ECOLE POLYTECHNIQUE - ECOLES NORMALES SUPERIEURES

CONCOURS D'ADMISSION 2019

VENDREDI 19 AVRIL 2019 - 14h00 – 18h00

FILIERE MP (Spécialité Informatique)

Epreuve n° 4

INFORMATIQUE A

(XULCR)

Durée : 4 heures

L'utilisation des calculatrices n'est pas autorisée pour cette épreuve

L'utilisation des calculatrices **n'est pas autorisée** pour cette épreuve.
Le langage de programmation sera **obligatoirement** `OCaml`.

Autour des sous-mots et des sur-mots

Préliminaires

Un mot est une suite de lettres $a_0 \cdots a_{n-1}$ tirées d'un alphabet fini $A = \{\mathtt{a}, \mathtt{b}, \ldots\}$. On utilisera $u, v, u', u'', u_1, u_2, \ldots$ pour dénoter les éléments de A^*, c.-à-d. les mots sur A. On note ε pour le mot vide et $|u|$ pour la longueur de u, de sorte que $|\varepsilon| = 0$.

Si un mot u se décompose sous la forme $u = u_1 v u_2$, alors v est un **facteur** de u, et même un préfixe (ou un suffixe) si $u_1 = \varepsilon$ (ou si $u_2 = \varepsilon$) dans cette décomposition. Dans le cas d'un mot $u = a_0 \cdots a_{n-1}$ on écrit « $u[i, j[$ », sous la condition $0 \leq i \leq j \leq n$, pour désigner le facteur $a_i \cdots a_{j-1}$. Cette notation s'étend à $u[i \cdots [$ et $u[i]$ pour désigner, respectivement, $u[i, n[$ et $u[i, i+1[$.

Ce que l'on appelle sous-mot de u correspond à la notion classique de sous-suite, ou de suite extraite, et ne doit pas être confondu avec un facteur. Pour $u = a_0 \cdots a_{n-1}$, on dira qu'un mot v de longueur m est un **sous-mot** de u, ce que l'on notera $v \preccurlyeq u$, s'il existe une suite strictement croissante $0 \leq p_0 < p_1 < \cdots < p_{m-1} < n$ telle que $v = a_{p_0} a_{p_1} \cdots a_{p_{m-1}}$. Par exemple, `caml` $\preccurlyeq$ `bechamel`. Formellement, pour tout $n \in \mathbb{N}$, nous noterons $[n]$ pour l'ensemble $\{0, 1, 2, \ldots, n-1\}$, de sorte que la suite $p_0, p_1, \ldots, p_{m-1}$ peut être vue comme une application strictement croissante $p : [m] \to [n]$. Pour une telle application, on note $v = u \circ p$ pour dire que v est le sous-mot extrait de u via p et on dit que p est un **plongement** de v dans u, noté $p : v \preccurlyeq u$. Notons qu'il peut exister plusieurs façons différentes de plonger v dans u.

Notre objectif ici est de développer des algorithmes impliquant à divers titres la notion de sous-mot : recherche d'un sous-mot à l'intérieur d'un texte, dénombrement des sous-mots, raisonnement sur l'ensemble des sous-mots d'un texte ou d'un langage.

Complexité. Par **complexité en temps** d'un algorithme A on entend le nombre d'opérations élémentaires (comparaison, addition, soustraction, multiplication, division, affectation, test, etc.) nécessaires à l'exécution de A dans le cas le pire. Par **complexité en espace** d'un algorithme A on entend l'espace mémoire minimal nécessaire à l'exécution de A dans le cas le pire. Lorsque la complexité en temps ou en espace dépend d'un ou plusieurs paramètres $\kappa_0, \cdots, \kappa_{r-1}$, on dit que A a une complexité en $\mathcal{O}(f(\kappa_0, \cdots, \kappa_{r-1}))$ s'il existe une constante $C > 0$ telle que, pour toutes les valeurs de $\kappa_0, \cdots, \kappa_{r-1}$ suffisamment grandes (c'est-à-dire plus grandes qu'un certain seuil), pour toute instance du problème de paramètres $\kappa_0, \cdots, \kappa_{r-1}$, la complexité est au plus $C\, f(\kappa_0, \cdots, \kappa_{r-1})$.

