Sauf mention contraire, $G = (S, A)$ est un graphe orienté, $n = |S|$ et $p = |A|$.

# I Généralités

**Définition : Chemin, distance**

Soient $u, v \in S$.

- Un chemin de $u$ à $v$ est une suite de sommets $u = u_0, u_1, \dots, u_k = v$ telle que $\forall i \in [\![0, ..., k-1]\!]$, $(u_i, u_{i+1}) \in A$.
- Le poids d'un chemin $C$, noté $p(C)$, est la somme des poids de ses arêtes.
- Un chemin de $u$ à $v$ est un plus court chemin s'il n'existe pas de chemin de $u$ à $v$ de poids plus petit.
- La distance $d(u, v)$ est le poids d'un plus court chemin de $u$ à $v$.
  Autrement dit : $d(u, v) = \inf\{p(C) \mid C \text{ est un chemin de } u \text{ à } v\}$.
  S'il n'existe pas de chemin de $u$ à $v$, on pose $d(u, v) = +\infty$.
  S'il y a un cycle de poids négatif, on peut avoir $d(u, v) = -\infty$.

Problème 1

**Entrée :** Graphe orienté $G = (S, A)$ pondéré par $p : A \to \mathbb{R}^+$, $s \in S$
**Sortie :** Tableau `d` tel que `d[v]` $= d(s, v)$

Problème 2

**Entrée :** Graphe non-orienté $G = (S, A)$ pondéré par $p : A \to \mathbb{R}^+$, $s \in S$
**Sortie :** Tableau `d` tel que `d[v]` $= d(s, v)$

**Théorème**

Supposons que l'on puisse résoudre le problème 1 en complexité $O(f(n, p))$.
Alors on peut résoudre le problème 2 en complexité $O(f(n, p))$.

Preuve :

**Théorème : Inégalité triangulaire**

Soit $u, v, w \in S$. Alors :

$$d(u, v) \leq d(u, w) + d(w, v)$$

Preuve :

**Théorème : Sous-optimalité des plus courts chemins**

Soit $C$ un plus court chemin de $u$ à $v$ et $u'$, $v'$ deux sommets de $C$.
Alors le sous-chemin $C'$ de $C$ de $u'$ à $v'$ est aussi un plus court chemin.

Preuve :

**Théorème**

Soient $u, v, w \in S$. Alors :

$$d(u, v) = \min_{(w,v)\in A} d(u, w) + p(w, v)$$

Preuve :

Remarques :

- Cette équation n'est pas utilisable en l'état car calculer $d(u, v)$ est aussi difficile que calculer $d(u, w)$.
- Pour la rendre utilisable, on peut ajouter un paramètre supplémentaire : nombre d'arêtes (Bellman-Ford) ou numéros des sommets utilisables (Floyd-Warshall).

# II Parcours en largeur

Un parcours en largeur permet de résoudre le problème suivant, en parcourant les sommets par distance croissante depuis $s$ :

**Entrée :** $G = (S, A)$ avec des poids unitaires, $s \in S$
**Sortie :** Tableau `d` tel que `d[v]` $= d(s, v)$

Complexité :

- $\mathrm{O}(n + p)$ si $G$ est représenté par une liste d'adjacence.
- $\mathrm{O}(n^2)$ si $G$ est représenté par une matrice d'adjacence.

```
int* bfs(int s, int n, int** g) {
// g est une matrice d'adjacence avec n sommets
    int* d = malloc(n * sizeof(int));
    for(int i = 0; i < n; i++) d[i] = -1;
    d[s] = 0;
    int* q = malloc(n * sizeof(int)); // file
    int deb = 0, fin = 1;
    q[fin] = s;
    while (deb < fin) {
        int u = q[deb++];
        for(int v = 0; v < n; v++)
            if(g[u][v] && d[v] == -1) {
                d[v] = d[u] + 1;
                q[fin++] = v;
            }
    }
    free(q);
    return d;
}
```

# III Graphe orienté acyclique (HP)

**Entrée :** $G = (S, A)$ acyclique et $s \in S$
**Sortie :** Tableau `d` tel que `d[v]` $= d(s, v)$

Résolution en $\mathrm{O}(n + p)$ :

1. Calculer un tri topologique des sommets avec l'algorithme de Kosaraju.
2. Calculer les distances dans l'ordre topologique, en utilisant :

$$d(s, v) = \min_{(u,v) \in A} d(s, u) + p(u, v)$$

```c
int* sp_dag(int s, int** g, int n) {
// g[i][j] = poids de l'arc i -> j ou 0 si pas d'arc
    int* d = malloc(n * sizeof(int));
    for(int i = 0; i < n; i++) d[i] = -1;
    d[s] = 0;
    int* tri = tri_topologique(g, n);
    for(int i = 0; i < n; i++) {
        int v = tri[i];
        for(int j = 0; j < i; j++) {
            int u = tri[j];
            if(g[u][v] && (d[v] == -1 || d[v] > d[u] + g[u][v]))
                d[v] = d[u] + g[u][v];
        }
    free(tri);
    return d;
}
```

