

Théorème de Kleene

Quentin Fortier

September 18, 2024

Théorème de Kleene

L'objectif de ce cours est de montrer :

Théorème de Kleene

Soit L un langage. Alors :

L est régulier



L est reconnaissable

Régulier \implies reconnaissable

Preuve de « régulier \implies reconnaissable » avec l'**algorithme de Berry-Sethi** :

- 1 Une expression régulière e peut être linéarisée (chaque lettre n'est alors utilisée qu'une seule fois).

Régulier \implies reconnaissable

Preuve de « régulier \implies reconnaissable » avec l'**algorithme de Berry-Sethi** :

- 1 Une expression régulière e peut être linéarisée (chaque lettre n'est alors utilisée qu'une seule fois).
- 2 Un langage linéaire est local.

Régulier \implies reconnaissable

Preuve de « régulier \implies reconnaissable » avec l'**algorithme de Berry-Sethi** :

- 1 Une expression régulière e peut être linéarisée (chaque lettre n'est alors utilisée qu'une seule fois).
- 2 Un langage linéaire est local.
- 3 Un langage local est reconnu par un automate local.

Régulier \implies reconnaissable

Preuve de « régulier \implies reconnaissable » avec l'**algorithme de Berry-Sethi** :

- 1 Une expression régulière e peut être linéarisée (chaque lettre n'est alors utilisée qu'une seule fois).
- 2 Un langage linéaire est local.
- 3 Un langage local est reconnu par un automate local.
- 4 Cet automate local peut être « délinéarisé » pour reconnaître L .

L'automate obtenu est appelé **automate de Glushkov**.

Régulier \implies reconnaissable : Langage linéaire

Définition : Expression régulière linéaire

Une expression régulière est **linéaire** si chaque lettre y apparaît au plus une fois.

Régulier \implies reconnaissable : Langage linéaire

Définition : Expression régulière linéaire

Une expression régulière est **linéaire** si chaque lettre y apparaît au plus une fois.

Définition

Soit e une expression régulière sur un alphabet Σ .

Soit k le nombre de lettres (avec multiplicité) apparaissant dans e .

Soit Σ' un alphabet de taille k .

Linéariser e consiste à remplacer chaque occurrence de lettre apparaissant dans e par une lettre différente de Σ' .

Régulier \implies reconnaissable : Langage linéaire

Définition : Expression régulière linéaire

Une expression régulière est **linéaire** si chaque lettre y apparaît au plus une fois.

Définition

Soit e une expression régulière sur un alphabet Σ .

Soit k le nombre de lettres (avec multiplicité) apparaissant dans e .

Soit Σ' un alphabet de taille k .

Linéariser e consiste à remplacer chaque occurrence de lettre apparaissant dans e par une lettre différente de Σ' .

Exemple : soit $e = \varepsilon | b(a|bb)^* b$. En prenant $\Sigma' = \{c_0, c_1, c_2, c_3, c_4\}$, on peut linéariser e en $e' = \varepsilon | c_0(c_1|c_2c_3)^* c_4$.

Définition

Soit L un langage. On définit :

- $P(L) = \{a \in \Sigma \mid a\Sigma^* \cap L \neq \emptyset\}$ (premières lettres des mots de L)
- $S(L) = \{a \in \Sigma \mid \Sigma^*a \cap L \neq \emptyset\}$ (dernières lettres des mots de L)
- $F(L) = \{u \in \Sigma^2 \mid \Sigma^*u\Sigma^* \cap L \neq \emptyset\}$ (facteurs de longueur 2 des mots de L)

Régulier \implies reconnaissable : Langage local

Définition

Soit L un langage. On définit :

- $P(L) = \{a \in \Sigma \mid a\Sigma^* \cap L \neq \emptyset\}$ (premières lettres des mots de L)
- $S(L) = \{a \in \Sigma \mid \Sigma^*a \cap L \neq \emptyset\}$ (dernières lettres des mots de L)
- $F(L) = \{u \in \Sigma^2 \mid \Sigma^*u\Sigma^* \cap L \neq \emptyset\}$ (facteurs de longueur 2 des mots de L)

Question

Donner $P(L)$, $S(L)$, $F(L)$ pour $L = a^*b(ab)^*c$.

