

Bases formelles du TAL

corrections d'exercices

Pierre-Léo Bégay

March 23, 2020

Contents

1	Langages	3
1.1	Mots	3
1.2	Langage	6
2	Expressions régulières	7
2.1	Lexique et idée générale	7
2.1.1	Les lettres et ϵ , la base	7
2.1.2	\cdot , la concaténation	7
2.1.3	$*$, l'itération	7
2.1.4	$+$, la disjonction	7
2.2	Syntaxe	8
2.3	Sémantique	8
2.3.1	Les cas de base	8
2.3.2	Sémantique de la concaténation	8
2.3.3	Sémantique de la disjonction	8
2.3.4	Sémantique de l'itération	8
2.4	Mise en application	8
2.4.1	Quelques astuces	8
2.4.2	Syntaxe en pratique	9
2.4.3	Calcul de l'appartenance	9
3	Automates finis	10
3.1	Automates finis déterministes	10
3.1.1	Principe général	10
3.1.2	Formalisation et implémentation	14
3.2	Automates finis non-déterministes	15
3.2.1	Principe général	15
3.2.2	Formalisation et implémentation	16
3.3	Transformation d'automates	16
3.3.1	Complétion	16
3.3.2	Déterminisation	17
3.3.3	Minimisation	19
3.4	Limite de la reconnaissance par automates finis	23
3.5	Propriétés de clôture	23
3.5.1	Union	23
3.5.2	Concaténation	23
3.5.3	Itération	23

3.5.4	Intersection	23
3.5.5	Complémentaire	25
3.5.6	Conséquences pour les langages non-reconnus	26
4	Théorème de Kleene	27
4.1	Des expressions rationnelles aux automates	27
4.1.1	Traduction récursive	27
4.1.2	Traduction linéaire	27
5	Grammaires formelles et hiérarchie de Chomsky	30
5.1	Principe général	30
5.2	Formalisation	31
5.3	Hierarchie de Chomsky	32
5.3.1	Grammaires de type 3, ou régulières	32

Chapter 1

Langages

1.1 Mots

Exercice 1.1.1. Combien de préfixes et suffixes admet un mot w quelconque ?

Correction. Soit un mot w qui se décompose en $c_1c_2\dots c_n$ avec $\forall i \in [1 - n], c_i \in \Sigma$. Il y a $n + 1$ préfixes : $\epsilon, c_1, c_1c_2, c_1c_2c_3, \dots$, et $c_1\dots c_n$ entier. Pareil pour les suffixes avec $\epsilon, c_n, c_{n-1}c_n, \dots, c_1\dots c_n$. Pour tout mot w , il y a donc $|w| + 1$ préfixes et suffixes.

Exercice 1.1.2. Donner l'ensemble des facteurs du mot *abbba*.

Correction. On note en *rouge* les facteurs :

- *abbba* (ϵ)
- *abbba*
- *abbba*
- *abbba*
- *abbba*
- *abbba*
- *abbba*
- *abbba*
- *abbba*
- *abbba*
 - On saute *abbba* et *abbba*
- *abbba*
 - On saute *abbba*
- *abbba*

– On saute $abbb$ a

Exercice 1.1.3. (*) Donner la borne la plus basse possible du nombre de facteurs d'un mot w . Donner un mot d'au moins 3 lettres dont le nombre de facteurs est exactement la borne donnée.

Correction. Soit $w = c_1 \dots c_n$. L'ensemble des facteurs de w est l'ensemble des $c_1 \dots c_{i-1} \textcolor{red}{c_i} \dots \textcolor{red}{c_j} c_{j+1} \dots c_n$ ainsi qu' ϵ . Le nombre de ces facteurs non-nuls est borné par

$$|\{(i, j) \mid 0 \leq i < j \leq n\}| = \textcolor{blue}{1} + 2 + 3 + \dots + n = \textcolor{blue}{2} \frac{n(n+1)}{2} \in O(n^2)$$

Il ne s'agit que d'une borne, puisqu'il y aura des répétitions à partir du moment où une même lettre apparaît deux fois (cf. l'exercice précédent). Duale, le mot abc par exemple contient bien $1 + \frac{3 \times 4}{2} = 7$ facteurs.

Exercice 1.1.4. Montrer que tout facteur d'un mot en est également un sous-mot. A l'inverse, montrer qu'un sous-mot n'est pas forcément un facteur.

Correction. Soit f facteur d'un mot w . D'après la définition, ça veut dire qu'il existe v_1 et v_2 tels que $w = v_1.f.v_2$. On a alors bien $w = v_0.s_0.v_1$ avec $s_0 = f$.

Soit $w = abc$. ac en est clairement un sous-mot, alors qu'il n'en est pas un facteur.

Exercice 1.1.5. Donner toutes les façons de voir $abba$ comme sous-mot de $baaabaabbbaa$.

Correction. On a la liste (beaucoup trop longue (22 éléments !)) suivante :

- $\underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{b} \underline{a} \underline{a}$
- $\underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{b} \underline{a} \underline{a}$
- $\underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{b} \underline{a} \underline{a}$
- $\underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{b} \underline{a} \underline{a}$
- $\underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{b} \underline{a} \underline{a}$
- $\underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{b} \underline{a} \underline{a}$
- $\underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{b} \underline{a} \underline{a}$
- $\underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{b} \underline{a} \underline{a}$
- $\underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{b} \underline{a} \underline{a}$
- $\underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{b} \underline{a} \underline{a}$
- $\underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{b} \underline{a} \underline{a}$
- $\underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{b} \underline{a} \underline{a}$
- $\underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{b} \underline{a} \underline{a}$
- $\underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{b} \underline{a} \underline{a}$
- $\underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{a} \underline{a} \underline{b} \underline{b} \underline{a} \underline{a}$

¹Quand i vaut 0, il y a n possibilités pour j . Quand i vaut i , il y a $n - 1$ possibilités pour j et quand i vaut $n - 1$, il y a une possibilité pour j .

²Prouvable assez facilement par induction sur n (bon entraînement si vous n'avez pas l'habitude)

- baabaabbbaa
- baabaabbbaa
- baabaabbbaa
- baabaabbbaa
- baabaabbbaa
- baabaabbbaa
- baabaabbbaa
- baabaabbbaa

Exercice 1.1.6. Donner l'ensemble des sous-mots de *abba*

Correction. On a la liste suivante de *sous-mots* :

- *abba* (ϵ)
- *abba*
- *abba*
- *abba*
 - On saute *abba* et *abba*
- *abba*
- *abba*
 - On saute *abba*
- *abba*
- *abba*
- *abba*
 - On saute *abba* et *abba*
- *abba*
- *abba*

Exercice 1.1.7. (*)

Donner la borne la plus basse possible du nombre de sous-mots d'un mot *w*. Donner un mot dont le nombre de sous-mots est exactement la borne donnée.

Correction. Pour construire l'ensemble des sous-mots d'un mot *w*, on choisit de garder ou non chaque lettre du mot. On a donc $2^{|w|}$ choix. On a d'ailleurs, pour énumérer l'ensemble des sous-mots de l'exercice précédent, "généralisé" la suite des séries de 5 bits (00000, 00001, 00010, 00011, etc) qu'on a collées sur *abba*.

Il peut y avoir des répétitions, comme dans l'exercice précédent, ce $2^{|w|}$ n'est donc qu'une borne maximale, cependant atteinte par un mot comme *abc*.

Exercice 1.1.8. (*) Dans l'exercice 1.1.1, on demande le nombre exact de préfixes et suffixes

d'un mot, alors que dans les exercices [1.1.3](#) et [1.1.7](#), on demande une borne, pourquoi ?

Correction. Le nombre de préfixes et de suffixes est toujours le même, puisqu'on n'y trouve pas de problèmes de répétitions, contrairement aux facteurs et sous-mots (cf. les exercices associés).

1.2 Langage

Chapter 2

Expressions régulières

2.1 Lexique et idée générale

2.1.1 Les lettres et ϵ , la base

2.1.2 $.$, la concaténation

2.1.3 $*$, l'itération

Exercice 2.1.1. Donner 5 autres mots appartenant au langage dénotée par l'expression $ab(bab)^*b(ca)^*b$.

Correction. $abbabbabb$ (première étoile instanciée à 2 et seconde à 0), $abbabbabbcab$ (2 et 1), $abbabbabbcacacab$ (2 et 3), $abbabbabbbcab$ (3 et 3) et $abbabbabbabbbabbcacacacacab$ (5 et 5).

Exercice 2.1.2. Pourquoi le changement de formulation dans les exemples 2.1.5 et 2.1.6 par rapport aux exemples précédents ("c'est à dire $\{x, y, z\}$ " qui devient "contenant notamment x, y ou z ") ?

Correction. Parce qu'on se met à étudier des *regex* qui dénotent des langages infinis, et dont il est donc assez peu pratique de faire une liste exhaustive des mots.

2.1.4 $+$, la disjonction

Exercice 2.1.3. Donner un mot acceptant deux dérivations avec la regex $(aa)^* + (bb)^*$ (justifier en donnant les dérivations). Existe-t-il un autre mot admettant plusieurs dérivations ?

Correction. On a les deux dérivations suivantes du mot ϵ :

$$\underbrace{\epsilon}_{(bb)^0} \underbrace{}_{(bb)^*} \underbrace{}_{(aa)^* + (bb)^*}$$

$$\underbrace{\epsilon}_{(aa)^0} \underbrace{}_{(aa)^*} \underbrace{}_{(aa)^* + (bb)^*}$$

Il n'existe pas d'autre mot acceptant plusieurs dérivations : dans une dérivation, on choisit d'abord si le mot sera composé de a ou de b , puis on choisit sa longueur (paire). Deux dérivations différentes généreront donc deux mots qui diffèrent par leur longueur ou les lettres qui le composent, et donc deux mots qui seront forcément différents à moins que la longueur soit 0.

Exercice 2.1.4. Existe-t-il un mot acceptant plusieurs dérivations pour la regex $(aa + bb)^*$?

Correction. Non, dans cette regex on choisit d'abord la longueur (paire) du mot, puis les lettres qui le composent. On n'a donc plus le cas de l'exercice précédent.

Exercice 2.1.5. Donner un mot accepté par la regex $(aa + bb)^*$ mais pas $(aa)^* + (bb)^*$. Est-il possible de trouver un mot qui, à l'inverse, est accepté par la deuxième mais pas la première ?

