

IFT436 – Algorithmes et structures de données  
Université de Sherbrooke

## Examen final

Enseignant: Michael Blondin  
Date: mercredi 22 décembre 2021  
Durée: 3 heures

### Directives:

- Vous devez répondre aux questions dans le **cahier de réponses**, et *non* sur ce questionnaire;
- **Une seule feuille** de notes au format  $8\frac{1}{2}'' \times 11''$  est permise;
- Les **fiches récapitulatives** des chapitres 5 à 8 se trouvent à la fin de ce questionnaire;
- **Aucun matériel additionnel** n'est permis;
- **Aucun appareil électronique** (calculatrice, téléphone, montre intelligente, etc.) n'est permis;
- Vous devez donner **une seule réponse** par sous-question;
- L'examen comporte **5 questions** sur **9 pages** valant un total de **50 points**;
- La correction se base notamment sur la **clarté**, l'**exactitude** et la **concision** de vos réponses, ainsi que sur la **justification** pour les questions qui en requièrent une;
- Les indices d'une séquence **débutent à 1**; autrement dit,  $s = [s[1], s[2], \dots, s[n]]$  si  $n = |s|$ .

### Question 1: analyse d'algorithmes récursifs

Un artiste a produit quatre exemplaires de  $n$  œuvres. Un exemplaire de l'œuvre  $i$  vaut  $v[i]$  dollars et possède une aire de  $a[i]$  cm<sup>2</sup>. L'artiste désire minimiser la superficie de son kiosque du marché de Noël de Sherbrooke, mais en étant en mesure d'obtenir au moins  $b$  dollars en vendant tout ce qu'il y exposera. Formellement, il cherche donc à identifier des valeurs  $x[1], \dots, x[n] \in [0..4]$  qui minimisent  $a[1] \cdot x[1] + \dots + a[n] \cdot x[n]$  tout en satisfaisant  $v[1] \cdot x[1] + \dots + v[n] \cdot x[n] \geq b$ . Une informaticienne lui propose cet algorithme:

---

**Entrées:** deux séquences  $v$  et  $a$  de  $n \geq 0$  entiers positifs, et un entier positif  $b$

**Résultat:** aire minimale

aire-min( $v, a, b$ ):

```

résoudre( $i, aire, valeur$ ):
    si  $i = n + 1$  alors
        si  $valeur \geq b$  alors retourner  $aire$ 
        sinon retourner  $\infty$ 
    sinon
         $m \leftarrow \infty$ 
        pour  $q \in [0..4]$ 
             $m \leftarrow \min(m, \text{résoudre}(i + 1, aire + a[i] \cdot q, valeur + v[i] \cdot q))$ 
        retourner  $m$ 
retourner résoudre(1, 0, 0)

```

---

- (a) Donnez une récurrence linéaire  $t$  où  $t(n)$  dénote le nombre d'opérations élémentaires exécutées par l'appel initial « résoudre(1, 0, 0) » par rapport à  $n$ . Considérez ces opérations élémentaires: 2,5 pts

- arithmétique: +, ·, min, etc.;
- affectations;
- comparaisons: =, ≥, etc.;
- accès aux éléments d'une séquence.

$$t(n) = \begin{cases} 3 & \text{si } n = 0, \\ 5 \cdot t(n-1) + \underbrace{48}_{3+5 \cdot 9} & \text{sinon.} \end{cases}$$

- (b) Identifiez la forme close de  $t$ . Vous n'avez pas à identifier les valeurs des constantes, mais vous devez indiquer le système d'équations que vous auriez à résoudre pour les identifier. Laissez une trace de votre démarche. 3 pts

La récurrence linéaire non homogène  $t(n) - 5 \cdot t(n-1) = 48 \cdot 1^n$  mène au polynôme  $(x^1 - 5)(x - 1)$ . La forme close est donc  $t(n) = c_1 \cdot 5^n + c_2 \cdot 1^n$ . On obtient le système:

$$\begin{aligned} t(0) &= 3 = c_1 + c_2 \\ t(1) &= 63 = 5c_1 + c_2 \end{aligned}$$

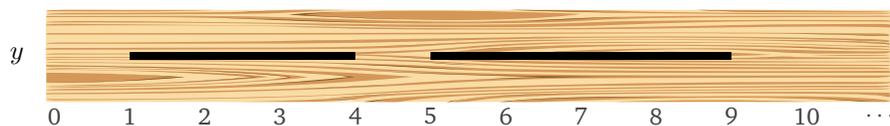
- (c) Expliquez comment améliorer l'algorithme à l'aide d'une forme d'élagage. 2,5 pts

*Sol. 1:* si valeur + 4 · (v[i] + ... + v[n]) < b, on ne poursuit pas car impossible d'obtenir ≥ b.