Régulier \implies reconnaissable : Langage local

Définition

Soit L un langage. On définit :

- $P(L) = \{a \in \Sigma \mid a\Sigma^* \cap L \neq \emptyset\}$ (premières lettres des mots de L)
- $S(L) = \{a \in \Sigma \mid \Sigma^*a \cap L \neq \emptyset\}$ (dernières lettres des mots de L)
- $F(L) = \{u \in \Sigma^2 \mid \Sigma^*u\Sigma^* \cap L \neq \emptyset\}$ (facteurs de longueur 2 des mots de L)

Définition

Un langage L est **local** si, pour tout mot $u = u_1u_2\dots u_n \neq \varepsilon$:

$$u \in L \iff u_1 \in P(L) \wedge u_n \in S(L) \wedge \forall k, u_k u_{k+1} \in F(L)$$

Remarque : \implies est évident donc il suffit de prouver \Leftarrow .

Régulier \implies reconnaissable : Langage local

Définition

Soit L un langage. On définit :

- $P(L) = \{a \in \Sigma \mid a\Sigma^* \cap L \neq \emptyset\}$ (premières lettres des mots de L)
- $S(L) = \{a \in \Sigma \mid \Sigma^*a \cap L \neq \emptyset\}$ (dernières lettres des mots de L)
- $F(L) = \{u \in \Sigma^2 \mid \Sigma^*u\Sigma^* \cap L \neq \emptyset\}$ (facteurs de longueur 2 des mots de L)

Définition

Un langage L est **local** si, pour tout mot $u = u_1u_2\dots u_n \neq \varepsilon$:

$$u \in L \iff u_1 \in P(L) \wedge u_n \in S(L) \wedge \forall k, u_k u_{k+1} \in F(L)$$

Remarque : \implies est évident donc il suffit de prouver \impliedby .

Exercice

Dire si les langages suivants sont locaux : $L_1 = a^*$, $L_2 = (ab)^*$,
 $L_3 = a^*|(ab)^*$, $L_4 = a^*(ab)^*$.

Régulier \implies reconnaissable : Linéaire \implies local

Théorème

Soient L_1 et L_2 des langages locaux sur des alphabets disjoints Σ_1 et Σ_2 . Alors :

- $L_1 \cup L_2$ est local sur $\Sigma_1 \cup \Sigma_2$
- $L_1 L_2$ est local sur $\Sigma_1 \cup \Sigma_2$
- L_1^* est local sur Σ_1

On en déduit :

Théorème

Tout langage linéaire est local.

Régulier \implies reconnaissable : Automate local

Définition

Un automate déterministe (Σ, Q, q_0, F, E) est **local** si toutes les transitions étiquetées par une même lettre aboutissent au même état :

$$(q_1, a, q_2) \in E \wedge (q_3, a, q_4) \in E \implies q_2 = q_4$$

Régulier \implies reconnaissable : Automate local

Définition

Un automate déterministe (Σ, Q, q_0, F, E) est **local** si toutes les transitions étiquetées par une même lettre aboutissent au même état :

$$(q_1, a, q_2) \in E \wedge (q_3, a, q_4) \in E \implies q_2 = q_4$$

Théorème

Tout langage local L est reconnu par un automate local.

Régulier \implies reconnaissable : Automate local

Définition

Un automate déterministe (Σ, Q, q_0, F, E) est **local** si toutes les transitions étiquetées par une même lettre aboutissent au même état :

$$(q_1, a, q_2) \in E \wedge (q_3, a, q_4) \in E \implies q_2 = q_4$$

Théorème

Tout langage local L est reconnu par un automate local.