Correction. La première regex accepte par exemple $bbaa$, qui ne fait pas partie du langage dénoté par la seconde.

Tout mot accepté par la seconde regex sera accepté par la première : si on a une dérivation de la forme $(aa)^* + (bb)^* \rightarrow (aa)^* \rightarrow (aa)^n$, alors on a également $(aa + bb)^* \rightarrow (aa + bb)^n \rightarrow^n (aa)^n$ (le \rightarrow^n indique qu'il y a n étapes de dérivation, en l'occurrence n fois le choix de aa dans $aa + bb$). Même raisonnement si on part sur les b .

Exercice 2.1.6. (*) Exprimer, en langue naturelle et de façon concise, le langage dénoté par la regex $(a^*b^*)^*$. Traduire ensuite ce langage en une regex non-ambiguë, c'est-à-dire où il n'y aura qu'une dérivation pour chaque mot.

Correction. La regex permet d'engendrer n'importe quel mot. En effet, soit le mot $c_1c_2\dots c_n$, où $c_i \in \{a, b\}$ pour tout i , on peut par exemple commencer la dérivation par $(a^*b^*)^* \rightarrow (a^*b^*)^n$ et, quand $c_i = a$ (resp. b), instancier le $i^{\text{ème}}$ facteur par a^1b^0 (resp. a^0b^1).

Le langage accepté, Σ^* , est plus simplement reconnu par la regex $(a + b)^*$.

2.2 Syntaxe

2.3 Sémantique

2.3.1 Les cas de base

2.3.2 Sémantique de la concaténation

2.3.3 Sémantique de la disjonction

2.3.4 Sémantique de l'itération

2.4 Mise en application

2.4.1 Quelques astuces

Exercice 2.4.1. Donner une regex pour les mots qui commencent par a .

Correction. $a\Sigma^*$

Exercice 2.4.2. Donner une *regex* pour les mots qui finissent par b .

Correction. Σ^*b

Exercice 2.4.3. Donner une *regex* pour les mots qui commencent par a finissent par b .

Correction. $a\Sigma^*b$

Exercice 2.4.4. Donner une *regex* pour les mots de longueur paire.

Correction. $(\Sigma\Sigma)^*$

Exercice 2.4.5. Donner une *regex* pour les mots de longueur impaire qui contiennent au moins 4 lettres.

Correction. $\Sigma^4(\Sigma\Sigma)^*\Sigma$

Exercice 2.4.6. Donner une *regex* pour les mots de longueur impaire, qui contiennent au moins 4 lettres, commencent par a et finissent par b .

Correction. $a\Sigma^3(\Sigma\Sigma)^*b$

2.4.2 Syntaxe en pratique

2.4.3 Calcul de l'appartenance

Chapter 3

Automates finis

3.1 Automates finis déterministes

3.1.1 Principe général

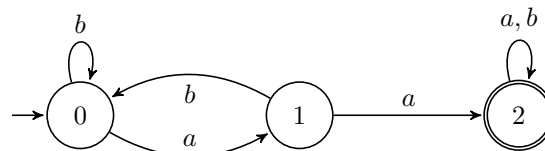


Figure 3.1: Un premier automate

Exercice 3.1.1. Les mots *abbaba*, *ababbaab* et *abba* sont-ils acceptés par l'automate de la figure 3.1 ?

Correction. On a les parcours suivant dans l'automate :

- *abbaba*

$0 \xrightarrow{a} 1 \xrightarrow{b} 0 \xrightarrow{b} 0 \xrightarrow{a} 1 \xrightarrow{b} 0 \xrightarrow{a} 1 \notin \{2\}$, donc non.

- *ababbaab*

$0 \xrightarrow{a} 1 \xrightarrow{b} 0 \xrightarrow{a} 1 \xrightarrow{b} 0 \xrightarrow{b} 0 \xrightarrow{a} 1 \xrightarrow{a} 2 \xrightarrow{b} 2 \in \{2\}$, donc oui.

- *abba*

$0 \xrightarrow{a} 1 \xrightarrow{b} 0 \xrightarrow{b} 0 \xrightarrow{a} 1 \notin \{2\}$, donc non.

Exercice 3.1.2. Quel est le **langage reconnu**, cad. l'ensemble des mots acceptés, par l'automate de la figure 3.1 ? Donner la réponse en français et sous forme d'expression rationnelle.

Correction. L'état 0 correspond à "on n'a pas croisé de *aa*", l'état 1 est "on vient de croiser un *a* isolé" et 2 est "On a croisé plus tôt *aa*". Le langage accepté est celui des mots ayant *aa* comme facteur, cad. $\Sigma^*aa\Sigma^*$.

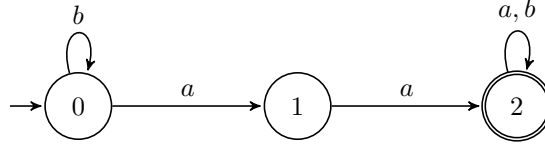


Figure 3.2: Un automate incomplet

Exercice 3.1.3. Les mots $bbbaababbaaba$, $bbabaab$ et $baaaaaab$ sont-ils acceptés par l'automate de la figure 3.2 ?

Correction. On a les parcours suivant dans l'automate :

- $bbbaababbaaba$

$0 \xrightarrow{b} 0 \xrightarrow{b} 0 \xrightarrow{b} 0 \xrightarrow{a} 1 \xrightarrow{a} 2 \xrightarrow{babbaaba} 2 \in \{2\}$, donc oui.

- $bbabaab$

$0 \xrightarrow{b} 0 \xrightarrow{b} 0 \xrightarrow{a} 1 \xrightarrow{b}$, donc non.

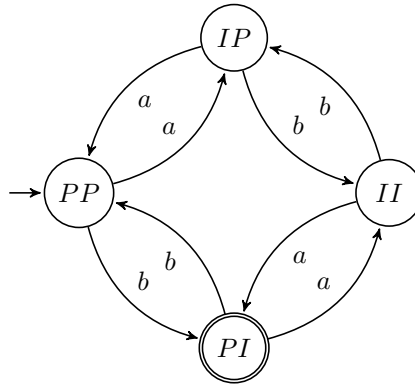
- $baaaaaab$

$0 \xrightarrow{b} 0 \xrightarrow{a} 1 \xrightarrow{a} 2 \xrightarrow{aaaaab} 2 \in \{2\}$, donc oui.

Exercice 3.1.4. Quel est le langage reconnu par l'automate de la figure 3.2 ? Donner la réponse en français et sous forme d'expression rationnelle.

Correction. On reste dans l'état 0 tant qu'on a lu b^* . On passe en 1 dès qu'on lit un premier a , et seul un autre a tombant immédiatement permet de passer en 2, où on accepte tout. Le langage reconnu est celui des mots qui contiennent des a et dont le premier est immédiatement suivi d'un deuxième, cad. $b^*aa\Sigma^*$.

Exemple 3.1.1. On veut écrire un automate reconnaissant le langage $L = \{w \in \Sigma^* \mid |w|_a \text{ pair et } |w|_b \text{ impair}\}$, cad. l'ensemble des mots avec un nombre pair de a et impairs de b .



Exercice 3.1.5. (**) En reprenant l'exemple 3.1.1, montrer que $\forall w, w \in L \Leftrightarrow$ l'automate accepte w . Vous pouvez procéder par induction sur w , en utilisant un objectif un peu plus précis que celui fourni.

Correction. On est obligé, pour cette preuve, d'affiner la propriété qu'on veut prouver, en précisant le rôle des différents états :

$$\begin{aligned} \forall w, & \quad ((PP \xrightarrow{w} PP \text{ ssi. } |w|_a \text{ pair et } |w|_b \text{ pair}) \\ & \wedge (PP \xrightarrow{w} IP \text{ ssi. } |w|_a \text{ impair et } |w|_b \text{ pair}) \\ & \wedge (PP \xrightarrow{w} PI \text{ ssi. } |w|_a \text{ pair et } |w|_b \text{ impair}) \\ & \wedge (PP \xrightarrow{w} II \text{ ssi. } |w|_a \text{ impair et } |w|_b \text{ impair})) \end{aligned}$$

On procède par induction (droite) sur w . Dans le cas où $w = \epsilon$, la formule devient

$$\begin{aligned} & ((PP \xrightarrow{\epsilon} PP \text{ ssi. } |\epsilon|_a \text{ pair et } |\epsilon|_b \text{ pair}) \\ & \wedge (PP \xrightarrow{\epsilon} IP \text{ ssi. } |\epsilon|_a \text{ impair et } |\epsilon|_b \text{ pair}) \\ & \wedge (PP \xrightarrow{\epsilon} PI \text{ ssi. } |\epsilon|_a \text{ pair et } |\epsilon|_b \text{ impair}) \\ & \wedge (PP \xrightarrow{\epsilon} II \text{ ssi. } |\epsilon|_a \text{ impair et } |\epsilon|_b \text{ impair})) \end{aligned}$$

Qui se réécrit en

$$\begin{aligned} & \top \text{ ssi. } \top \\ & \wedge \perp \text{ ssi. } \perp \\ & \wedge \perp \text{ ssi. } \perp \\ & \wedge \perp \text{ ssi. } \perp \end{aligned}$$

qui s'évalue à \top . Le cas de base est donc vrai. Pour la récursion, on suppose que la propriété est vraie pour w , et on veut vérifier qu'elle est vraie pour $w.a$ et $w.b$. On se concentre, sans perte de généralité, sur $w.a$. On a 4 cas à étudier : $|w|_a$ pair et $|w|_b$ pair, $|w|_a$ impair et $|w|_b$ pair, $|w|_a$ pair et $|w|_b$ impair, et enfin $|w|_a$ impair et $|w|_b$ impair. On se concentre, encore une fois sans perte de généralité, sur le premier cas. On veut donc prouver

$$\begin{aligned} & ((PP \xrightarrow{wa} PP \text{ ssi. } |wa|_a \text{ pair et } |wa|_b \text{ pair}) \\ & \wedge (PP \xrightarrow{wa} IP \text{ ssi. } |wa|_a \text{ impair et } |wa|_b \text{ pair}) \\ & \wedge (PP \xrightarrow{wa} PI \text{ ssi. } |wa|_a \text{ pair et } |wa|_b \text{ impair}) \\ & \wedge (PP \xrightarrow{wa} II \text{ ssi. } |wa|_a \text{ impair et } |wa|_b \text{ impair})) \end{aligned}$$

Puisqu'on est dans le cas $|w|_a$ pair et $|w|_b$ pair, $|wa|_a$ impair et $|wa|_b$ pair. De plus, l'hypothèse de récurrence nous dit que $PP \xrightarrow{w} PP$. Puisque $PP \xrightarrow{a} IP$, on a $PP \xrightarrow{wa} IP$. La propriété reste donc vraie en passant de w à $w.a$.