*Sol. 2:* si valeur ≥ b, on ne poursuit pas car ajouter des exemplaires augmentera l'aire.

## Question 2: diviser-pour-régner

Considérons une machine-outil à commande numérique. Sa librairie logicielle permet notamment de découper une séquence de traits dans une planche de bois. Formellement, un *trait* est une paire  $(g, d) \in \mathbb{N}^2$  où  $g < d$  indiquent le côté gauche et droite. Par exemple, sur entrée  $s = [(1, 3), (5, 7), (2, 4), (6, 9)]$ , la machine effectue cette découpe, où  $y$  est la position verticale actuelle de l'outil:



Sur cette entrée  $s$ , la machine effectue des découpages superflus, par ex. après avoir découpé le trait  $(1, 3)$ , il n'est pas nécessaire de découper  $(2, 4)$  en entier car  $(2, 3)$  a déjà été retiré de la planche. Comme la machine est lente, nous cherchons à implémenter un algorithme réduire qui retire les chevauchements d'une séquence de traits (avant de les envoyer à la machine). Par exemple,  $\text{réduire}(s)$  peut retourner  $[(1, 4), (5, 9)]$ .

- (a) Complétez le pseudocode ci-dessous: 7 pts

**Entrée:** une séquence  $s$  de traits

**Résultat:** une séquence de traits sans chevauchements équivalente à  $s$

réduire( $s$ ):

```

si  $|s| \leq 1$  alors
  | retourner  $s$ 
sinon
  |  $m \leftarrow |s| \div 2$ 
  |  $x \leftarrow$  réduire( $s[1:m]$ )
  | /* Complétez ce segment */
  | /* de pseudocode (sur autant de lignes que nécessaire) */

```

Afin de rendre votre code moins cryptique, utilisez au besoin ces fonctions auxiliaires, où  $t$  est un trait:

gauche( $t$ ):

```

| retourner  $t[1]$ 

```

droite( $t$ ):

```

| retourner  $t[2]$ 

```

réduire( $s$ ):

```

si  $|s| \leq 1$  alors
  | retourner  $s$ 
sinon
  |  $m \leftarrow |s| \div 2$ 
  |  $x \leftarrow$  réduire( $s[1:m]$ )
  |  $y \leftarrow$  réduire( $s[m+1:n]$ )
  | // fusionner séquences
  |  $z \leftarrow []$ 
  |  $i \leftarrow 1; j \leftarrow 1$ 
  | tant que  $i \leq |x| \wedge j \leq |y|$ 
  |   | si gauche( $x[i]$ ) > gauche( $y[j]$ ) alors // premier trait d'abord
  |     |  $x \leftrightarrow y$ 
  |     |  $i \leftrightarrow j$ 
  |   | si droite( $x[i]$ ) < gauche( $y[j]$ ) alors //  $x[i]$  et  $y[j]$  sont disjoints
  |     | ajouter  $x[i]$  à  $z$ 
  |     |  $i \leftarrow i + 1$ 
  |   | sinon si droite( $x[i]$ ) = gauche( $y[j]$ ) alors //  $x[i]$  et  $y[j]$  sont contigus
  |     |  $y[j] \leftarrow$  (gauche( $x[i]$ ), droite( $y[j]$ ))
  |     |  $i \leftarrow i + 1$ 
  |   | sinon si droite( $x[i]$ ) ≥ droite( $y[j]$ ) alors //  $x[i]$  contient  $y[j]$ 
  |     |  $j \leftarrow j + 1$ 
  |   | sinon //  $x[i]$  et  $y[j]$  s'entrecoupent
  |     |  $y[j] \leftarrow$  (droite( $x[i]$ ), droite( $y[j]$ ))
  | // ajouter traits restants
  | retourner  $z + x[i:|x|] + y[j:|y|]$ 