Preuve :

L est reconnu par (Σ, Q, q_0, F, E) où :

- $Q = \Sigma \cup \{q_0\}$: un état correspond à la dernière lettre lue
- $F = S(L)$ si $\varepsilon \notin L$, sinon $F = S(L) \cup \{q_0\}$.
- $E = \{(q_0, a, a) \mid a \in P(L)\} \cup \{(a, b, b) \mid ab \in F(L)\}$

Régulier \implies reconnaissable : Automate local

Définition

Un automate déterministe (Σ, Q, q_0, F, E) est **local** si toutes les transitions étiquetées par une même lettre aboutissent au même état :

$$(q_1, a, q_2) \in E \wedge (q_3, a, q_4) \in E \implies q_2 = q_4$$

Théorème

Tout langage local L est reconnu par un automate local.

Preuve :

L est reconnu par (Σ, Q, q_0, F, E) où :

- $Q = \Sigma \cup \{q_0\}$: un état correspond à la dernière lettre lue
- $F = S(L)$ si $\varepsilon \notin L$, sinon $F = S(L) \cup \{q_0\}$.
- $E = \{(q_0, a, a) \mid a \in P(L)\} \cup \{(a, b, b) \mid ab \in F(L)\}$

Exemple : construire un automate local reconnaissant $e = a(a|b)^*$.

Régulier \implies reconnaissable : Algorithme de Berry-Sethi

Soit e une expression régulière.

- 1 On linéarise e en e' , en remplaçant chaque lettre de e par une nouvelle lettre.
- 2 On construit un automate local A reconnaissant $L(e')$. Pour cela il faut calculer $P(L(e'))$, $S(L(e'))$, $F(L(e'))$.
- 3 On remplace chaque étiquette a de A en faisant l'opération inverse de 1. On obtient alors un automate (**automate de Glushkov**) reconnaissant $L(e)$.

Régulier \implies reconnaissable : Algorithme de Berry-Sethi

Soit e une expression régulière.

- 1 On linéarise e en e' , en remplaçant chaque lettre de e par une nouvelle lettre.
- 2 On construit un automate local A reconnaissant $L(e')$. Pour cela il faut calculer $P(L(e'))$, $S(L(e'))$, $F(L(e'))$.
- 3 On remplace chaque étiquette a de A en faisant l'opération inverse de 1. On obtient alors un automate (**automate de Glushkov**) reconnaissant $L(e)$.

On en déduit :

Théorème

L est un langage régulier $\implies L$ est reconnaissable.

Régulier \implies reconnaissable : Algorithme de Berry-Sethi

Soit e une expression régulière.

- 1 On linéarise e en e' , en remplaçant chaque lettre de e par une nouvelle lettre.
- 2 On construit un automate local A reconnaissant $L(e')$. Pour cela il faut calculer $P(L(e'))$, $S(L(e'))$, $F(L(e'))$.
- 3 On remplace chaque étiquette a de A en faisant l'opération inverse de 1. On obtient alors un automate (**automate de Glushkov**) reconnaissant $L(e)$.

Exercice

Construire l'automate de Glushkov reconnaissant $L(a(a|b)^*)$.

Reconnaissable \implies régulier : Élimination d'états

Soit L un langage reconnu par un automate A .

La **méthode d'élimination des états** permet de trouver une expression régulière e dont le langage est L .

Pour cela, on considère des automates généralisés où l'étiquette d'une transition peut être une expression régulière, et pas seulement une lettre ou ε .

Reconnaissable \implies régulier : Élimination d'états

On commence par se ramener à un automate plus simple :

Lemme

Soit A un automate.

Il existe un automate A' équivalent à A avec :

- Un unique état initial sans transition entrante.
- Un unique état final sans transition sortante.

Preuve :

Reconnaissable \implies régulier : Élimination d'états

On commence par se ramener à un automate plus simple :

Lemme

Soit A un automate.

Il existe un automate A' équivalent à A avec :

- Un unique état initial sans transition entrante.
- Un unique état final sans transition sortante.