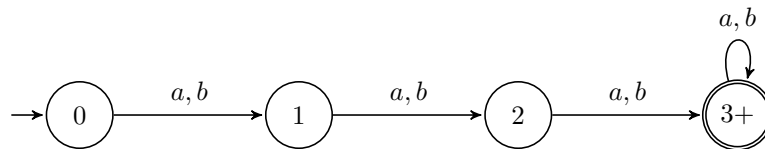
En généralisant cette preuve à tous les cas ignorés¹, on montre la propriété pour tout mot. Puisque le seul état terminal est PI , la correction de l'automate est un corrolaire.

Dans la série d'exercices qui suit, on utilisera comme alphabet $\Sigma = \{a, b\}$.

Exercice 3.1.6. Donner un automate qui reconnaît le langage $\{w \in \Sigma^* \mid |w| \geq 3\}$.

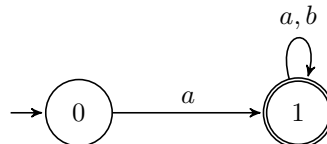
Correction. On vérifie simplement la présence de 3 premières lettres avant d'autoriser n'importe quoi. Le nom des états représente le nombre de lettres lues :

¹Oui, la preuve formelle est un long et terrible chemin de croix parcouru par des héros et héroïnes du quotidien.



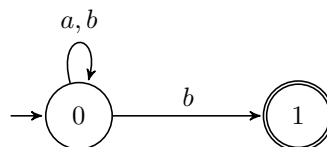
Exercice 3.1.7. Donner un automate pour les mots qui commencent par a .

Correction. On vérifie simplement la présence d'un a au début du mot :



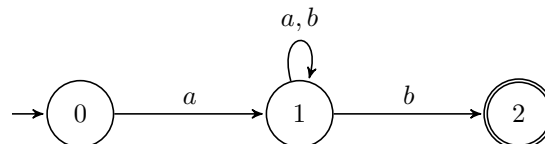
Exercice 3.1.8. Donner un automate pour les mots qui finissent par b .

Correction. On vérifie simplement la présence d'un b qui ne peut être suivi par rien :



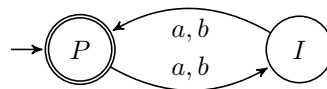
Exercice 3.1.9. Donner un automate pour les mots qui commencent par a finissent par b .

Correction. En mélangeant les automates précédant, on obtient



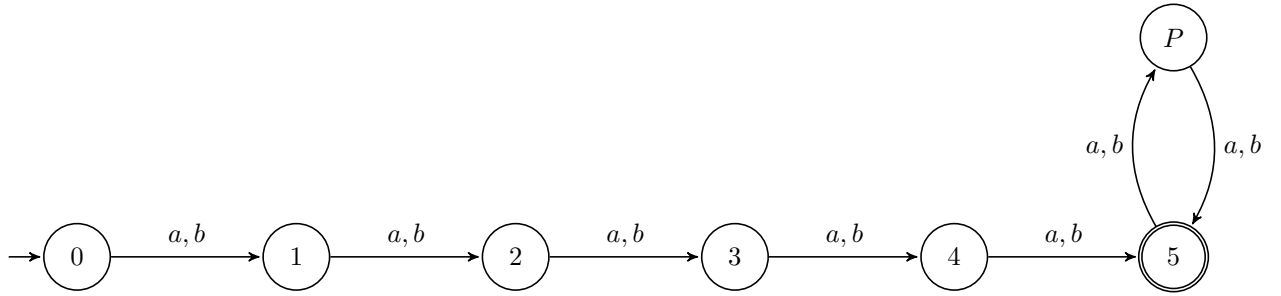
Exercice 3.1.10. Donner un automate pour les mots de longueur paire.

Correction. On suit juste la parité de la longueur du mot donné :

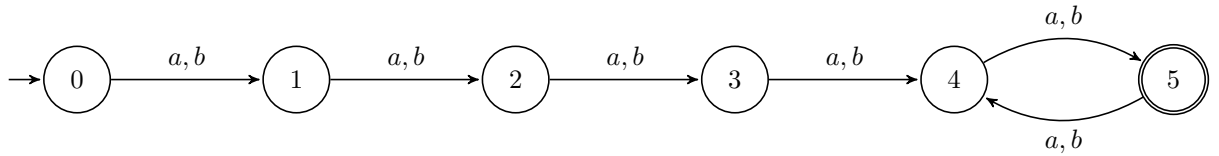


Exercice 3.1.11. Donner un automate pour les mots de longueur impaire qui contiennent au moins 4 lettres.

Correction. On vérifie d'abord qu'on a 5 lettres, puis qu'on ajoute un nombre pair de lettres :

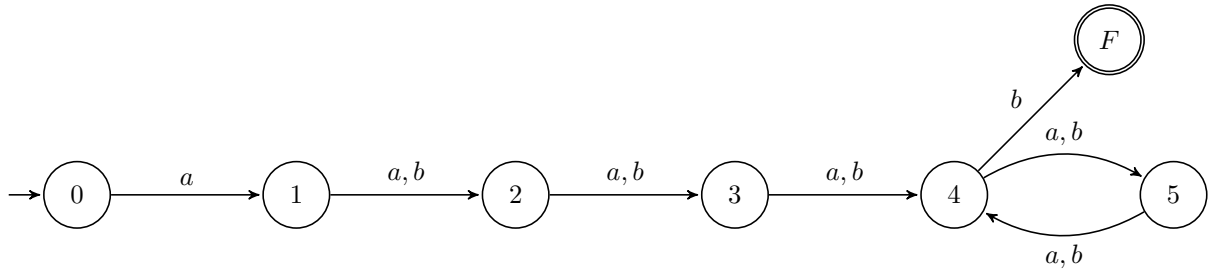


Notez qu'on peut ici fusionner les états 4 et I :



Exercice 3.1.12. Donner un automate pour les mots de longueur impaire, qui contiennent au moins 4 lettres, commencent par a et finissent par b .

Correction. On contraint un peu l'automate précédent en forçant un a au début, et en ajoutant un état (on ne peut plus avoir 5 terminal, car sinon on va soit permettre de finir avec a , soit trop contraindre l'intérieur des mots) :



3.1.2 Formalisation et implémentation

Exercice 3.1.13. Donner la formalisation de l'automate de l'exemple 3.1.1 et vérifier qu'il accepte le mot $aababba$.

Correction. On a le 5-uplet suivant :

- $Q = \{PP, IP, PI, II\}$
- $\Sigma = \{a, b\}$
- $q_0 = PP$
- $F = \{PI\}$
- $\delta(PP, a) = IP; \delta(PP, b) = PI; \delta(IP, a) = PP; \delta(IP, b) = II; \delta(PI, a) = II; \delta(PI, b) = PP; \delta(II, a) = PI; \delta(II, b) = IP.$

On a alors le calcul suivant :

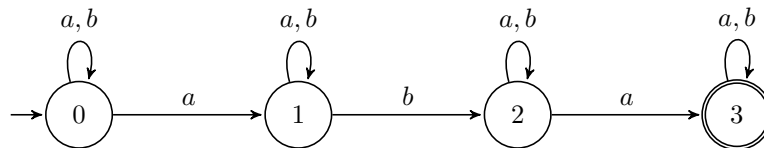
$$\begin{aligned}
& \delta^*(PP, aababba) \\
&= \delta^*(\delta(PP, a), ababba) \\
&= \delta^*(IP, ababba) \\
&= \delta^*(\delta(IP, a), babba) \\
&= \delta^*(PP, babba) \\
&= \delta^*(PI, abba) \\
&= \delta^*(II, bba) \\
&= \delta^*(IP, ba) \\
&= \delta^*(II, a) \\
&= \delta^*(PI, \epsilon) \\
&= PI \in \{PI\}, \text{ donc oui.}
\end{aligned}$$

3.2 Automates finis non-déterministes

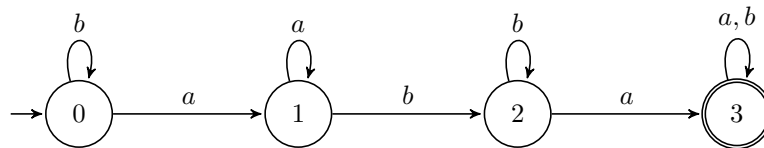
3.2.1 Principe général

Exercice 3.2.1. Donner une *regex* et un automate fini pour le langage $L = \{w \mid aba \text{ est un sous-mot de } w\}$.

Correction. On peut fournir une *regex* hautement non-déterministe : $\Sigma^*a\Sigma^*b\Sigma^*a\Sigma^*$. L'automate non-déterministe équivalent est



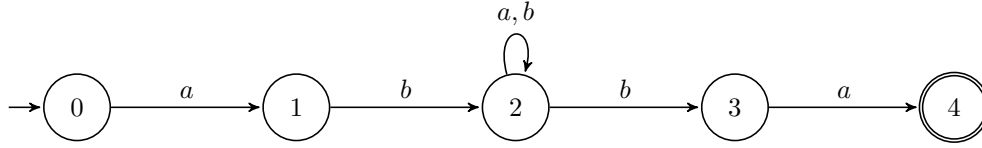
Assez étonnamment, on peut concevoir un automate déterministe qui reconnaît le même langage avec le même nombre d'états.



