

1 Grammaires non contextuelles

Exercice 1. Considérons la grammaire suivante sur l'alphabet $\{x, y, +, -, *\}$:

$$E \rightarrow +EE \mid *EE \mid -EE \mid x \mid y$$

1. Trouver les dérivations gauches (*leftmost*) et droites (*rightmost*) ainsi qu'un arbre de dérivation pour la chaîne $+*-xyxy$.
2. Prouver que cette grammaire est non-ambiguë.
3. Trouver un automate à pile pour cette grammaire.

Solution 1.

Voici les dérivations gauche et droite avec l'arbre induit noté par des parenthèses :

$$\begin{aligned} E &\rightarrow +EE && \rightarrow +(*EE)E && \rightarrow +*(-EE)E \\ &\rightarrow +*(-xE)E && \rightarrow +*(-xy)E && \rightarrow +*(-xy)x \\ &\rightarrow +*(-xy)x && && \rightarrow +*(-xy)x \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} E &\rightarrow +EE && \rightarrow +Ey && \rightarrow +(*EE)y \\ &\rightarrow +(*Ex)y && \rightarrow +*(-EE)x && \rightarrow +*(-Ey)x \\ &\rightarrow +*(-xy)x && && \rightarrow +*(-xy)x \end{aligned}$$

Si la grammaire est ambiguë alors il existe deux dérivations gauches. Mais toutes les règles transformant E insèrent un symbole terminal à gauche et toutes les règles ont des symboles différents donc les dérivations gauches sont forcées par la chaîne à atteindre (et donc la i -ème dérivation est $E \rightarrow \lambda EE$ si $\lambda \in \{+, -, *\}$ est le i -ème caractère ou $E \rightarrow z$ si $z \in \{x, y\}$ est le i -ème caractère).

Notre automate est $(\{E, OK\}, \{+, -, *, x, y\}, \{\epsilon, E\}, \delta, E, \epsilon, \{OK\})$ avec pour $\lambda \in \{+, -, *\}$ et $z \in \{x, y\}$ on a $\delta(E, \lambda, S) = (E, SE)$, $\delta(E, z, E) = (E, \epsilon)$, $\delta(E, z, \epsilon) = (OK, \epsilon)$.

Exercice 2. En utilisant le lemme d'Ogden ou le lemme de pompage, montrer que les langages suivants ne sont pas algébriques :

1. $\mathcal{L}_0 = \{a^i b^j c^k \mid i < j < k\}$
2. $\mathcal{L}_1 = \{a^n b^n c^m \mid n \leq m \leq 2n\}$
3. $\mathcal{L}_2 = \{a^{2^n} \mid n \in \mathbb{N}\}$
4. $\mathcal{L}_3 = \{a^{n^2} \mid n \in \mathbb{N}\}$

Solution 2. Soit n de pompage, on a :

1. $u = a^n b^{n+1} c^{n+2} \in \mathcal{L}_0$ donc on peut décomposer en $u = xvywz$ tel que $xw^i y w^i z$ est dans le langage pour tout i avec $|vw| \geq 1$.
Comme c'est vrai pour $i = 0$ on a vw qui contient plus de a que de b que de c mais comme c'est vrai pour $i = 2$ on a que vw contient plus de c que de b que de a donc vw en contient autant de chaque et au moins un mais v et w ne peuvent chacun contenir qu'une lettre (sinon le motif $a^* b^* c^*$ est brisé).
2. $a^n b^n c^{2n} \in \mathcal{L}_1$ peut être décomposé en $u = xvywz$ avec $xv^i y w^i z$ dans le langage avec $|vw| \geq 1$ mais alors les v et w ne peuvent contenir qu'une lettre (sinon le motif $a^* b^* c^*$). selon v et w on voit que le ratio entre a , b et c va être brisé pour $i = 2n$.
3. $a^{2^n} \in \mathcal{L}_2$ donc on a comme pour le cas rationnel $u = xvywz$ et $xv^i y w^i z$ dans le langage donc $a^{2^n + i \times k}$ dans le langage pour tout i et $k > 0$ ce qui est contradictoire car les puissances de deux ne sont pas séparés de k .
4. $a^{n^2} \in \mathcal{L}_2$ donc on a comme pour le cas rationnel $u = xvywz$ et $xv^i y w^i z$ dans le langage donc $a^{n^2 + i \times k}$ dans le langage pour tout i et $k > 0$ ce qui est contradictoire car les carrés sont séparés d'un nombre qui tend vers l'infini.

2 Forme Normale de Chomsky (CNF)

Definition 1. On rappelle qu'une grammaire est sous forme normale de Chomsky quand toutes ses productions sont de la forme :

$$A \rightarrow BC \quad \text{ou} \quad A \rightarrow a \quad \text{ou} \quad S \rightarrow \epsilon$$

avec $B \neq S$ et $C \neq S$ où S est le symbole initial.

Exercice 3. Soit $G = (\Sigma, N, P, S)$ un grammaire algébrique. On suppose que S n'apparaît jamais à droite d'une règle de production, comment éliminer toutes les transitions $A \rightarrow \epsilon$ (sauf éventuellement $S \rightarrow \epsilon$) d'une grammaire ?

Solution 3. On calcule jusqu'à atteindre un point fixe l'ensemble $\mathcal{E}_n = \mathcal{E}_n \cup \{A \mid A \rightarrow \epsilon \in P_n\}$ où $\mathcal{E}_0 = \emptyset$, $P_0 = P$ où l'on a gardé que les règles sans symboles non-terminaux et $P_{n+1} = P_n$ où on a remplacé dans les règles de production de P_n les symboles de \mathcal{E}_n par ϵ .