Preuve : On ajoute un état initial q_i et un état final q_f et on ajoute des transitions ε depuis q_i vers les états initiaux de A et depuis les états finaux de A vers q_f .

Reconnaissable \implies régulier : Élimination d'états

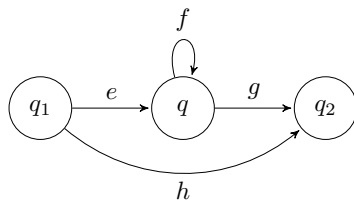
Soit A' un automate comme dans le lemme précédent.

Tant que A' possède au moins 3 états, on choisit un état q différent de q_i et q_f

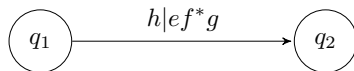
Reconnaissable \implies régulier : Élimination d'états

Soit A' un automate comme dans le lemme précédent.

Tant que A' possède au moins 3 états, on choisit un état q différent de q_i et q_f , on le supprime et on remplace chaque configuration :



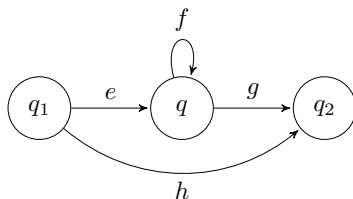
Par :



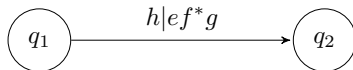
Reconnaissable \implies régulier : Élimination d'états

Soit A' un automate comme dans le lemme précédent.

Tant que A' possède au moins 3 états, on choisit un état q différent de q_i et q_f , on le supprime et on remplace chaque configuration :



Par :

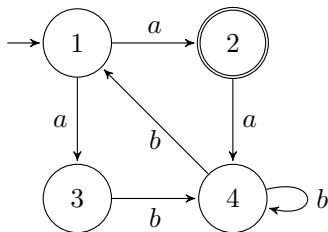


À la fin, l'étiquette de la transition restante donne une expression régulière de même langage que A' .

Reconnaissable \implies régulier : Élimination d'états

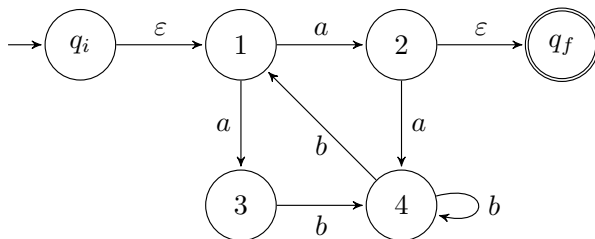
Exercice

Donner une expression régulière de même langage que l'automate suivant, par la méthode d'élimination des états.



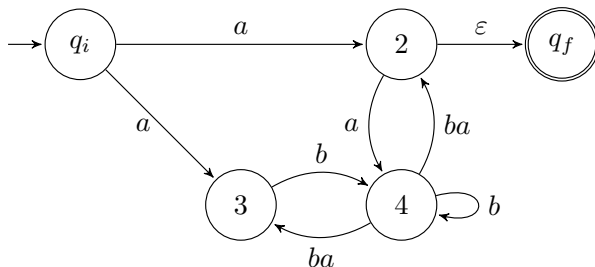
Reconnaissable \implies régulier : Élimination d'états

On commence par se ramener à un automate avec un état initial sans transition entrante et un état final sans transition sortante :



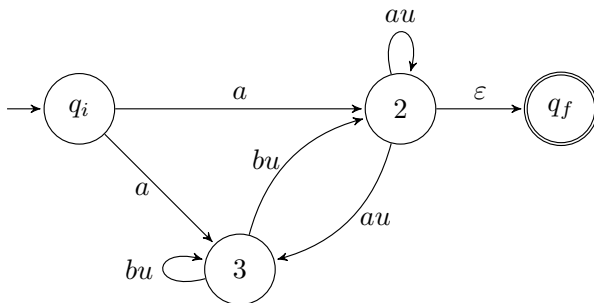
Reconnaissable \implies régulier : Élimination d'états

Suppression de l'état 1 :



Reconnaissable \implies régulier : Élimination d'états

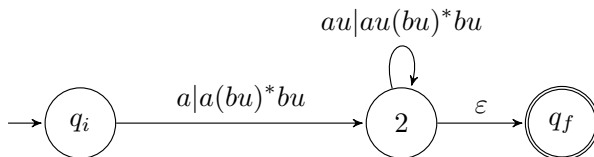
Suppression de l'état 4 :



Avec $u = b^*ba$.