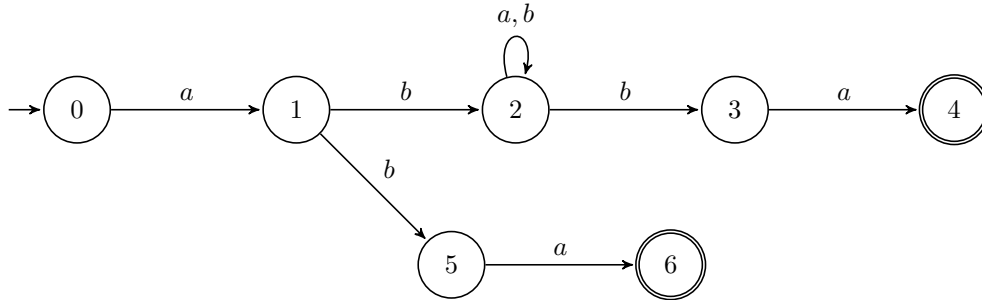
Dans cette version, on enlève certaines transitions pour forcer que les transitions horizontales soient prises dès que possible. Cet automate permet de déduire une *regex* moins claire car moins ambiguë, et donc plus efficace : $b^*aa^*bb^*a\Sigma^*$.

Exercice 3.2.2. Donner une *regex* et un automate fini pour le langage des mots qui commencent par *ab* et finissent par *ba*.

Correction. On pourrait d'abord avoir envie de répondre



Cependant, cet automate n'accepte pas *aba*, qui fait pourtant partie du langage. Il s'agit cependant de la seule exception, qu'on peut rajouter à la main (l'état 5 représente le choix que le premier *b* est à la fois celui du début et de la fin, et donc que le mot lu est *aba*). On aurait pu être encore plus flemmard et rajouter deux états, dont un initial, plutôt que de partager 0 et 1.



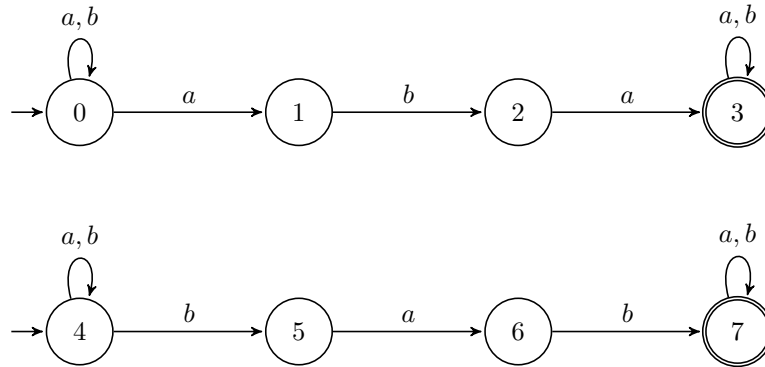
La regex correspondant à cet automate est $a(b\Sigma^*ba + ba)$. On aurait pu plus simplement utiliser la version défactorisée $ab\Sigma^*ba + aba$.

3.2.2 Formalisation et implémentation

3.3 Transformation d'automates

3.3.1 Complétion

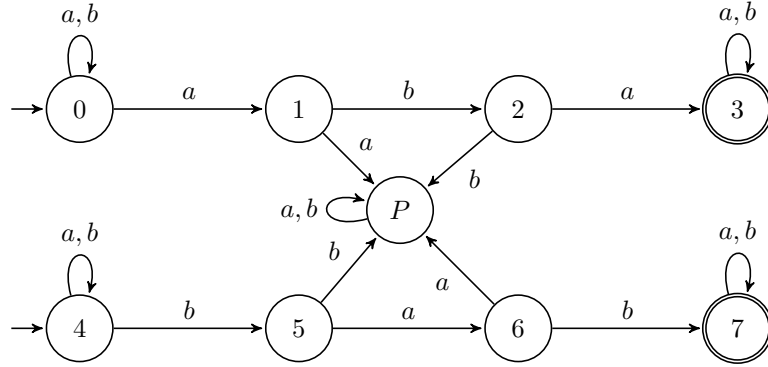
Exercice 3.3.1. Compléter l'automate suivant :



Correction. On obtient

Exercice 3.3.2. Donner la formalisation de la complétion d'un automate non-déterministe.

Correction. Soit un automate non-déterministe $\langle Q, \Sigma, I, F, \delta \rangle$, sa version complétée est



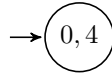
$\langle Q \cup \{P\}, \Sigma, I, F, \delta' \rangle$, avec

$$\begin{cases} \delta'(q, a) = \delta(q, a) & \text{si } \delta(q, a) \neq \emptyset, \\ \delta'(q, a) = \{P\} & \text{si } \delta(q, a) = \emptyset, \\ \delta'(P, a) = \{P\} & \text{pour tout } a \in \Sigma \end{cases}$$

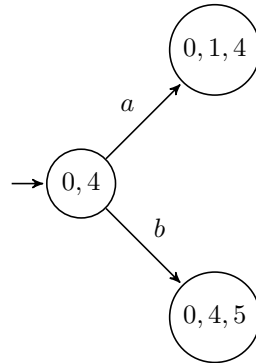
3.3.2 Déterminisation

Exercice 3.3.3. Déterminiser l'automate de l'exercice 3.3.1.

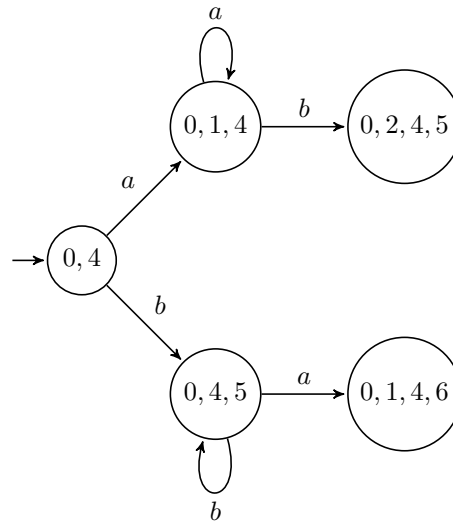
Correction. L'automate à déterminer a deux états initiaux : 0 et 4. On commence donc en créant un état initial représentant 0 et 4 :



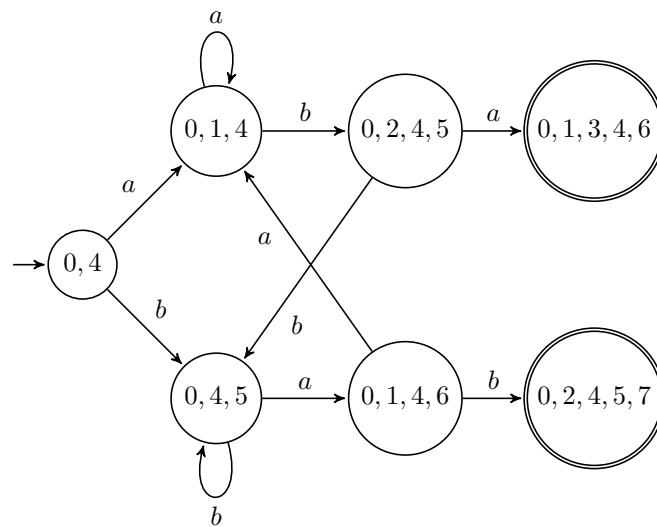
La lettre a permet de passer de 0 à 0 ou 1, et fait boucler sur 4. Au total, quand on est en 0, 4 et qu'on lit un a , on a le choix entre 0, 1 et 4. De même, en lisant un b , on peut aller en 0, 4 ou 5. On obtient donc les premières transitions suivantes :



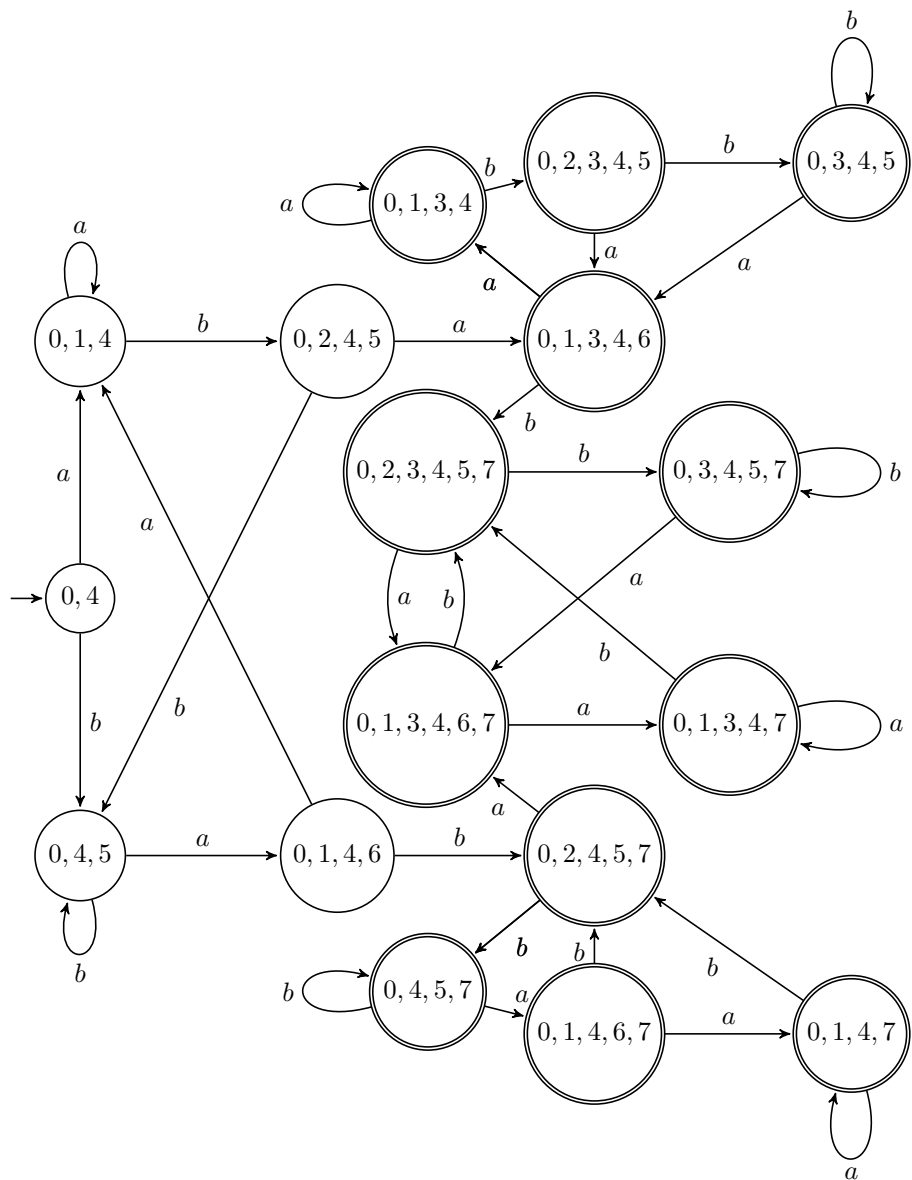
On itère :