```

- (b) Nous disons qu'un trait  $(a, b)$  contient un point  $x$  si  $x \in [a..b]$ . Par exemple, le trait  $(5, 7)$  contient 5, 6 et 7. 2 pts  
Complétez cet algorithme:

**Entrées:** une séquence  $s$  de traits triés et sans chevauchements, et  $x \in \mathbb{N}$

**Résultat:** vrai s'il y a un trait de  $s$  qui contient  $x$ , faux sinon

contient( $s, x$ ):

```

contient'(lo, hi):
  si lo = hi alors
    /* à compléter */
  sinon
    i ← (lo + hi) ÷ 2
    si x ≤ droite(s[i]) alors
      retourner contient'(lo, i)
    sinon
      /* à compléter */
retourner contient'(1, |s|)

```

```

contient(s, x):
  contenant'(lo, hi):
    si lo = hi alors
      retourner gauche(s[lo]) ≤ x ≤ droite(s[lo])
    sinon
      i ← (lo + hi) ÷ 2
      si x ≤ droite(s[i]) alors
        retourner contenant'(lo, i)
      sinon
        retourner contenant'(i + 1, hi)
  retourner contenant'(1, |s|)

```

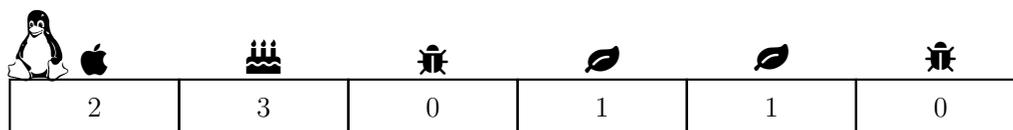
- (c) Quel est le temps d'exécution asymptotique des algorithmes obtenus en (a) et (b) dans le pire cas? Vous pouvez supposer que  $|s|$  est une puissance de deux. Justifiez. 3 pts

(a) Le temps s'exprime par  $t(n) = 2 \cdot t(n \div 2) + f(n)$  où  $f \in \mathcal{O}(n)$ . Par le théorème maître, avec  $b = c = 2$  et  $d = 1$ , on obtient  $t \in \mathcal{O}(n \log n)$ .

(b) Le temps s'exprime par  $t(n) = t(n \div 2) + f(n)$  où  $f \in \mathcal{O}(1)$ . Par le théorème maître, avec  $b = 2$ ,  $c = 1$  et  $d = 0$ , on obtient  $t \in \mathcal{O}(\log n)$ .

### Question 3: force brute et programmation dynamique

Considérons un jeu où Tux se déplace vers la droite sur une banquise de  $n$  blocs. Le bloc  $i$  lui permet de sauter jusqu'au bloc  $i + s[i]$  (grâce à de la nourriture qui lui offre momentanément une dose d'énergie). Par exemple, considérons la banquise ci-dessous. Sur le premier bloc, Tux peut se rendre en un seul saut au bloc 2 ou au bloc 3 (car  $i = 1$  et  $s[1] = 2$ ). Tux débute à la case 1 et désire atteindre la case  $n$  avec le moins de sauts possible.



Formellement, une banquise est représentée par une séquence  $s$  d'entiers non négatifs, par ex.  $s = [2, 3, 0, 1, 1, 0]$  ci-dessus. Remarquons qu'il est possible que Tux ne puisse pas se rendre à la case  $n$ , par ex. si  $s[1] = 0$ . De plus, la valeur du dernier bloc n'influence pas le parcours puisque Tux a terminé (c'est de la pure gourmandise).

- (a) Afin d'identifier le nombre de sauts minimal que Tux doit effectuer pour se rendre à la case  $n$ , nous pourrions explorer exhaustivement *tous* les parcours possibles. Cette procédure fonctionnerait-elle en temps polynomial dans le pire cas par rapport à  $n$ ? Justifiez. 3 pts

Non.

*Sol. 1:* Si  $s = [2, \dots, 2]$ , il y a 2 façons de traverser 2 blocs:  $[1, 1]$  ou  $[2]$ . Il y a donc  $\geq 2^{n/2}$  parcours.

*Sol. 2:* Si  $s = [2, \dots, 2]$ , il y a au moins 2 façons de traverser 3 blocs:  $[1, 2]$  ou  $[2, 1]$ . Il y a donc  $\geq 2^{n/3}$  parcours.