OCaml. On rappelle quelques éléments du langage OCaml qui peuvent être utiles. Une chaîne de caractères `s` a le type `string`, sa longueur est obtenue avec `String.length s` et son `i`-ième caractère avec `s.[i]`, les caractères étant indexés à partir de 0. Un tableau `t` a le type τ `array`, où τ est le type des éléments, et sa longueur est obtenue avec `Array.length t`. Son `i`-ième élément est obtenu avec `t.(i)` et modifié avec `t.(i) <- val`, les éléments étant indexés à partir de 0. L'expression `Array.make n val` construit un tableau de taille `n` dont les éléments sont initialisés avec la valeur `val`. En OCaml, une matrice est un tableau de tableaux de même taille. L'expression `Array.make_matrix n m val` construit une matrice de `n` lignes et `m` colonnes, dont les éléments sont tous initialisés avec la valeur `val`. Le candidat est libre d'utiliser tout autre élément du langage OCaml et de sa bibliothèque standard.

Question 1. a. Montrez que pour deux mots u et u' et deux lettres a et a', on a l'équivalence suivante :

$$ua \preccurlyeq u'a' \iff ua \preccurlyeq u' \text{ ou } (a = a' \text{ et } u \preccurlyeq u')\,. \tag{1}$$

b. Programmez une fonction OCaml `teste_sous_mot : string -> string -> bool` décidant en temps polynomial si un mot v est sous-mot d'un mot u. Détaillez et justifiez votre analyse de complexité.

I. Compter et construire

On note $\binom{u}{v}$ le nombre de plongements de v dans u, de sorte que $v \preccurlyeq u$ si et seulement si $\binom{u}{v} > 0$. Notons en particulier que $\binom{u}{\varepsilon} = 1$ pour tout mot $u \in A^*$ car il n'existe qu'une injection de $[0]$, c.-à-d. $\emptyset$, dans $\{0, 1, \ldots, |u| - 1\}$ et cette injection est bien un plongement.

Question 2. a. Montrez que $\binom{\texttt{abab}}{\texttt{ab}} = 3$.
b. Que vaut $\binom{a^n}{a^m}$ quand $a \in A$ est une lettre ?
On rappelle que a^n est le mot constitué de n occurrences de la lettre a.
c. Montrez que $\binom{ua}{va} = \binom{u}{va} + \binom{u}{v}$ pour tous mots $u, v \in A^*$ et toute lettre $a \in A$.

Question 3. Pour calculer $\binom{u}{v}$ on considère la fonction OCaml suivante.

```
let nb_plongements (v:string) (u:string) =
  let rec aux i j =
    if i = 0 then 1
    else if j = 0 then 0
    else if v.[i-1] = u.[j-1] then (aux (i - 1) (j - 1)) + (aux i (j - 1))
    else aux i (j - 1)
  in
  aux (String.length v) (String.length u)
```

a. Prouvez sa terminaison.
b. Justifiez sa correction, c.-à-d., expliquez pourquoi elle renvoie bien la valeur $\binom{u}{v}$.

On note $T(v, u)$ le nombre de fois où la fonction `aux` est appelée lors du calcul de `nb_plongements` v u.

Question 4. **a.** Montrez qu'il existe une constante C_1 telle que $T(v, u) < 2^{|u|} \cdot C_1$.
b. Montrez que l'on ne peut pas majorer $T(v, u)$ par une fonction polynomiale de $\binom{u}{v}$.
c. Montrez qu'il existe une constante C_2 telle que $T(v, u) \geq 2\binom{u}{v} + C_2$.