Quand on lit un a depuis $0, 2, 4$ ou 5 , on peut atteindre $0, 1, 3, 4$ ou 6 , on crée donc l'état correspondant. 3 étant un état terminal dans l'automate initial, $0, 1, 3, 4, 6$ l'est aussi. Un b par contre nous emmène seulement en $0, 4$ ou 5 . Cette état existant déjà dans notre automate, on pointe dessus. En faisant le même raisonnement avec $0, 1, 4, 6$, on obtient

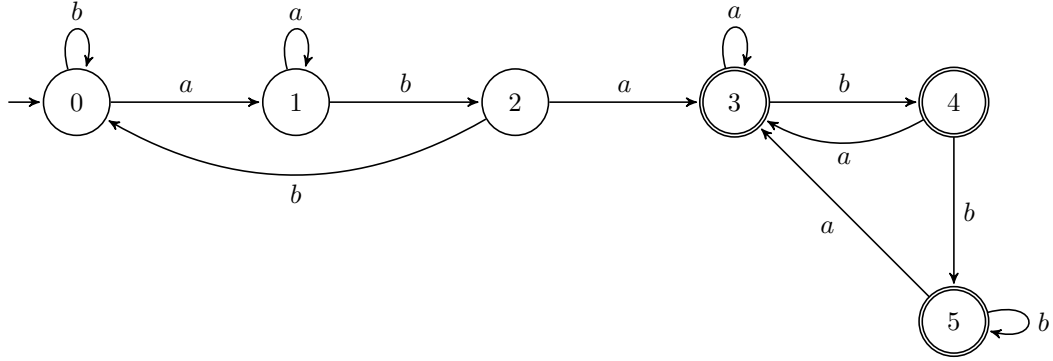


En continuant comme ça, on arrive à



3.3.3 Minimisation

Exercice 3.3.4. Minimiser (en utilisant l'algorithme) l'automate



Correction. On a $N = \{0, 1, 2\}$ d'un côté, et $F = \{3, 4, 5\}$ de l'autre. On va d'abord s'intéresser à N .

- 0 vs 1
 - $\delta(0, a) = 1 = \delta(1, a)$
 - $\delta(1, b) = 0 \in N$ et $\delta(1, b) = 2 \in N$
 - \Rightarrow 0 et 1 sont d'accord
- 0 vs 2
 - $\delta(0, a) = 1 \in N$ et $\delta(2, a) = 3 \in F$
 - \Rightarrow 0 et 2 ne sont pas d'accord, on va devoir les séparer
- Pas besoin de tester 1 vs 2, puisqu'on sait déjà que 1 va être avec 0, et donc séparé de 2.

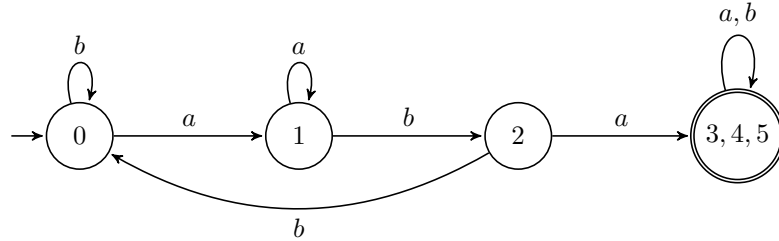
On peut donc séparer N en $N_1 = \{0, 1\}$ et $N_2 = \{2\}$. On a maintenant le choix d'étudier N_1 ou F . On choisit (un peu bêtement) F .

- 3 vs 4
 - $\delta(3, a) = 3 = \delta(4, a)$
 - $\delta(3, b) = 4 \in F$ et $\delta(4, b) = 5 \in F$
 - \Rightarrow 3 d'accord avec 4
- 3 vs 5
 - $\delta(3, a) = 3 = \delta(5, a)$
 - $\delta(3, b) = 4 \in F$ et $\delta(5, b) = 5 \in F$
 - \Rightarrow 3 d'accord avec 5
- Pas besoin de tester 4 vs 5, puisqu'ils sont tous les deux d'accord avec 3.

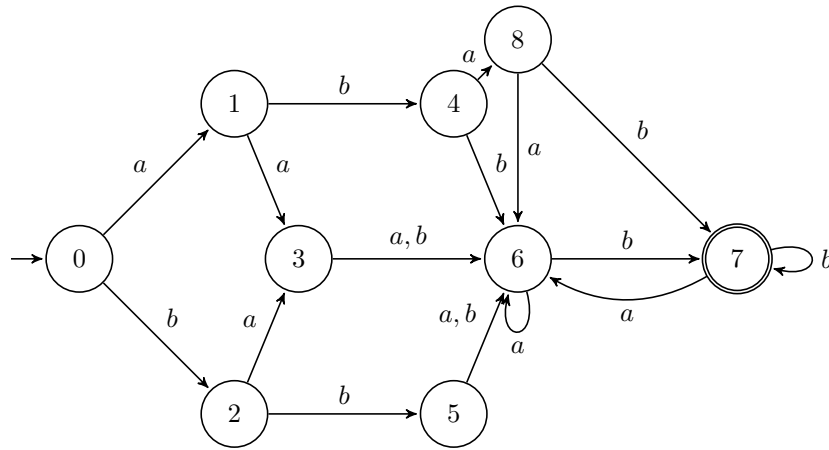
On laisse donc F en l'état. On s'intéresse maintenant à N_1 :

- 0 vs 1
 - $\delta(0, a) = 1 = \delta(1, a)$
 - $\delta(0, b) = 0 \in N_1$ et $\delta(1, b) = 2 \in N_1$
 - \Rightarrow On sépare 0 et 1.

On a donc maintenant $N_3 = \{0\}$, $N_4 = \{1\}$, $N_2 = \{2\}$ et $F = \{3, 4, 5\}$. Puisqu'on a eu un changement (casser N_1 en deux), on devrait refaire la vérification pour F faite plus haut, au cas où le résultat aurait changé. Ceci dit, on peut remarquer qu'aucun état de F n'envoie directement en 0 ou 1, et donc que F resterait insécable. On peut donc en fusionner les états et obtenir



Exercice 3.3.5. Minimiser l'automate suivant :



Correction. On divise donc notre ensemble d'états en $F = \{7\}$ et $N = \{0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 8\}$. On ne va manifestement pas pouvoir affiner F , contrairement à N . Pour ça, on va regarder toutes les paires d'états de N et, à chaque fois, vérifier si les deux états ont des désaccords en lisant a ou b :

- 0 vs. 1
 - $\delta(0, a) = 1$ et $\delta(1, a) = 3$. Pour l'instant, 1 et 3 appartiennent tous les deux à 3, ce qui veut dire qu'on suppose que 1 accepte un mot w ssi. 3 accepte w . On peut donc conclure que, de ce qu'on sait, 0 accepte un mot $a.w$ ssi. 1 accepte $a.w$.
 - $\delta(0, b) = 2$ et $\delta(1, b) = 4$. 2 et 4 appartiennent à la même classe, on suppose donc pour l'instant que 0 accepte un mot $b.w$ ssi. 1 accepte un mot $b.w$.
- ⇒ Pour l'instant, on conserve notre hypothèse selon laquelle 0 et 1 acceptent le même langage. Ils sont donc dans la même classe.
- 0 vs. 2
 - $\delta(0, a) = 1$ et $\delta(2, a) = 3$, 1 et 3 sont dans la même classe.

– $\delta(0, b) = 2$ et $\delta(2, b) = 5$. 2 et 5 appartiennent à la même classe.

\Rightarrow Pour l'instant, on conserve notre hypothèse selon laquelle 0 et 2 acceptent le même langage. 2 rejoint donc la classe de 0 et 1.

Pour préserver ce qu'il me reste de santé mentale, je ne vais pas détailler tout le reste.

- 0 vs. 3 : compatibilité. 3 est donc mis avec 0, 1 et 2.
- 0 vs. 4 : compatibilité. 4 est donc mis avec 0, 1, 2 et 3.
- 0 vs. 5 : compatibilité. 5 est donc mis avec 0, 1, 2 et 3, 4.
- 0 vs. 6 : incompatibilité. 6 est mis à part.
- 0 vs. 8 : incompatibilité. 8 est mis à part.

On sait que 6 et 8 ne vont pas dans l'ensemble 0, 1, 2, 3, 4, 5, mais il reste à déterminer s'ils vont ensemble ou s'ils restent chacun dans leur coin.

- 6 vs. 8 : compatibilité, on classe 6 et 8 ensemble.

\Rightarrow On sépare N en $N_1 = \{0, 1, 2, 3, 4, 5\}$ et $N_2 = \{6, 8\}$

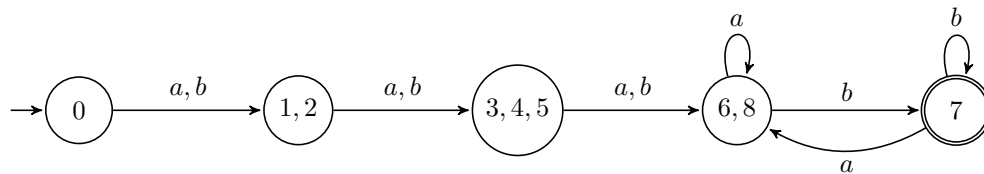
On peut noter que 6 et 8 pointent exactement sur les mêmes états pour les deux lettres, on peut donc être sûr qu'on n'arrivera pas à les séparer, quoi qu'il arrive à N_1 . On s'intéresse donc à ce dernier.

- Les seuls états qu'on va sortir sont ceux qui pointent vers N_2 , cad. $\{3, 4, 5\}$. On peut en effet vérifier qu'ils sont tous incompatibles avec 0, 1 et 2, et qu'ils sont compatibles entre eux.