*Sol. 3:* Si  $s = [2, \dots, 2]$ , le nombre de parcours est décrit par la suite de Fibonacci  $f(n) = f(n-1) + f(n-2)$ , qui est exponentielle.

*Sol. 4:* Si  $s = [n-1, \dots, 1, 0]$ , le nombre de parcours est décrit par  $f(n) = f(n-1) + \dots + f(0)$ , et ainsi par la suite exponentielle  $1, 1, 2, 4, 8, 16, 32, \dots$

- (b) Quel est le nombre de sauts minimal pour la banquise  $[2, 3, 0, 1, 1, 0]$ ? Justifiez. 2 pts

Trois sauts.

*Sol. 1:* Tux doit éviter le bloc 3, car autrement il est bloqué. Tux doit donc sauter au bloc 2. Ensuite, il peut sauter au bloc 4 ou 5. Le bloc 4 doit obligatoirement passer par le bloc 5, donc on a intérêt à y aller directement.

*Sol. 2:* Soit  $T[i]$  le nombre de sauts minimal à partir du bloc  $i$ . On a  $T[i] = \min\{1 + T[i+j] : 1 \leq j \leq s[i]\}$  où  $T[n] = 0$  et les positions invalides valent  $\infty$ . On obtient donc **3** car  $T = [3, 2, \infty, 2, 1, 0]$ .

- (c) Donnez un algorithme, décrit sous forme de pseudocode, qui identifie le nombre de sauts minimal pour une banquise de  $n$  blocs en temps polynomial. Justifiez le temps d'exécution. 5 pts

*Sol. 1:*

```

sauts(s):
    initialiser un tableau T[1..n] avec ∞
    T[n] ← 0
    pour i de n-1 à 1
        pour k de i+1 à min(i+s[i], n)
            T[i] ← min(T[i], 1+T[k])
    retourner T[1]

```

L'initialisation se fait en temps  $\mathcal{O}(n)$ . Comme les autres opérations sont élémentaires et qu'on exécute deux boucles imbriquées au plus  $n$  fois chacune, on obtient  $\mathcal{O}(n^2)$  au total.

*Sol. 2:* Même idée, mais vers l'avant.

*Sol. 3-4:* Mêmes idées, mais en procédant récursivement et en utilisant la mémorisation.

- (d) Expliquez, en mots et/ou avec du pseudocode, comment adapter l'algorithme afin d'identifier une séquence 2 pts

de sauts qui mène à une solution minimale.

*Sol. 1:* Lors du calcul de  $T[i]$ , on mémorise  $k - i$  tel que  $T[i] = 1 + T[k]$ . Cela permet de construire la séquence de sauts à partir de  $T[0]$ .

*Sol. 2:* Même idée mais en rebroussant chemin à partir de  $T[n]$ .

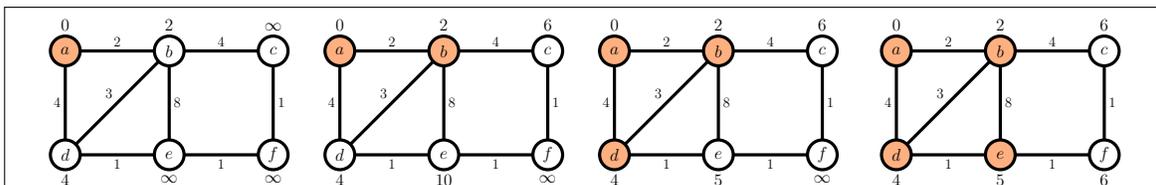
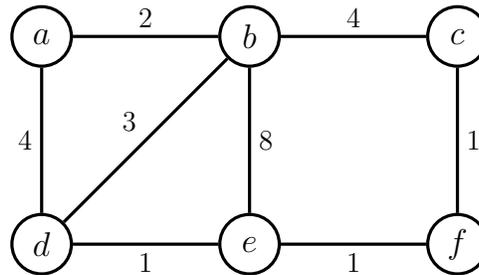
*Sol. 3–4:* Mêmes idées mais récursivement.