Reconnaissable \implies régulier : Élimination d'états

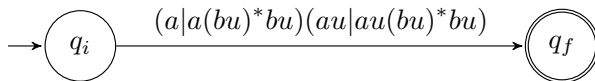
Suppression de l'état 3 :



Avec $u = b^*ba$.

Reconnaissable \implies régulier : Élimination d'états

Suppression de l'état 2 :



On obtient l'expression régulière $a|a(bu)^*bu(au|au(bu)^*bu)$ (que l'on peut simplifier), où $u = b^*ba$.

Régulier \iff reconnaissable

On a donc :

Théorème

Un langage est reconnaissable (par un automate) si et seulement s'il est régulier (décrit par une expression régulière).

Régulier \iff reconnaissable

On a donc :

Théorème

Un langage est reconnaissable (par un automate) si et seulement s'il est régulier (décrit par une expression régulière).

Tous les théorèmes sur les langages reconnaissables sont donc vraies aussi pour les langages réguliers :

Théorème

Les langages réguliers sont stables par :

- Concaténation, union finie, étoile (par définition).
- Intersection finie, complémentaire, différence (d'après les résultats correspondants sur les automates).

Régulier \iff reconnaissable

On a donc :

Théorème

Un langage est reconnaissable (par un automate) si et seulement s'il est régulier (décrit par une expression régulière).

Tous les théorèmes sur les langages reconnaissables sont donc vraies aussi pour les langages réguliers :

Théorème

Les langages réguliers sont stables par :

- Concaténation, union finie, étoile (par définition).
- Intersection finie, complémentaire, différence (d'après les résultats correspondants sur les automates).

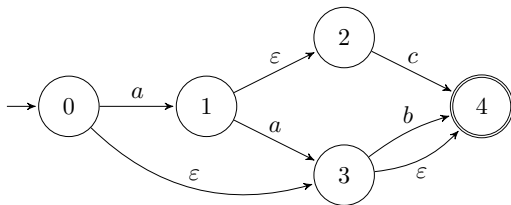
Exercice

Montrer que l'ensemble des mots sur $\Sigma = \{a, b\}$ ne contenant pas de facteur $ababb$ est régulier.

Régulier \iff reconnaissable : Autre méthode : automate de Thompson (HP)

On peut généraliser la notion d'automate en autorisant des ε -transitions (transition étiquetée par ε).

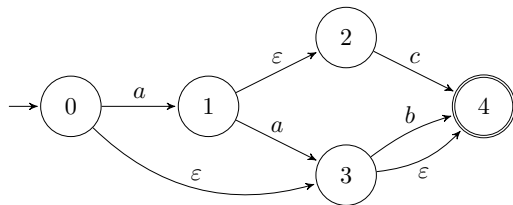
Exemple :



Régulier \iff reconnaissable : Autre méthode : automate de Thompson (HP)

On peut généraliser la notion d'automate en autorisant des ε -transitions (transition étiquetée par ε).

Exemple :



Automate avec ε -transitions reconnaissant
 $\{\varepsilon, b, ac, aa, aab\}$

L'**automate de Thompson** utilise des ε -transitions pour obtenir un automate à partir d'une expression régulière.

Régulier \iff reconnaissable : Autre méthode : automate de Thompson (HP)

Théorème

Tout automate avec ε -transitions est équivalent à un automate sans ε -transitions.