La question précédente a montré que la fonction `nb_plongements` proposée dans le sujet demande un temps de calcul parfois exponentiel en la taille $|u| + |v|$ de ses arguments. De meilleurs algorithmes existent...

Question 5. Programmez en OCaml une nouvelle fonction `nb_plongements_rapide : string -> string -> int` qui calcule $\binom{u}{v}$ en temps polynomial en $|u| + |v|$. Détaillez votre analyse de complexité en temps et en espace.
Indication : on pourra utiliser la programmation dynamique.

On cherche maintenant à dénombrer les sous-mots d'un mot u. On note $\downarrow u$ pour $\{v \mid v \preccurlyeq u\}$. Il s'agit d'un langage fini. Par exemple $\downarrow\texttt{abab} = \{\varepsilon, \texttt{a}, \texttt{b}, \texttt{ab}, \texttt{aa}, \texttt{ba}, \texttt{bb}, \texttt{aab}, \texttt{aba}, \texttt{abb}, \texttt{bab}, \texttt{abab}\}$ de sorte que `abab` a 12 sous-mots distincts, ce que l'on note $\mathrm{Card}(\downarrow\texttt{abab}) = 12$.

Les langages étant des ensembles (des parties $L, L', \ldots$ de A^*), on utilisera les notations $L \cup L'$, $L \setminus L'$, etc. avec leur signification ensembliste habituelle. On utilise aussi la notation $L \cdot L'$ pour désigner le produit de concaténation de deux langages : $L \cdot L' = \{uv \mid u \in L, v \in L'\}$. Dans le cas d'un singleton $L = \{u\}$, on écrit souvent $u \cdot L'$ au lieu de $\{u\} \cdot L'$.

Question 6. **a.** Montrez que, pour tous mots v, w et toute lettre a, on a

$$\downarrow wava = \downarrow wav \ \cup \ (\downarrow wav \setminus \downarrow w) \cdot a \, . \qquad (\ddagger)$$

b. Montrer que l'union $\downarrow wav \cup (\downarrow wav \setminus \downarrow w) \cdot a$ est disjointe si et seulement si le mot v ne contient pas la lettre a.

Quand l'union est disjointe dans l'équation ($\ddagger$), on peut obtenir $\mathrm{Card}(\downarrow u)$, pour $u = wava$, en combinant $\mathrm{Card}(\downarrow wav)$ et $\mathrm{Card}(\downarrow w)$. Cette approche se généralise au cas d'un mot u quelconque.

Question 7. **a.** Donnez des équations récursives permettant de calculer $\mathrm{Card}(\downarrow u)$ en se ramenant à des préfixes de u. On pourra considérer par exemple les diverses occurrences de la dernière lettre de u quand elle existe.
b. En se basant sur vos équations, programmez une fonction OCaml `nb_sousmots : string -> int` qui, pour un mot u donné, calcule $\mathrm{Card}(\downarrow u)$ en temps polynomial en $|u|$. Justifiez votre analyse de complexité.

Un **sur-mot** commun à u et v est un mot w tel que $u \preccurlyeq w$ et $v \preccurlyeq w$. Il existe une infinité de tels mots. Parmi tous ces sur-mots communs à u et v, on s'intéresse à celui qui est le plus court, et qui est le premier dans l'ordre lexicographique pour départager les sur-mots communs de même longueur. Ce mot est noté $\mathsf{pcsmc}(u, v)$ et par exemple $\mathsf{pcsmc}(\texttt{informatique}, \texttt{difficile}) = \texttt{difnficormatilque}$.