#### Question 4: plus courts chemins

- (a) Expliquez comment traduire le problème de la question 3 en un problème de plus court chemin. Indiquez, en mots, comment obtenir le graphe résultant et les sommets de départ et d'arrivée. 2,5 pts

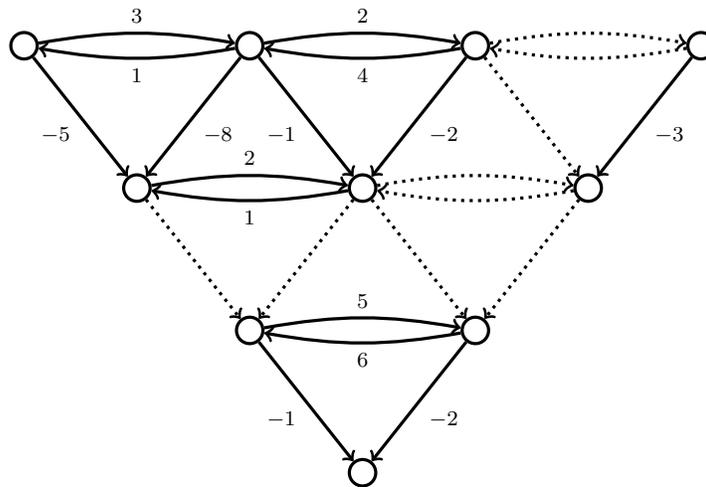
On cherche la distance du sommet 1 vers le sommet  $n$  dans le graphe dirigé  $\mathcal{G} = (V, E)$  où  $V := \{1, \dots, n\}$ ,  $E := \{(i, j) : 1 \leq i \leq j \leq \min(i + s[i], n)\}$ , et chaque arête est pondérée par 1.

- (b) Exécutez l'algorithme de Dijkstra sur le graphe pondéré ci-dessous afin de déterminer la longueur d'un plus court chemin de  $a$  vers  $f$ . Arrêtez l'exécution *dès que possible*. Laissez une trace des itérations effectuées en indiquant les sommets marqués et les distances partielles identifiées. 3 pts



À la prochaine itération, on peut marquer  $c$  ou  $f$  (même valeur: 6). On s'arrête donc en marquant  $f$ .

(c) Considérons une carte triangulaire, avec  $n$  cases de départ et une case d'arrivée, organisée de cette façon: 2,5 pts



Plus précisément, l'étage du haut possède  $n$  cases, et chaque étage subséquent en possède une de moins. Sur chaque étage on peut se déplacer librement de gauche à droite avec un coût positif. De plus, on peut descendre vers une case adjacente avec un coût négatif (mais pas remonter). On cherche à identifier une case de départ sur l'étage du haut qui minimise le coût d'atteindre la case tout en bas. Afin d'y arriver, est-ce plus efficace d'utiliser l'algorithme de Floyd–Warshall; l'algorithme de Dijkstra pour chaque case de départ; ou l'algorithme de Bellman–Ford pour chaque case de départ? Justifiez.

Rappel: leurs temps d'exécution, tels qu'analysés en classe, appartiennent à  $\Theta(|V|^3)$ ,  $\mathcal{O}(|V| \log |V| + |E|)$  et  $\Theta(|V| \cdot |E|)$  respectivement.

**Sol. 1:** On ne peut pas utiliser l'algorithme de Dijkstra comme il y a des poids négatifs. On a  $|V| = n(n+1)/2 \in \Theta(n^2)$  et  $2(|V| - 1) \leq |E| \leq 4|V|$ . Les temps d'exécution sont de  $\Theta((n^2)^3) = \Theta(n^6)$  et  $\Theta(n \cdot n^4) = \Theta(n^5)$ . L'algo. de Bellman-Ford est donc préférable.

**Sol. 2 (même chose avec autre notation):** On a  $2(|V| - 1) \leq |E| \leq 4|V|$ . Les temps d'exécution sont de  $\Theta(|V|^3)$  et  $\Theta(\sqrt{|V|} \cdot |V| \cdot |V|) = \Theta(|V|^{2.5})$ . L'algo. de Bellman-Ford est donc préférable.

**Question 5: algorithmes probabilistes**

Il n'est pas nécessaire d'évaluer vos résultats numériquement; des expressions symboliques suffisent.