On divise donc N_1 en $N_3 = \{0, 1, 2\}$ et $N_4 = \{3, 4, 5\}$. On regarde N_3 :

- 1 et 2 vont vers N_4 avec b alors que 0 reste en N_3 . 1 et 2 envoient vers le même état avec a .

On divise N_3 en $N_5 = \{0\}$ et $N_6 = \{1, 2\}$. En plus de ces deux ensembles, on a $N_4 = \{3, 4, 5\}$, $N_2 = \{6, 8\}$ et $F = \{7\}$. En repassant sur chacun de ces ensembles, on se rend compte qu'on ne peut faire aucune séparation. On peut donc fusionner les états de chaque classe et obtenir



Cad. l'automate acceptant les mots d'au moins 4 lettres terminant par un b . La version initiale de l'automate était non-minimale en ce qu'elle distinguait en plusieurs états la lecture de a ou de b alors qu'au fond, on ne s'intéressait qu'à la longueur.

3.4 Limite de la reconnaissance par automates finis

3.5 Propriétés de clôture

3.5.1 Union

3.5.2 Concaténation

3.5.3 Itération

Exercice 3.5.1. Est-il nécessaire dans la transformation de rendre non-terminaux les états qui l'étaient dans l'automate original ?

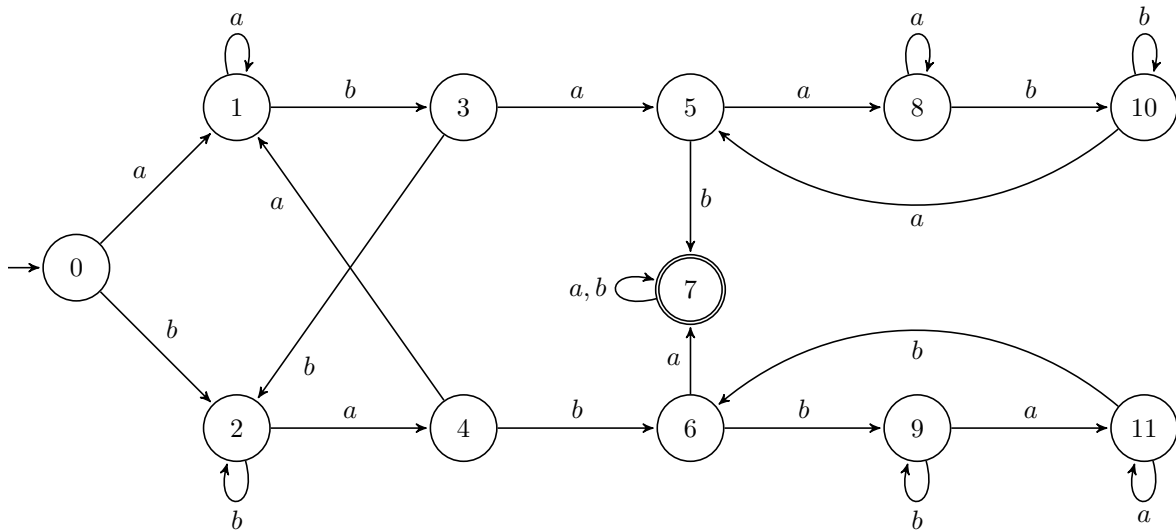
Correction. Non, puisque tout état anciennement terminal a une ϵ -transition menant à S , qui est lui terminal. Toute lecture terminant dans un état de F peut donc également s'achever dans S , ce qui implique que laisser les états de F terminaux permettrait juste de choisir son état d'acceptation.

Exercice 3.5.2. Pourquoi était-il indispensable d'introduire un nouvel état dans la transformation ?

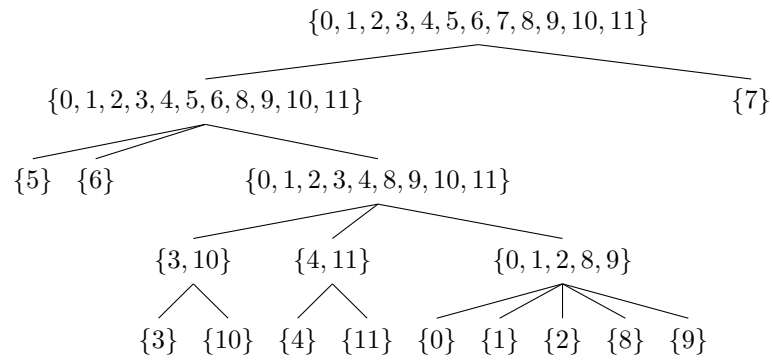
Correction. L^* contient le mot vide pour tout langage L , on a donc besoin d'un état initial terminal. Cependant, rendre l'état initial d'origine terminal peut parasiter les calculs en faisant accepter des mots n'appartenant pas à L^* . Dans l'exemple 3.5.2 du poly, rendre PP initial plutôt que créer S ferait accepter aa , qui n'appartient pas à L^* (tout mot de L^* , à l'exception d' ϵ , contient au moins un b).

3.5.4 Intersection

Exercice 3.5.3. Minimiser l'automate

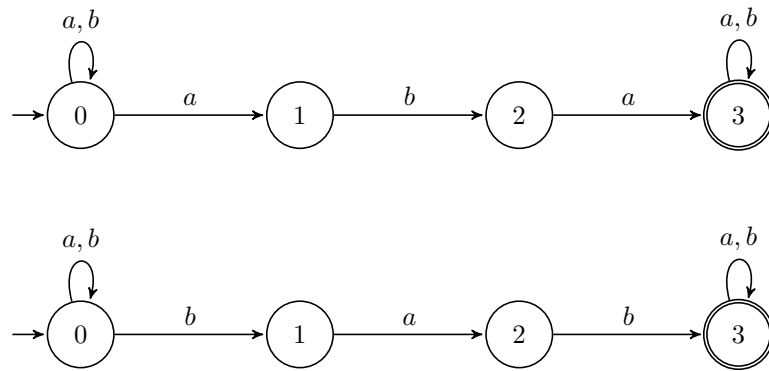


Correction. On obtient le partitionnement suivant :

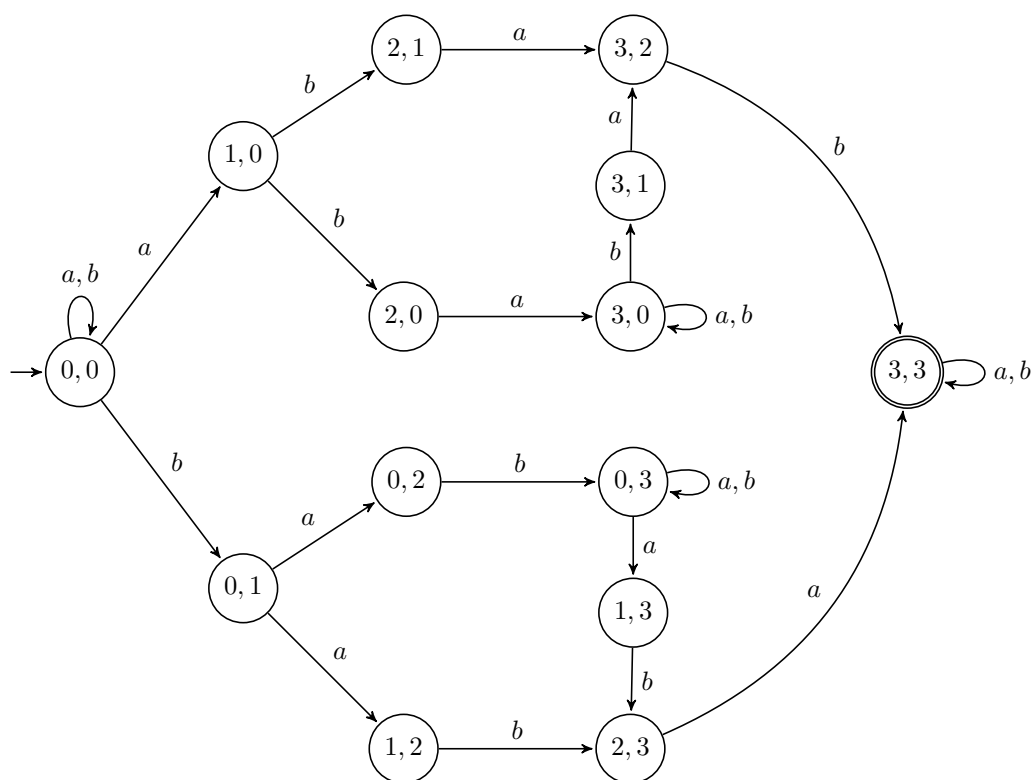


L'automate était donc déjà minimal.

Exercice 3.5.4. Appliquer l'algorithme d'intersection sur les automates



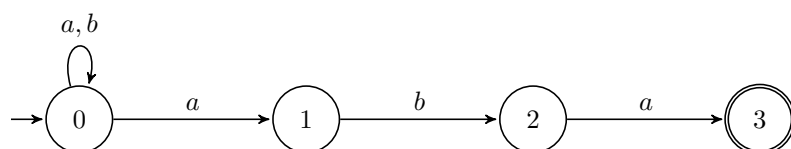
Correction. On obtient l'automate suivant :



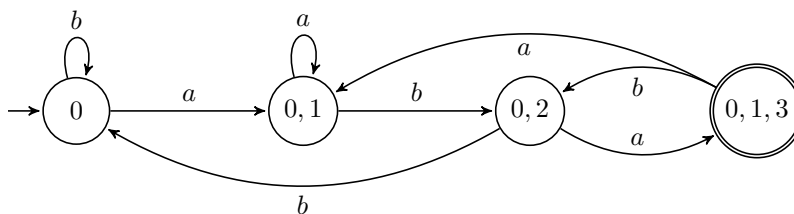
3.5.5 Complémentaire

Exercice 3.5.5. Donner un automate des mots ne terminant pas par *aba*.