Question 8. **a.** Soient a, b deux lettres distinctes. Montrez que si $\mathsf{pcsmc}(ua, vb) = wa$ alors $w = \mathsf{pcsmc}(u, vb)$, ceci pour tous mots u, v, w.
b. Généralisez la propriété précédente en donnant des équations qui permettent de caractériser $\mathsf{pcsmc}(ua, vb)$ dans le cas général, y compris quand $a = b$.
c. Programmez une fonction OCaml calculant $\mathsf{pcsmc}(u, v)$ en temps polynomial en $|u| + |v|$ pour des mots u et v arbitraires. Détaillez votre analyse de complexité.

II. Sous-mots et expressions rationnelles

On rappelle que les **expressions rationnelles** sont écrites à partir des expressions de base « ε », « $\emptyset$ », ainsi que les lettres « a », « b », ..., que l'on peut combiner au moyen des opérateurs binaires « $+$ » et « $\cdot$ » (désignant l'union et la concaténation de langages) ainsi que de l'« étoile de Kleene », un opérateur unaire « $*$ » noté en exposant.

Le langage représenté par une expression rationnelle e est défini inductivement par $L(\varepsilon) = \{\varepsilon\}$, $L(\emptyset) = \emptyset$, $L(a) = \{a\}$, ..., $L(e + e') = L(e) \cup L(e')$, $L(e \cdot e') = L(e) \cdot L(e')$ et enfin

$$L(e^*) = L(e)^* = \{\varepsilon\} \cup L(e) \cup L(e) \cdot L(e) \cup \cdots = \bigcup_{i \in \mathbb{N}} \overbrace{L(e) \cdot L(e) \cdots L(e)}^{i}.$$

Pour manipuler des expressions rationnelles, on utilisera la définition OCaml suivante :

```
type ratexp =
  | Epsilon
  | Empty
  | Letter of char
  | Sum of ratexp * ratexp
  | Product of ratexp * ratexp
  | Star of ratexp
```

Par exemple, les expressions rationnelles $a \cdot (b + c)^*$ et $((\emptyset + \varepsilon)^*)^*$ seront représentées par

```
let e_exmp1 = Product (Letter 'a', Star (Sum (Letter 'b', Letter 'c')))
let e_exmp2 = Star (Star (Sum (Empty, Epsilon)))
```

La taille d'une expression rationnelle, notée $|e|$, est le nombre de constructeurs apparaissant dans l'expression. On pourrait calculer $|e|$ en OCaml au moyen du code suivant :

```
let rec taille_ratexp (e : ratexp) =
  match e with
  | Empty -> 1 | Epsilon -> 1 | Letter _ -> 1
  | Sum (e1,e2) -> 1 + taille_ratexp(e1) + taille_ratexp(e2)
  | Product (e1,e2) -> 1 + taille_ratexp(e1) + taille_ratexp(e2)
  | Star (e1) -> 1 + taille_ratexp(e1)
```

Question 9. On définit les expressions rationnelles e_1 et e_2 par

```
let e1 = Product (Star (Product (Sum (Letter 'a', Empty), Letter 'c')),
                  Product (Letter 'b',
                           Product (Empty,
                                    Star (Product (Letter 'c', Letter 'c')))))
let e2 = Product (Star(Product(Letter 'b', Letter 'a')),
                  Product (Sum (Epsilon, Letter 'a'), Star(Letter 'c')))
```

Pour chacun des langages $L(e_1)$ et $L(e_2)$, dites s'il contient un mot commençant par `a` ; par `b` ; par `c`.

Question 10. Programmez une fonction OCaml `peut_debuter_par : ratexp -> char -> bool` testant, pour une expression rationnelle e et une lettre a, si $L(e)$ contient un mot commençant par a.