Nous disons qu'une séquence  $s$  de  $n$  entiers est *triangulaire* si:

- $n$  est un multiple de 6;
- $s$  contient  $(1/6)n$  occurrences d'un nombre  $a$ ,  $(2/6)n$  occurrences d'un nombre  $b$ , et  $(3/6)n$  occurrences d'un nombre  $c$ ,
- $a \neq b$ ,  $a \neq c$  et  $b \neq c$ .

Par exemple, la séquence  $s = [20, 10, 15, 20, 20, 10]$  est triangulaire. Considérons ces deux algorithmes probabilistes qui cherchent à identifier le minimum d'une séquence triangulaire:

---

**Entrée:** séquence triangulaire  $s$  de taille  $n \in \mathbb{N}_{\geq 6}$

**Résultat:**  $\min(s)$

triangulaireA( $s$ ):

**faire**

**choisir**  $i \in [1..n]$  aléatoirement de façon uniforme

**choisir**  $j \in [1..n]$  aléatoirement de façon uniforme

**choisir**  $k \in [1..n]$  aléatoirement de façon uniforme

**tant que**  $|\{s[i], s[j], s[k]\}| \neq 3$

    // trois valeurs distinctes?

**retourner**  $\min(s[i], s[j], s[k])$

---

**Entrée:** séquence triangulaire  $s$  de taille  $n \in \mathbb{N}_{\geq 6}$

**Résultat:**  $\min(s)$

triangulaireB( $s$ ):

**faire 100 fois**

**choisir**  $i \in [1..n]$  aléatoirement de façon uniforme

**choisir**  $j \in [1..n]$  aléatoirement de façon uniforme

**si**  $|\{s[1], s[i], s[j]\}| = 3$  **alors**

**retourner**  $\min(s[1], s[i], s[j])$

    // trois valeurs distinctes?

**retourner**  $s[1]$

---

Pour chacun des algorithmes triangulaireA et triangulaireB:

(a) Dites s'il est de Las Vegas ou de Monte Carlo. Expliquez pourquoi.

3 pts

triangulaireA: *Las Vegas* puisqu'il est toujours correct (on quitte la boucle avec  $\{a, b, c\}$ ), mais que la boucle peut être arbitrairement longue (par ex. en pigeant  $i = j = k$  continuellement).

triangulaireB: *Monte Carlo* car son temps est toujours de  $\mathcal{O}(1)$  (au plus 100 itérations), et car il peut se tromper (par ex. si  $s[1]$  n'est pas le minimum et qu'on pige  $i = j = 1$  chaque fois).

(b) Selon votre réponse en (a), identifiez la probabilité d'erreur ou le temps espéré de l'algorithme. Justifiez. 7 pts

triangulaireA: On quitte une itération si les trois valeurs sont distinctes, ainsi avec probabilité

$$p = \underbrace{3!}_{\text{\# d'ordonnements}} \cdot (1/6 \cdot 2/6 \cdot 3/6) = 1/6.$$

Le nombre d'itérations espéré est donc de  $1/p = 6$  (loi géométrique). Puisque les opérations sont toutes élémentaires, le temps espéré est de  $\mathcal{O}(1)$ .

triangulaireB: Si  $s[1] = \min(s)$ , alors il n'y a jamais d'erreur. Sinon, la probabilité  $p$  d'obtenir un succès à une itération est

$$p = \begin{cases} 2! \cdot 2/6 \cdot 3/6 = 1/3 & \text{si } s[1] = a, \\ 2! \cdot 1/6 \cdot 3/6 = 1/6 & \text{si } s[1] = b, \\ 2! \cdot 1/6 \cdot 2/6 = 1/9 & \text{si } s[1] = c. \end{cases}$$

On considère le pire cas:  $p = 1/9$ . La probabilité d'erreur est donc de  $(1 - 1/9)^{100} = (8/9)^{100}$ .

