre}(v), \text{post}(v)]$ sont soit disjoints, soit l'un est contenu dans l'autre.

- L'intervalle $[\text{pre}(u), \text{post}(u)]$ représente le temps pendant lequel le sommet u était sur la pile S.
- Si $[\text{pre}(u), \text{post}(u)] \cap [\text{pre}(v), \text{post}(v)] \neq \emptyset$, alors il existe un temps t auquel u et v étaient dans la pile S.
- Si u a été empilé avant v, alors u sera dépilé après v, et donc $\text{pre}(u) < \text{pre}(v) < \text{post}(v) < \text{post}(u)$.
- De même, si v a été empilé avant u, alors $\text{pre}(v) < \text{pre}(u) < \text{post}(u) < \text{post}(v)$.

Classification des arcs (1/3)



Un parcours en profondeur dans un graphe orienté G donne lieu a 4 types d'arcs de G.

On dit que l'arc (u, v) est :

1. un arc *de l'arbre* si u est un parent de v.
2. *avant* si u est un ancêtre (non parent) de v
3. *retour* si v est un ancêtre de u
4. *transverse* dans les autres cas

Classification des arcs (2/3)

- u est un ancêtre de v ssi u est marqué en premier et v est marqué pendant explore(u) ssi $[\text{pre}(u), \text{post}(u)] \supset [\text{pre}(v), \text{post}(v)]$.
- Puisque u est un descendant de v ssi v est un ancêtre de u, (u, v) est un arc retour ssi $[\text{pre}(u), \text{post}(u)] \subset [\text{pre}(v), \text{post}(v)]$.
- Finalement, (u, v) est transverse ssi $[\text{pre}(u), \text{post}(u)] \cap [\text{pre}(v), \text{post}(v)] = \emptyset$.

Classification des arcs (3/3)

- Notons par $[_u \quad]_u$ l'intervalle $[\mathrm{pre}[u], \mathrm{post}[u]]$.
- Voici un résumé des différentes possibilités pour un arc (u, v) :

$$[_u \quad [_v \quad]_v \quad]_u \qquad \text{arcs de l'arbre, avant}$$

$$[_v \quad [_u \quad]_u \quad]_v \qquad \text{arcs retour}$$

$$[_v \quad]_v \quad [_u \quad]_u \qquad \text{arcs trasverses}$$

Remarque

Soit (u, v) un arc. Si $\mathrm{post}(u) < \mathrm{post}(v)$, alors (u, v) est un arc retour.

Complexité du parcours en profondeur

- Chaque sommet n'est exploré qu'une seule fois, grâce au marquage.
- Pendant l'exploration d'un sommet, il y a les étapes suivantes :
  1. marquer le sommet (et éventuellement la pré- et la post-visite).
  2. parcourir les arêtes incidentes à u pour voir si elles mènent à un somment non marqué.
- Cette boucle prend un temps différent pour chaque sommet ; considérons donc tous les sommets ensemble.
- Le temps total de l'étape 1 est alors $O(n)$.
- Dans l'étape 2, chaque arête $uv \in E$ est examinée exactement deux fois — une fois pendant $\texttt{explorer}(u)$ et une fois pendant $\texttt{explorer}(v)$.
- On conclut que la complexité du parcours en profondeur est de $O(m + n)$ (égale à celle du parcours en largeur).

Graphes orientés acycliques

Définition

Un graphe orienté sans circuits est dit *acyclique*.

Observation

Un graphe orienté contient un circuit ssi le parcours en profondeur trouve une arête retour.

Démonstration (1/2)

- Soit G un graphe orienté et soit T l'arbre DFS, avec racine r.
- Supposons que (u, v) est un arc retour.
- v est donc un ancêtre de u ; il existe un chemin P de v à u dans T.
- P et l'arc (u, v) forment un circuit.

Graphes orientés acycliques (DAG [1])

Démonstration (2/2)

- Inversement, si le graphe possède un cycle $C = (v_1, v_2, \ldots, v_k, v_1)$, soit v_i le premier sommet visité de C.
- Tous les autres sommets v_j de C sont atteignables à partir de v_i et seront donc ses descendants dans T.
- En particulier, l'arc (v_{i-1}, v_i) (ou (v_k, v_1) au cas où $i = 1$) est un arc retour.

1. Pour *directed acyclic graph*

À quoi ça sert. . . ?

- Les DAG permettent de modéliser des relations telles que :
  - les causalités
  - les hiérarchies
  - les dépendances temporelles
- Par exemple, supposons que vous deviez effectuer de nombreuses tâches, mais que certaines d'entre elles ne puissent pas commencer avant que d'autres ne soient terminées.
- La question qui se pose alors est de savoir quel est l'ordre valide dans lequel les tâches doivent être accomplies.

L’existence d’un bon ordre

- De telles contraintes sont commodément représentées par un graphe orienté dans lequel chaque tâche est un sommet, et il existe un arc de u à v si u est une *précondition* pour v.
- En d’autres termes, avant d’exécuter une tâche, toutes les tâches qui y sont liées doivent être achevées.
- Si ce graphe orienté comporte un circuit, il n’y a pas de solution.
- Si par contre le graphe est un DAG, on aimerait ordonner les sommets de sorte que chaque arête aille d’un sommet antérieur à un sommet postérieur, afin que toutes les contraintes de precédence soient satisfaites.