Pour un langage L, on définit $\downarrow L = \bigcup_{w \in L} \downarrow w$. On s'intéresse maintenant à la question de savoir, pour un mot u et une expression rationnelle e, si u est dans $\downarrow L(e)$, c.-à-d. si u est sous-mot d'un des mots définis par e. Une solution possible passe par des calculs de résidus de langages. Formellement, pour un langage $L \subseteq A^*$ et un mot $u \in A^*$, on définit le **résidu de L par u** comme

$$\langle u \rangle L = \{v \in A^* \mid \exists w \text{ tel que } u \preccurlyeq w \text{ et } wv \in L\} .$$

Ainsi, u est sous-mot d'un mot de L si et seulement si $\varepsilon \in \langle u \rangle L$. Notons d'ailleurs que $\varepsilon \in \langle u \rangle L$ ssi $\langle u \rangle L \neq \emptyset$.

Question 11. Pour chacune des égalités suivantes, dites lesquelles sont valides pour tous mots u et v, lettre a, et langages L, L_1, L_2. Justifiez vos réponses négatives par un contre-exemple.

(1) $\langle \varepsilon \rangle L = L$,   (2) $\langle a \rangle (L_1 \cdot L_2) = (\langle a \rangle L_1) \cdot L_2 \cup \langle a \rangle L_2$,

(3) $\langle uv \rangle L = \langle u \rangle (\langle v \rangle L)$,   (4) $\langle u \rangle (L^*) = (\langle u \rangle L) \cdot L^*$.

Question 12. **a.** Programmez une fonction OCaml `eps_residu_ratexp : ratexp -> ratexp` qui à partir d'une expression rationnelle e construit une expression rationnelle e' telle que $L(e') = \langle \varepsilon \rangle L(e)$.
b. Donnez (et justifiez) un majorant, en fonction de $|e|$, de la taille $|e'|$ de l'expression construite par votre programme.

Question 13. **a.** Programmez une fonction OCaml `char_residu_ratexp : char -> ratexp -> ratexp` qui, à partir de $a \in A$ et e, construit une expression e'' telle que $L(e'') = \langle a \rangle L(e)$.
b. Donnez (et justifiez) un majorant, en fonction de $|e|$, de la taille $|e''|$ de l'expression construite par votre programme.

Question 14. **a.** Programmez une fonction OCaml `sousmot_de_ratexp : string -> ratexp -> bool` décidant si $u \in {\downarrow}L(e)$ pour un mot u et une expression rationnelle e.
Indication : on pourra utiliser la fonction `char_residu_ratexp`.
b. Votre programme s'exécute-t-il en temps polynomial en $|u| + |e|$? Justifiez brièvement votre réponse.

On développe maintenant une autre approche pour décider si $u \in {\downarrow}L(e)$. Pour un mot $u = a_0 a_1 \cdots a_{n-1}$ et un langage $L \subseteq A^*$, on définit $FC(u, L)$ comme étant l'ensemble des couples (i, j) tels que $0 \leq i \leq j \leq |u|$ et $u[i, j[\in {\downarrow}L$. Quand $(i, j) \in FC(u, L)$ on dit que « L couvre le facteur $[i, j[$ de u ». On écrit aussi $FC(u, e)$ au lieu de $FC(u, L(e))$ quand e est une expression rationnelle.

Pour représenter un ensemble de couples tel que $FC(u, e)$, on utilisera une matrice booléenne M de dimension $(n + 1) \times (n + 1)$ telle que $M[i, j] =$ `true` ssi $(i, j) \in FC(u, e)$. Notons qu'en particulier $M[i, j] =$ `false` pour $j < i$.

Question 15. Programmez une fonction `facteurs_couverts : string -> ratexp -> bool array array` qui, pour un mot u et une expression e, calcule $FC(u, e)$. Indiquez et justifiez brièvement la complexité de votre fonction.
Pour ce code, il est suggéré de construire la matrice associée à une expression complexe e à partir des matrices associées aux sous-expressions de e.

Question 16. En utilisant la fonction `facteurs_couverts`, programmez une nouvelle version de la fonction `sousmot_de_ratexp` décidant si $u \in {\downarrow}L(e)$ pour un mot u et une expression rationnelle e (cf. question 14). Indiquez la complexité de la nouvelle version.

* *
*