**Annexe:**

Fiches récapitulatives

## 5. Algorithmes récursifs et approche diviser-pour-régner

### Diviser-pour-régner

- ▶ A) découper en sous-problèmes disjoints
- ▶ B) obtenir solutions récursivement
- ▶ C) s'arrêter aux cas de base (souvent triviaux)
- ▶ D) combiner solutions pour obtenir solution globale
- ▶ Exemple: tri par fusion  $\mathcal{O}(n \log n)$

### Réurrences linéaires

- ▶ Cas homogène:  $\sum_{i=0}^d a_i \cdot t(n-i) = 0$
- ▶ Polynôme caractéristique:  $\sum_{i=0}^d a_i \cdot x^{d-i}$
- ▶ Forme close:  $t(n) = \sum_{i=1}^d c_i \cdot \lambda_i^n$  où les  $\lambda_i$  sont les racines
- ▶ Constantes  $c_i$ : obtenues en résolvant un sys. d'éq. lin.
- ▶ Cas non homo.: si  $s = c \cdot b^n$ , on multiplie poly. par  $(x-b)$
- ▶ Exemple:
  - Récurrence:  $t(n) = 3 \cdot t(n-1) + 4 \cdot t(n-2)$
  - Poly. carac.:  $x^2 - 3x - 4 = (x-4)(x+1)$
  - Forme close:  $t(n) = c_1 \cdot 4^n + c_2 \cdot (-1)^n$

### Autres méthodes

- ▶ Substitution: remplacer  $t(n), t(n-1), t(n-2), \dots$  par sa déf. jusqu'à deviner la forme close
- ▶ Arbres: construire un arbre représentant la récursion et identifier le coût de chaque niveau

### Quelques algorithmes

- ▶ Hanoi:  $src[1:n-1] \rightarrow tmp, src[n] \rightarrow dst, tmp[1:n-1] \rightarrow dst$   $\mathcal{O}(2^n)$
- ▶ Exp. rapide: exploiter  $b^n = (b^{n \div 2})^2 \cdot b^{n \bmod 2}$   $\mathcal{O}(\log n)$
- ▶ Mult. rapide: calculer  $(a+b)(c+d)$  en 3 mult.  $\mathcal{O}(n^{\log 3})$
- ▶ Horizon: découper blocs comme tri par fusion  $\mathcal{O}(n \log n)$

### Théorème maître (allégé)

- ▶  $t(n) = c \cdot t(n \div b) + f(n)$  où  $f \in \mathcal{O}(n^d)$ :
  - $\mathcal{O}(n^d)$  si  $c < b^d$
  - $\mathcal{O}(n^d \cdot \log n)$  si  $c = b^d$
  - $\mathcal{O}(n^{\log_b c})$  si  $c > b^d$

## 6. Force brute

### Approche

- ▶ Exhaustif: essayer toutes les sol. ou candidats récursivement
- ▶ Explosion combinatoire: souvent # solutions  $\geq b^n, n!, n^n$
- ▶ Avantage: simple, algo. de test, parfois seule option
- ▶ Désavantage: généralement très lent et/ou avare en mémoire

### Techniques pour surmonter explosion

- ▶ Élagage: ne pas développer branches inutiles
- ▶ Contraintes: élaguer si contraintes enfreintes
- ▶ Bornes: élaguer si impossible de faire mieux
- ▶ Approximations: débiter avec approx. comme meilleure sol.
- ▶ Si tout échoue: solveurs SAT ou d'optimisation

### Problème des $n$ dames

- ▶ But: placer  $n$  dames sur échiquier sans attaques
- ▶ Algo.: placer une dame par ligne en essayant colonnes dispo.

### Sac à dos

- ▶ But: maximiser valeur sans excéder capacité
- ▶ Algo.: essayer sans et avec chaque objet
- ▶ Mieux: élaguer dès qu'il y a excès de capacité
- ▶ Mieux++: élaguer si aucune amélioration avec somme valeurs

### Retour de monnaie

- ▶ But: rendre montant avec le moins de pièces
- ▶ Algo.: pour chaque pièce, essayer d'en prendre 0 à # max.

## 7. Programmation dynamique

### Approche

- ▶ *Principe d'optimalité*: solution optimale obtenue en combinant solutions de sous-problèmes qui se chevauchent
- ▶ *Descendante*: algo. récursif + mémoïsation (ex. Fibonacci)
- ▶ *Ascendante*: remplir tableau itér. avec solutions sous-prob.