Régulier \iff reconnaissable : Autre méthode : automate de Thompson (HP)

Théorème

Tout automate avec ε -transitions est équivalent à un automate sans ε -transitions.

Preuve :

Soit $A = (\Sigma, Q, I, F, \delta)$ un automate avec ε -transitions.

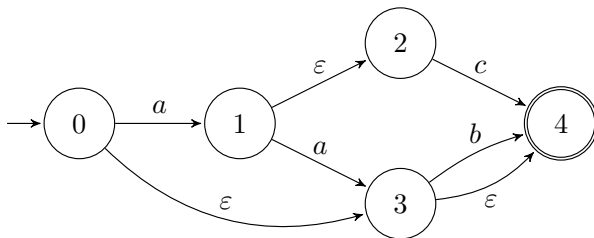
On définit $A' = (\Sigma, Q, I', F, \delta')$ où :

- I' est l'ensemble des états atteignables depuis un état de I en utilisant uniquement des ε -transitions.
- $\delta'(q, a)$ est l'ensemble des états q' tel qu'il existe un chemin de q à q' dans A étiqueté par un a et un nombre quelconque de ε (ce qui peut être trouvé par un parcours de graphe).

Régulier \iff reconnaissable : Autre méthode : automate de Thompson (HP)

Exercice

Donner un automate sans ε -transition équivalent à l'automate suivant :



Régulier \iff reconnaissable : Autre méthode : automate de Thompson (HP)

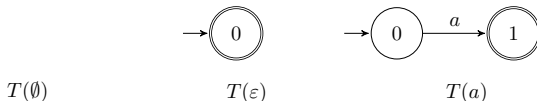
On construit récursivement l'**automate de Thompson** $T(e)$ reconnaissant une expression régulière e .

- Cas de base :

Régulier \iff reconnaissable : Autre méthode : automate de Thompson (HP)

On construit récursivement l'**automate de Thompson** $T(e)$ reconnaissant une expression régulière e .

- Cas de base :

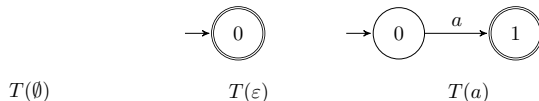


- $T(e_1 e_2)$:

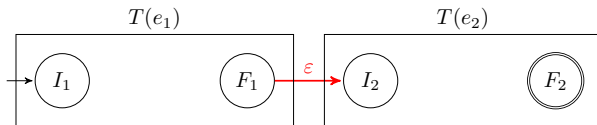
Régulier \iff reconnaissable : Autre méthode : automate de Thompson (HP)

On construit récursivement l'**automate de Thompson** $T(e)$ reconnaissant une expression régulière e .

- Cas de base :



- $T(e_1 e_2)$: on ajoute une ε -transition depuis chaque état final de $T(e_1)$ vers chaque état initial de $T(e_2)$.

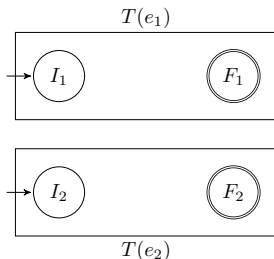


Régulier \iff reconnaissable : Autre méthode : automate de Thompson (HP)

- $T(e_1|e_2)$:

Régulier \iff reconnaissable : Autre méthode : automate de Thompson (HP)

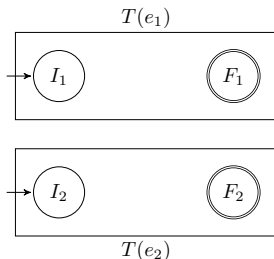
- $T(e_1|e_2)$: on prend l'union des états initiaux et des états finaux.



- $T(e_1^*)$:

Régulier \iff reconnaissable : Autre méthode : automate de Thompson (HP)

- $T(e_1|e_2)$: on prend l'union des états initiaux et des états finaux.



- $T(e_1^*)$: on ajoute une ε -transition depuis chaque état final vers chaque état initial.