# IV Algorithme de Dijkstra

Algorithme de Dijkstra

**Entrée :** $G = (S, A)$ pondéré par $p : A \to \mathbb{R}^+$, $s \in S$
**Sortie :** Tableau `d` tel que `d[v]` $= d(s, v)$

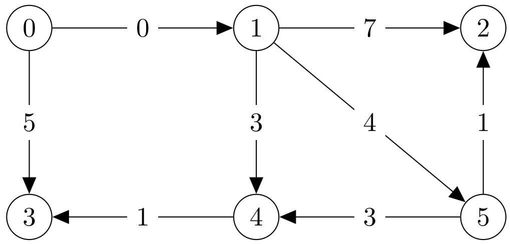
`q` $\leftarrow$ file de priorité contenant tous les sommets
`d` $\leftarrow [\infty, ..., \infty]$
`d[s]` $\leftarrow 0$
**Tant que** `q` $\neq \emptyset$ **:**
    Extraire `u` de `q` tel que `d[u]` soit minimum
    **Pour** tout voisin `v` de `u` **:**
        **Si** `d[u] + p(u, v) < d[v]` **:**
            `d[v]` $\leftarrow$ `d[u] + p(u, v)`
**Renvoyer** `d`

Comme dans le parcours en largeur, on calcule les distances par ordre croissant depuis $s$.

On a l'invariant suivant :

- $\forall v \notin$ `q` : `d[v]` $= d(s, v)$.
- $\forall v \in$ `q` : `d[v]` $= \min_{u \notin q} d(s, u) + p(u, v)$.

**Exercice 1.**
Appliquer l'algorithme de Dijkstra depuis $s = 0$ sur le graphe suivant, en mettant à jour les valeurs `d[v]` à côté de chaque sommet `v` :




<u>Complexité de Dijkstra si `q` est implémenté par un tas</u> :

- $n$ extractions du minimum : $\mathrm{O}(n\log(n))$
- au plus $p$ mises à jour : $\mathrm{O}(p\log(n))$

<u>Total</u> : $\mathrm{O}(n\log(n)) + \mathrm{O}(p\log(n)) = \boxed{\mathrm{O}(p\log(n))}$.

Au lieu de mettre à jour le tas, on peut ajouter la nouvelle valeur au tas (qui peut donc contenir plusieurs fois le même sommet).

```ocaml
let dijkstra g p s =
  let n = Array.length g in
  let q = create () in
  let d = Array.make n max_int in
  add q s 0;
  while not (is_empty q) do
    let u, du = extract_min q in
    if d.(u) = max_int then (
        d.(u) <- du;
        List.iter (fun v -> add q v (du + p u v)) g.(u)
    )
  done;
  d
```

où on suppose avec une structure de file de priorité min avec les fonctions `create`, `add`, `is_empty` et `extract_min`.

# V Algorithme A$^*$

<u>Principe de l'algorithme A$^*$</u> :

1. Définir une heuristique $h$ telle que $h(v)$ soit une estimation de la distance de $v$ à $t$.
2. Modifier l'algorithme de Dijkstra en utilisant `d[u] + p(u, v) + h(v)` comme priorité, au lieu de `d[u] + p(u, v)`.

L'algorithme A$^*$ visite donc en priorité les sommets $v$ tels que $h(v)$ est petit.

**Algorithme A***

**Entrée :** $G = (S, A)$ pondéré par $p : A \to \mathbb{R}^+$, $s, t \in S$ et $h : S \to \mathbb{R}^+$ une heuristique cohérente
**Sortie :** La distance $d(s, t)$ de $s$ à $t$

```
q ← file de priorité vide
Ajouter s à q avec priorité 0
d ← [∞, ..., ∞]
Tant que d[t] = ∞ :
    Extraire u de q de priorité minimum du
    Si d[u] = ∞ :
        d[u] ← du
        Pour tout voisin v de u :
            Ajouter v à q avec priorité d[u] + p(u, v) + h(v)
Renvoyer d[t]
```

**Définition : Heuristique**

Une heuristique $h$ est dite :
- Admissible si $h(v) \leq d(v, t)$ pour tout $v \in S$.
- Cohérente (ou : monotone) si $h(v) \leq p(u, v) + h(u)$ pour tout $(u, v) \in A$.

**Théorème : (Admis)**

- Si $h$ est admissible alors A* renvoie la distance de $s$ à $t$.
- Si $h$ est admissible et cohérente et si la file de priorité q est implémentée avec un tas, alors A* renvoie la distance de $s$ à $t$ en complexité $\mathrm{O}(p \log(n))$.

On n'a donc théoriquement rien gagné en complexité par rapport à Dijkstra, mais en choisissant bien $h$ on peut réduire le nombre de sommets explorés en pratique.
Idéalement, une heuristique doit être rapide à calculer ($\mathrm{O}(1)$), admissible, cohérente et proche de la distance réelle (ce qui permet de se rapprocher plus rapidement de $t$).
Exemples :

- $h = 0$ : on retrouve l'algorithme de Dijkstra.
- $h : v \mapsto d(v, t)$ : on parcourt exactement le plus court chemin de $s$ à $t$ mais on ne connaît pas $d(v, t)$ (c'est ce qu'on cherche).
- Distance euclidienne : si $v, t \subset \mathbb{R}^k$, $h(v) = \sqrt{\sum_{i=1}^{k} (v_i - t_i)^2}$.
- Distance de Manhattan : si $v, t \subset \mathbb{R}^k$, $h(v) = \sum_{i=1}^{k} |v_i - t_i|$.