### Retour de monnaie

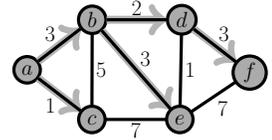
- ▶ *Sous-question*: # pièces pour rendre  $j$  avec pièces 1 à  $i$ ?
- ▶ *Identité*:  $T[i, j] = \min(T[i-1, j], T[i, j-s[i]] + 1)$
- ▶ *Exemple*: montant  $m = 10$  et pièces  $s = [1, 5, 7]$

	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
0	0	∞	∞	∞	∞	∞	∞	∞	∞	∞	∞
1	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
2	0	1	2	3	4	1	2	3	4	5	2
3	0	1	2	3	4	1	2	1	2	3	2

### Sac à dos

- ▶ *Sous-question*: val. max. avec capacité  $j$  et les objets 1 à  $i$ ?
- ▶ *Identité*:  $T[i, j] = \max(T[i-1, j], T[i-1, j-p[i]] + v[i])$

### Plus courts chemins



- ▶ *Déf.*: chemin simple de poids minimal
- ▶ *Bien défini*: si aucun cycle négatif
- ▶ *Approche générale*: raffiner distances partielles itérativement
- ▶ *Dijkstra*: raffiner en marquant sommet avec dist. min.
- ▶ *Floyd-Warshall*: raffiner via sommet intermédiaire  $v_k$
- ▶ *Bellman-Ford*: raffiner avec  $\geq 1, 2, \dots, |V| - 1$  arêtes
- ▶ *Sommaire*:

	Dijkstra	Bellman-Ford	Floyd-Warshall
Types de chemins	d'un sommet vers les autres	paires de sommets	
Poids négatifs?	×	✓	✓
Temps d'exécution	$\mathcal{O}( V  \log  V  +  E )$	$\Theta( V  \cdot  E )$	$\Theta( V ^3)$
Temps ( $ E  \in \Theta(1)$ )	$\mathcal{O}( V  \log  V )$	$\Theta( V )$	$\Theta( V ^3)$
Temps ( $ E  \in \Theta( V )$ )	$\mathcal{O}( V  \log  V )$	$\Theta( V ^2)$	$\Theta( V ^3)$
Temps ( $ E  \in \Theta( V ^2)$ )	$\mathcal{O}( V ^2)$	$\Theta( V ^3)$	$\Theta( V ^3)$

## 8. Algorithmes et analyse probabilistes

### Modèle probabiliste

- ▶ *Modèle*: on peut tirer à pile ou face (non déterministe)
- ▶ *Aléa*: on peut obtenir une loi uniforme avec une pièce
- ▶ *Idéalisé*: on suppose avoir accès à une source d'aléa parfaite (en pratique: source plutôt pseudo-aléatoire)

### Algorithmes de Las Vegas

- ▶ *Temps*: varie selon les choix probabilistes
- ▶ *Valeur de retour*: toujours correcte
- ▶ *Exemple*: tri rapide avec pivot aléatoire
- ▶ *Temps espéré*: dépend de  $\mathbb{E}[Y_x]$  où  $Y_x = \#$  opér. sur entrée  $x$

### Algorithmes de Monte Carlo

- ▶ *Temps*: borne ne varie pas selon les choix probabilistes
- ▶ *Valeur de retour*: pas toujours correcte
- ▶ *Exemple*: algorithme de Karger
- ▶ *Prob. d'erreur*: dépend de  $\Pr(Y_x \neq \text{bonne sortie sur } x)$

### Coupe minimum: algorithme de Karger

- ▶ *Coupe*: partition  $(X, Y)$  des sommets d'un graphe non dirigé
- ▶ *Taille*: # d'arêtes qui traversent  $X$  et  $Y$
- ▶ *Coupe min.*: identifier la taille minimale d'une coupe
- ▶ *Algorithme*: contracter itérativement une arête aléatoire en gardant les multi-arêtes, mais pas les boucles



- ▶ *Prob. d'erreur*:  $\leq 1 - 1/|V|^2$  (Monte Carlo)
- ▶ *Amplification*: on peut réduire (augmenter) la prob. d'erreur (de succès) arbitrairement (en général: avec min., maj.,  $\vee$ , etc.)

### Temps moyen

- ▶ *Temps moyen*:  $\sum(\text{temps instances de taille } n) / \# \text{ instances}$
- ▶ *Attention*: pas la même chose que le temps espéré
- ▶ *Hypothèse*: entrées distribuées uniformément ( $\pm$  réaliste)
- ▶ *Exemple*:  $\Theta(n^2)$  pour le tri par insertion