Correction. On donne d'abord un automate des mots terminant par *aba* :

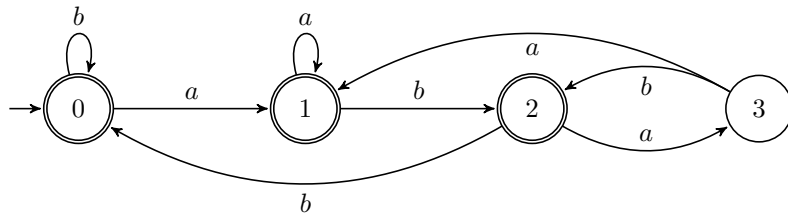


Il faut d'abord déterminer l'automate. On obtient



Cet automate est déjà complet, on peut donc procéder à l'inversion des états terminaux (et

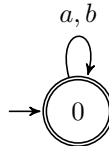
renommer les états). Le langage des mots ne terminant pas par aba est donc reconnu par



3.5.6 Conséquences pour les langages non-reconnus

Exercice 3.5.6. Montrer que le langage $\{w \in \{a, b, c\}^* \mid |w|_a = |w|_b\}$ est non-rationnel.

Correction. On remarque que $L \cap \{a, b\}^*$, cad. L restreint à a et b , est égal à $\{w \in \{a, b\}^* \mid |w|_a = |w|_b\}$, qui est non-rationnel. $\{a, b\}^*$ est lui rationnel, car reconnu par l'automate



Si L était rationnel, par clôture, $L \cap \{a, b\}^* = \{w \in \{a, b\}^* \mid |w|_a = |w|_b\}$ devrait l'être aussi, ce qui n'est pas le cas. On en déduit donc que L n'est pas rationnel.

Chapter 4

Théorème de Kleene

4.1 Des expressions rationnelles aux automates

4.1.1 Traduction récursive

4.1.2 Traduction linéaire

Exercice 4.1.1. Utiliser l'algorithme de Glushkov pour traduire en automate l'expression $e = (bb)^*(b(a+b)^*)^*$

Correction. On commence par réécrire e en $(b_1b_2)^*(b_3(a_4+b_5)^*)^*$. On peut ensuite calculer les images des fonctions E , D , F et P .

L'expression contient-elle le mot vide, et l'état initial est-il terminal ?

$$\begin{aligned} & E((b_1b_2)^*(b_3(a_4+b_5)^*)^*) \\ &= E((b_1b_2)^*) \wedge E((b_3(a_4+b_5)^*)^*) \\ &= \top \wedge \top \\ &= \top \end{aligned}$$

Quelles sont les premières lettres des mots de l'expression, et donc les transitions partant de l'état initial ?

$$\begin{aligned} & D((b_1b_2)^*(b_3(a_4+b_5)^*)^*) \\ &= D((b_1b_2)^*) \cup D((b_3(a_4+b_5)^*)^*) \\ &= D(b_1b_2) \cup D(b_3(a_4+b_5)^*) \\ &= D(b_1) \cup D(b_3) \\ &= \{b_1\} \cup \{b_3\} \\ &= \{b_1, b_3\} \end{aligned}$$

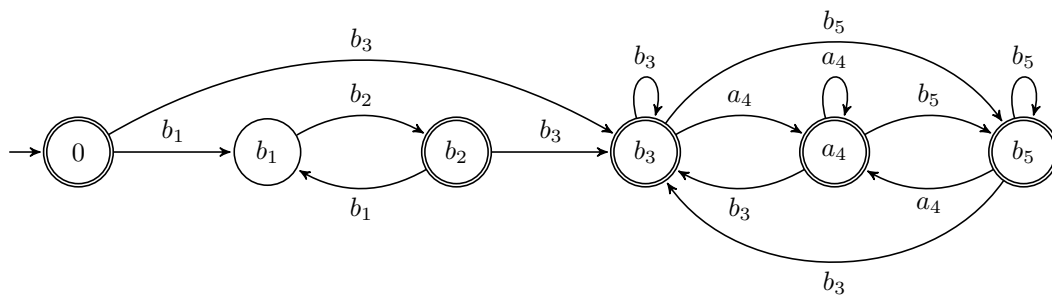
Quelles sont les dernières lettres des mots de l'expression, et donc les états terminaux ?

$$\begin{aligned}
& F((b_1b_2)^*(b_3(a_4 + b_5)^*)^*) \\
&= F((b_1b_2)^*) \cup F((b_3(a_4 + b_5)^*)^*) \\
&= F(b_1b_2) \cup F(b_3(a_4 + b_5)^*) \\
&= D(b_2) \cup F(b_3) \cup F((a_4 + a_5)^*) \\
&= D(b_2) \cup F(b_3) \cup F(a_4 + a_5) \\
&= D(b_2) \cup F(b_3) \cup F(a_4) \cup F(a_5) \\
&= \{b_2\} \cup \{b_3\} \cup \{a_4\} \cup \{a_5\} \\
&= \{b_2, b_3, a_4, a_5\}
\end{aligned}$$

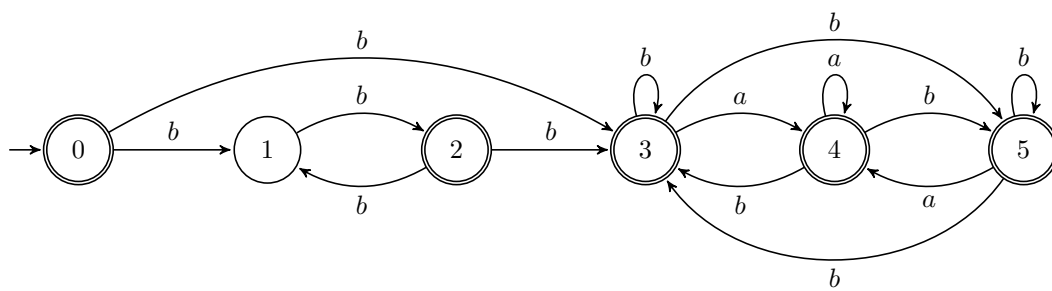
Et enfin, quelles lettres peuvent se suivre dans les mots de l'expression ?

$$\begin{aligned}
& P((b_1b_2)^*(b_3(a_4 + b_5)^*)^*) \\
&= P((b_1b_2)^*) \cup P((b_3(a_4 + b_5)^*)^*) \cup F((b_1b_2)^*).D((b_3(a_4 + b_5)^*)^*) \\
&= P((b_1b_2)^*) \cup P((b_3(a_4 + b_5)^*)^*) \cup \{b_2\}.\{b.3\} \\
&= P((b_1b_2)^*) \cup P((b_3(a_4 + b_5)^*)^*) \cup \{b_2.b_3\} \\
&= P(b_1b_2) \cup F(b_1b_2).D(b_1b_2) \cup P((b_3(a_4 + b_5)^*)^*) \cup \{b_2.b_3\} \\
&= P(b_1b_2) \cup \{b_2.b_1\} \cup P((b_3(a_4 + b_5)^*)^*) \cup \{b_2.b_3\} \\
&= P(b_1) \cup P(b_2) \cup F(b_1).D(b_2) \cup \{b_2.b_1\} \cup P((b_3(a_4 + b_5)^*)^*) \cup \{b_2.b_3\} \\
&= \emptyset \cup \emptyset \cup \{b_1.b_2\} \cup \{b_2.b_1\} \cup P((b_3(a_4 + b_5)^*)^*) \cup \{b_2.b_3\} \\
&= \{b_1.b_2, b_2.b_1, b_2.b_3\} \cup P((b_3(a_4 + b_5)^*)^*) \\
&= \{b_1.b_2, b_2.b_1, b_2.b_3\} \cup P(b_3(a_4 + b_5)^*) \cup F(b_3(a_4 + b_5)^*).D(b_3(a_4 + b_5)^*) \\
&= \{b_1.b_2, b_2.b_1, b_2.b_3\} \cup P(b_3(a_4 + b_5)^*) \cup \{b_3, a_4, b_5\}.\{b_3\} \\
&= \{b_1.b_2, b_2.b_1, b_2.b_3\} \cup P(b_3(a_4 + b_5)^*) \cup \{b_3.b_3, a_4.b_3, b_5.b_3\} \\
&= \{b_1.b_2, b_2.b_1, b_2.b_3, b_3.b_3, a_4.b_3, b_5.b_3\} \cup P(b_3(a_4 + b_5)^*) \\
&= \{b_1.b_2, b_2.b_1, b_2.b_3, b_3.b_3, a_4.b_3, b_5.b_3\} \cup P(b_3) \cup P((a_4 + b_5)^*) \cup D(b_3).F((a_4 + b_5)^*) \\
&= \{b_1.b_2, b_2.b_1, b_2.b_3, b_3.b_3, a_4.b_3, b_5.b_3\} \cup \emptyset \cup P((a_4 + b_5)^*) \cup \{b_3\}.\{a_4, b_5\} \\
&= \{b_1.b_2, b_2.b_1, b_2.b_3, b_3.b_3, b_3.a_4, b_3.b_5, a_4.b_3, b_5.b_3\} \cup P((a_4 + b_5)^*) \\
&= \{b_1.b_2, b_2.b_1, b_2.b_3, b_3.b_3, b_3.a_4, b_3.b_5, a_4.b_3, b_5.b_3\} \cup P(a_4 + b_5) \cup F(a_4 + b_5).D(a_4 + b_5) \\
&= \{b_1.b_2, b_2.b_1, b_2.b_3, b_3.b_3, b_3.a_4, b_3.b_5, a_4.b_3, b_5.b_3\} \cup P(a_4) \cup P(b_5) \cup \{a_4, b_5\}.\{a_4, b_5\} \\
&= \{b_1.b_2, b_2.b_1, b_2.b_3, b_3.b_3, b_3.a_4, b_3.b_5, a_4.b_3, b_5.b_3\} \cup \emptyset \cup \emptyset \cup \{a_4.a_4, a_4.b_5, b_5.a_4, b_5.b_5\} \\
&= \{b_1.b_2, b_2.b_1, b_2.b_3, b_3.b_3, b_3.a_4, b_3.b_5, a_4.b_3, b_5.b_3, a_4.a_4, a_4.b_5, b_5.a_4, b_5.b_5\}
\end{aligned}$$

On obtient donc l'automate suivant :



qui se "déspecialise" en



Chapter 5

Grammaires formelles et hiérarchie de Chomsky

5.1 Principe général

Exercice 5.1.1. Quel est le langage engendré par la grammaire qui suit ?

$$\begin{cases} S \rightarrow LaaR \\ L \rightarrow Lb \\ L \rightarrow ab \\ R \rightarrow bR \\ R \rightarrow ba \end{cases}$$

Correction. Le symbole L peut générer autant de b qu'il veut sur sa droite, avant se s'arrêter en produisant un ab . Le symbole L engendre donc le langage $abb^* = ab^+$. De même, R engendre b^+a . Puisque l'axiome peut uniquement produire $LaaR$, le langage engendré par la grammaire est ab^+aab^+a .