**Exercice 2.**
Montrer que l'algorithme A* ne renvoie pas nécessairement la distance de $s$ à $t$ si $h$ n'est pas admissible.

# VI Algorithme de Bellman-Ford (HP)

L'algorithme de Bellman-Ford permet de résoudre le problème suivant par programmation dynamique :

**Entrée :** $G = (S, A)$ pondéré par $p : A \to \mathbb{R}$, $s \in S$
**Sortie :** Tableau `d` tel que `d[v]` $= d(s, v)$

**Théorème**

Soit $d_k(v)$ le poids minimum d'un chemin de $s$ à $v$ utilisant au plus $k$ arêtes. Alors :

$$d_{k+1}(v) = \min_{(u,v) \in A} d_k(u) + w(u, v)$$

Si $G$ ne contient pas de cycle de poids négatif alors $d_{n-1}(v) = d(v)$.

Remarque : on peut détecter un cycle de poids négatif en testant si $d_n(v) < d_{n-1}(v)$.
Preuve :

Parcourir tous les sommets puis tous les arcs (`u`, `v`) entrants dans `v` revient à parcourir tous les arcs du graphe. Comme de plus on a juste besoin de stocker $d[...][k-1]$ pour calculer $d[...][k]$ :

Algorithme de Bellman-Ford

**Entrée :** $G = (S, A)$ pondéré par $p$ et $s \in S$.
**Sortie :** `d` tel que `d[v]` soit la distance de $s$ à $v$.

```
d ← [∞, ..., ∞]
d[s] ← 0
Pour k ∈ ⟦0, n − 2⟧ :
    Pour (u, v) ∈ A :
        d[s] ← min(d[v], d[u] + p(u, v))
Renvoyer d
```

Complexité : $\mathrm{O}(np)$ si $G$ est représenté par une liste d'adjacence.

```c
int* bellman_ford(int s, int** g, int n) {
// g[i][j] = p si (i, j) est un arc de poids p, infini sinon
    int* d = malloc(n * sizeof(int));
    for(int i = 0; i < n; i++) d[i] = i == s ? 0 : -1;
    for(int k = 0; k < n - 1; k++)
        for(int u = 0; u < n; u++)
            for(int v = 0; v < n; v++) {
                int x = d[u] + g[u][v];
                if(g[u][v] != 0 && (d[v] == -1 || d[v] > x))
                    d[v] = x;
            }
    return d;
}
```

# VII Algorithme de Floyd-Warshall

**Théorème**

Soit $d_k(u, v)$ la longueur d'un plus court chemin de $u$ à $v$ n'utilisant que des sommets intermédiaires de numéro $< k$ ($\infty$ s'il n'existe pas). Alors :

$$d_{k+1}(u, v) = \min(d_k(u, v), d_k(u, k) + d_k(k, v))$$

Si $G$ ne contient pas de cycle de poids négatif alors $d_n(u, v) = d(u, v)$.

Preuve :

Remarques :

- Comme pour Bellman-Ford, on peut utiliser une matrice $d[u][v]$ pour stocker la dernière valeur calculée de $d_k(u, v)$.
- On peut détecter un cycle de poids négatif en testant s'il existe $u$ tel que $d_n(u, u) < 0$.
- Si $G$ est représenté par matrice d'adjacence pondérée, on peut l'utiliser pour stocker $d_k(u, v)$ et initialiser $d_0(u, v)$.

**Algorithme de Floyd-Warshall**

**Entrée :** $G = (S, A)$ pondéré par $p$
**Sortie :** Matrice `d` telle que `d[u][v]` = distance de $u$ à $v$

Initialiser `d[u][v]` à 0 si $u = v$ et à $p(u, v)$ sinon

**Pour** $k \in S$ **:**
  **Pour** $u \in S$ **:**
    **Pour** $v \in S$ **:**
      $d[u][v] = \min(d[u][v], d[u][k] + d[k][v])$
**Renvoyer** `d`

Remarque : Contrairement aux autres algorithmes, Floyd-Warshall calcule les distances depuis n'importe quel sommet à n'importe quel autre sommet.
Complexité : $O(n^3)$ si $G$ est représenté par une matrice d'adjacence.

Si $G$ est représenté par matrice d'adjacence pondérée, on peut l'utiliser pour stocker $d_k(u, v)$ et initialiser $d_0(u, v)$ :

```c
void floyd_warshall(int n, int** g, int n) {
// g[i][j] = p si (i, j) est un arc de poids p, infini sinon
for(int k = 0; k < n; k++)
    for(int u = 0; u < n; u++)
        for(int v = 0; v < n; v++) {
            int x = g[u][k] + g[k][v];
            if(x < g[u][v])
                g[u][v] = x;
        }
}
```