On ajoute alors pour chaque règle $A \rightarrow \alpha_1 \dots \alpha_n$ toutes les règles obtenables en supprimant des $\alpha_i \in \mathcal{E}$ puis enfin on supprime toutes les règles de production d' ϵ sauf éventuellement $S \rightarrow \epsilon$.

Exercice 4. Proposer des règles pour transformer les productions suivantes en CNF (on suppose que S n'apparaît pas) :

1. $A \rightarrow bC$
2. $A \rightarrow Bc$
3. $A \rightarrow bc$
4. $A \rightarrow BCD$
5. $A \rightarrow \alpha_1 \alpha_2 \alpha_3$ avec $\alpha_i \in \Sigma \cup N$
6. $A \rightarrow \alpha_1 \dots \alpha_p$ avec $p \geq 3$
7. $A \rightarrow B$

Solution 4.

1. Pour $A \rightarrow bC$ on introduit un nouvel symbole B et notre règle devient $A \rightarrow BC$ et $B \rightarrow b$;
2. pour $A \rightarrow Bc$ de même, on introduit C et notre règle devient $A \rightarrow BC$ et $C \rightarrow c$;
3. pour $A \rightarrow bc$ on introduit B et C et notre règle devient $A \rightarrow BC$, $B \rightarrow b$ et $C \rightarrow c$;
4. pour $A \rightarrow BCD$ on introduit E et notre règle devient $A \rightarrow BE$ et $E \rightarrow CD$;
5. pour $A \rightarrow \alpha_1 \alpha_2 \alpha_3$ avec $\alpha_i \in \Sigma \cup N$ on introduit B puis $A \rightarrow \alpha_1 B$ et $B \rightarrow \alpha_2 \alpha_3$ et on selon les cas on ré-applique les règles plus-haut ;
6. $A \rightarrow \alpha_1 \dots \alpha_p$ avec $p \geq 3$ on introduit B et on remplace la règle par $A \rightarrow \alpha_1 B$ et $B \rightarrow \alpha_2 \dots \alpha_p$ puis on procède par récurrence sur B .
7. Pour $A \rightarrow B$ on ajoute des règles, pour chaque règle $X \rightarrow AA$ on ajoute $X \rightarrow AB, X \rightarrow BA$ et $X \rightarrow BB$, pour chaque règle $X \rightarrow AZ$ on ajoute $X \rightarrow BZ$, pour chaque règle $X \rightarrow AZ$ on ajoute $X \rightarrow ZB$ puis on supprime $A \rightarrow B$.

Exercice 5. Proposer une grammaire CNF équivalente à la grammaire suivante :

$$\begin{array}{lcl} S & \rightarrow & CSC \mid aB \\ C & \rightarrow & B \mid S \\ B & \rightarrow & b \mid \epsilon \end{array}$$

Solution 5. D'abord on ajoute un symbole initial $S_0 \rightarrow S$ et on élimine les règles à trois membres à droite :

$$\begin{array}{ll} S_0 \rightarrow CD \mid aB & D \rightarrow SC \\ S \rightarrow CD \mid AB & C \rightarrow B \mid S \\ B \rightarrow b \mid \epsilon & A \rightarrow a \end{array}$$

Ensuite on note que le non terminal C se transforme en ϵ , alors $S \rightarrow D$ et $D \rightarrow S$ et donc on remplace D en S :

$$\begin{array}{ll} S_0 \rightarrow CS \mid AB \mid SB & S \rightarrow SC \\ S \rightarrow CS \mid AB & C \rightarrow B \mid S \\ B \rightarrow b \mid \epsilon & A \rightarrow a \end{array}$$

On élimine le non-terminal C en le remplaçant par ses deux possibles productions :

$$\begin{array}{ll} S_0 \rightarrow SS \mid BS \mid AB \mid SB & S \rightarrow SS \mid BS \mid AB \mid SB \\ B \rightarrow b \mid \epsilon & A \rightarrow a \end{array}$$

On élimine $B \rightarrow \epsilon$:

$$\begin{array}{ll} S_0 \rightarrow S & S \rightarrow SS \mid BS \mid AB \mid SB \mid A \\ B \rightarrow b & A \rightarrow a \end{array}$$

On élimine $S \rightarrow A$ (en utilisant $A \rightarrow a$) :

$$\begin{array}{ll} S_0 \rightarrow S & S \rightarrow SS \mid BS \mid AB \mid SB \mid a \\ B \rightarrow b & A \rightarrow a \end{array}$$

On remarque que la grammaire est celle des mots contenant au moins un a .

Exercice 6. Proposer un algorithme de temps polynomial (en la taille cumulée du mot et de la grammaire) qui reconnaît si un mot appartient à une grammaire CNF.

Solution 6. Soit $u = u_1 \dots u_n$, A_1, \dots, A_k pour chaque paire $1 \leq i \leq j \leq n$ on va calculer $T(i, j, k)$ qui vaut vrai si $u_i \dots u_j$ peut être transformé en le symbole A_k .

$$T(i, j, k) = \bigvee_{\substack{i \leq l < j \\ A_k \rightarrow Ax Ay \in G}} T(i, l, x) \wedge T(l + 1, j, y)$$

when $i \neq j$ and $T(i, i, k) = (A_k \rightarrow u_i \in G)$.

On est bien polynomial car le vecteur $T(i, j)$ peut être calculé par une boucle sur l et une itération sur les règles de G .