Exercice 5.1.2. Quel est le langage engendré par la grammaire suivante ?

$$\begin{cases} S \rightarrow A \mid B \\ A \rightarrow aA \mid \epsilon \\ B \rightarrow bB \mid \epsilon \end{cases}$$

Correction. Le symbole A produit autant de a qu'il veut avant de disparaître. Le langage engendré par A est donc a^* , de même que B engendre b^* . Puisqu'on a le choix entre réécrire l'axiome S en A ou B , on engendre $a^* + b^*$.

Exercice 5.1.3. Quel est le langage engendré par la grammaire suivante ?

$$\{S \rightarrow aS \mid bS \mid \epsilon\}$$

Correction. Cette fois, on peut engendrer un mélange de a et de b , autant qu'on veut, dans l'ordre que l'on veut (règles 1 et 2), puis arrêter (règle 3). Le langage engendré est donc celui de tous les mots, cad. $(a + b)^*$.

Exercice 5.1.4. Donner l'ensemble des mots qui admettent deux dérivations (ie. peuvent être construits de plusieurs façons différentes) dans la grammaire de l'exercice 5.1.2. Même question pour celle de l'exercice 5.1.3.

Correction. Dans la première grammaire, on peut engendrer ϵ de deux façons différentes :

- $S \rightarrow A \rightarrow \epsilon$
- $S \rightarrow B \rightarrow \epsilon$

Aucun n'autre mot ne dispose de plusieurs dérivations. Toute dérivation est de la forme

- $S \rightarrow A \rightarrow^n a^n A \rightarrow a^n$
- ou
- $S \rightarrow B \rightarrow^n b^n B \rightarrow b^n$

Deux dérivations différentes qui commencent toutes les deux par $S \rightarrow A$ doivent utiliser un nombre différent de fois la règle produisant un a , ce qui implique de générer des mots de longueurs différentes et donc des mots qui le sont également. Idem pour deux dérivations qui commencent par $S \rightarrow B$.

Deux dérivations différentes qui commencent par $S \rightarrow A$ et $S \rightarrow B$ ne peuvent pas générer le même mot à part ϵ , car la présence de a exclut celle de b , et inversement.

Dans la deuxième grammaire, il n'existe qu'une dérivation par mot. En effet, soit $w = c_1 c_2 \dots c_n$, la seule possibilité est de générer c_n , puis c_{n-1} , ... et enfin c_1 , cad. de produire linéairement le mot de la droite vers la gauche.

5.2 Formalisation

Exercice 5.2.1. Donner une grammaire qui engendre le langage $\{a^n b^n \mid n \in \mathbb{N}\}$

Correction. Ce langage est engendré par

$$\{S \rightarrow aSb \mid \epsilon\}$$

Exemple d'application :

$$S \rightarrow aSb \rightarrow aaSbb \rightarrow aaasbbb \rightarrow aaabbb$$

Exercice 5.2.2. Montrer que la grammaire suivante engendre le langage $\{a^n b^n c^n \mid n \in \mathbb{N}\}$

$$\begin{cases} S \rightarrow XY \\ X \rightarrow aXbZ \mid \epsilon \\ Zb \rightarrow bZ \\ ZY \rightarrow Yc \\ Y \rightarrow \epsilon \end{cases}$$

Correction. La grammaire commence obligatoirement par réécrire S en XY . Le X peut ensuite créer des copies de lui-même, une par une, en ajoutant a à gauche et bZ à droite, jusqu'à disparaître. L'application des deux premières règles a donc toujours la forme suivante :

$$S \rightarrow_1 XY \rightarrow_2^n a^n X(bZ)^n Y \rightarrow_3 a^n (bZ)^n Y$$

La règle 4 permet ensuite de faire rouler les b vers les a et les Z vers le Y :

$$a^n (bZ)^n Y \rightarrow_4^* a^n b^n Z^n Y$$

Enfin, le Y roule sur les Z , les transformant au passage en c , et peut disparaître une fois qu'il a fini son travail :

$$a^n (bZ)^n Y \rightarrow_5^* a^n b^n Y c^n \rightarrow_6 a^n b^n c^n$$

Notez qu'on peut faire disparaître le Y avant qu'il ait fini de transformer les Z en c . Mais dans ce cas, on ne pourrâ pas obtenir un mot composé uniquement de symboles terminaux, il s'agit donc d'une impasse sans conséquence.

5.3 Hierarchie de Chomsky

5.3.1 Grammaires de type 3, ou régulières

Grammaires linéaires à gauche et à droite

Exercice 5.3.1. Quel est le langage engendré par la grammaire suivante ?

$$\begin{cases} S \rightarrow Sa \mid Ta \mid a \\ T \rightarrow Tb \mid b \end{cases}$$

Correction. L'axiome S permet d'abord de générer autant de a que désiré sur sa droite. On a ensuite le choix de s'arrêter avec un dernier a , produisant donc un mot de a^+ , ou de partir en T avec également un dernier a , et d'y générer un nombre non-nul de b . Le langage engendré par la grammaire est donc $a^+ + b^+ a^+$, qui peut se factoriser en $b^* a^+$.

Exercice 5.3.2. (**) Donner, en suivant l'intuition de la preuve ci-dessus, une grammaire linéaire à droite qui engendre le même langage que la grammaire

$$\begin{cases} S \rightarrow Sa \mid Ta \mid a \\ T \rightarrow Tb \mid b \end{cases}$$

Correction. Une dérivation dans la grammaire termine forcément par $S \rightarrow a$ ou $T \rightarrow b$. On a donc, pour la version droite de la grammaire, de commencer par écrire un a suivi d'un S , ou un b suivi d'un T . Soit A l'axiome de la nouvelle grammaire, on a déjà les deux règles qui suivent :

$$\{A \rightarrow aS \mid bT\}$$

La question qui suit est "comment peut-on créer un S dans la grammaire originale ?". Une première possibilité est via la règle $S \rightarrow aS$, qu'on inverse en

$$\{S \rightarrow aS\}$$

De plus, S étant l'axiome, il peut apparaître *ex nihilo*. Il devient donc la fin des dérivations dans la nouvelle grammaire :

$$\{S \rightarrow \epsilon\}$$

La deuxième question est "comment peut-on créer un T dans la grammaire originale ?" Les deux réponses sont $S \rightarrow Ta$ et $T \rightarrow Tb$, qu'on inverse en

$$\{T \rightarrow aS \mid bT\}$$

Au final, notre grammaire linéaire à droite est

$$\begin{cases} A \rightarrow aS \mid bT \\ S \rightarrow aS \mid \epsilon \\ T \rightarrow aS \mid bT \end{cases}$$

où A est l'axiome. On peut vérifier assez facilement que cette grammaire reconnaît également b^*a^+ .

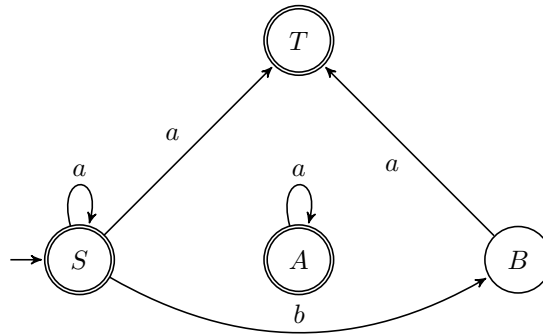
Une extension du théorème de Kleene

On a vu dans le chapitre 4 que les langages pouvant être décrits par des expressions rationnelles et ceux définissables par automate étaient les mêmes. Ce résultat peut s'étendre aux grammaires de type 3.

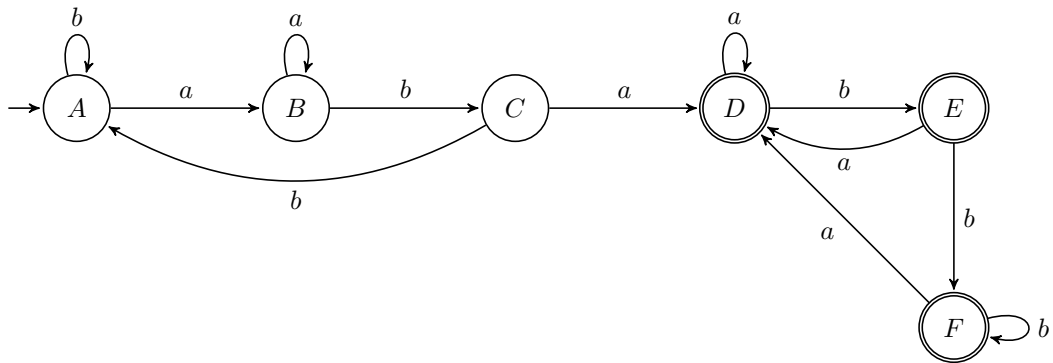
Exercice 5.3.3. Traduire en automate la grammaire

$$\begin{cases} S \rightarrow aS \mid bB \mid a \mid \epsilon \\ A \rightarrow aS \mid \epsilon \\ B \rightarrow a \end{cases}$$

Correction. En appliquant l'algorithme donné en cours, on obtient



Exercice 5.3.4. Traduire en grammaire l'automate



En appliquant l'algorithme donné en cours, on obtient

$$\left\{ \begin{array}{l} A \rightarrow bA \mid aB \\ B \rightarrow aB \mid bC \\ C \rightarrow aD \mid bA \\ D \rightarrow aD \mid bE \mid \epsilon \\ E \rightarrow aD \mid bF \mid \epsilon \\ F \rightarrow aD \mid bF \mid \epsilon \end{array} \right.$$

où A est l'axiome.

Notez qu'on pourrait aussi ajouter par exemple une règle $C \rightarrow a$, mais ça serait redondant avec $C \rightarrow aD$ et $D \rightarrow \epsilon$. On pourrait également enlever toutes les ϵ -productions et les remplacer par $C \rightarrow a$, $D \rightarrow a$ etc, mais la grammaire nous semble ainsi moins lisible.