

# Rapport : Transducteurs et machines de Moore et Mealy

15 décembre 2024

## Table des matières

<b>1 Généralités sur les transducteurs finis</b>	<b>1</b>
1.1 Définition des transducteurs . . . . .	1
1.2 Relations rationnelles . . . . .	2
1.3 Propriétés des relations rationnelles et transducteurs finis . . . . .	2
1.4 Quelques problèmes associés aux transducteurs finis . . . . .	3
<b>2 Machines de Moore</b>	<b>4</b>
2.1 Définition et exemple . . . . .	4
<b>3 Machines de Mealy</b>	<b>4</b>
3.1 Définition . . . . .	4
3.2 Equivalence avec Moore . . . . .	5
3.3 Propriétés algébriques . . . . .	5

## 1 Généralités sur les transducteurs finis

Un transducteur fini est une généralisation des automates finis, implémentant non pas des langages mais plutôt des relations entre des ensembles de mots. Cela se fait à l'aide d'étiquettes supplémentaires sur chaque transition entre deux états.

### 1.1 Définition des transducteurs

**Définition 1.** Un transducteur fini est un 6-uplet  $T = (\Sigma, \Gamma, Q, I, F, \delta)$  où

- $\Sigma$  est l'alphabet d'entrée (fini)
- $\Gamma$  l'alphabet de sortie (fini)
- $Q$  l'ensemble des états (fini)
- $I \subset Q$  l'ensemble des états initiaux
- $F \subset Q$  l'ensemble des états finaux
- $\delta : Q \times \Sigma_\varepsilon \times \Gamma_\varepsilon \longrightarrow \mathcal{P}(Q)$  est la fonction de transition non déterministe

En d'autres termes,  $T$  est un automate fini non déterministe sur l'alphabet  $\Sigma_\varepsilon \times \Gamma \cup \Sigma \times \Gamma_\varepsilon$

On peut comme pour les automates définir  $\delta^* : Q \times \Sigma^* \times \Gamma^* \longrightarrow \mathcal{P}(Q)$  par induction :

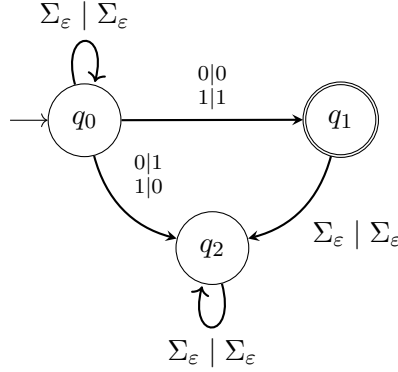
$$\delta^*_{|Q \times \Sigma_\varepsilon \times \Gamma_\varepsilon} = \delta$$
$$\forall(a, b) \in \Sigma_\varepsilon \times \Gamma_\varepsilon, \forall(w, v) \in \Sigma^* \times \Gamma^*, \forall q \in Q, \delta^*(q, wa, vb) = \bigcup_{p \in \delta^*(q, w, v)} \delta(p, a, b)$$

On définit ici la relation reconnue par un transducteur fini, de manière similaire que les langages reconnus par les automates.

**Définition 2.** On définit  $[T]$  la relation reconnue par un transducteur fini  $T$ , définie comme suit :

$$\forall (u, v) \in \Sigma^* \times \Gamma^*, u[T]v \Leftrightarrow \exists q \in I, \exists r \in F, r \in \delta^*(q, u, v)$$

FIGURE 1 – Un exemple de transducteur fini reconnaissant la relation de congruence modulo 2  
Ici  $\Sigma = \Gamma = \{0, 1\}$  et les transitions sont étiquetées par lettre d'entrée, lettre de sortie



## 1.2 Relations rationnelles

Soient  $\Sigma$  et  $\Gamma$  des alphabets finis. Nous allons ici étudier une classe particulière de relations entre  $\Sigma^*$  et  $\Gamma^*$ , que l'on peut voir comme des parties de  $\Sigma^* \times \Gamma^*$ , les relations rationnelles. Généralisons pour cela les opérations usuelles sur les langages

**Définition 3.** Soient  $R, R' \subset \Sigma^* \times \Gamma^*$  des relations. On pose

- $R \cdot R' = \{(xx', yy') \mid (x, y) \in R, (x', y') \in R'\}$ , la concaténation ou produit
- $R^* = \bigcup_{n \geq 0} R^n$  où  $R^n$  est la concaténation répétée, et  $R^0 = \{(\varepsilon, \varepsilon)\}$

**Définition 4.** L'ensemble des relations rationnelles est défini comme le plus petit ensemble de relations stable par étoile, concaténation et union, et contenant  $\emptyset$  et les singletons.

Pour être plus général, une relation rationnelle est une partie rationnelle du monoïde produit  $\Sigma^* \times \Gamma^*$ . Comme pour les automates on a bien équivalence entre les relations reconnues par des transducteurs finis et les relations rationnelles.

## 1.3 Propriétés des relations rationnelles et transducteurs finis

De manière analogue au cas des automates finis et des langages rationnels, on dispose du théorème suivant reliant les transducteurs finis aux relations rationnelles

**Théorème 1.** Une relation  $R$  est rationnelle si et seulement si elle est reconnue par un transducteur fini  $T$

*Démonstration.* La preuve est exactement la même que celle pour les automates finis et langages rationnels.  $\square$

Cette équivalence permet de voir plus simplement certaines propriétés de stabilité des transducteurs finis ou des relations rationnelles.

**Proposition 1.** *Les relations rationnelles sont stables par inverse. De plus les projections d'une relation rationnelle sont des langages rationnels.*

*Démonstration.* Si  $R$  est une relation rationnelle sur  $\Sigma^* \times \Gamma^*$ , on note  $R^{-1}$  la relation inverse et

$$R_\Sigma = \{w \in \Sigma^* \mid \exists u \in \Gamma^*, (w, u) \in R\}$$

et de même manière  $R_\Gamma$ , les projections à droite et à gauche de  $R$ . Soit  $T$  un transducteur fini reconnaissant  $R$ .

Si l'on considère le transducteur où les étiquettes d'entrée et de sorties sont inversées, ce dernier reconnaît bien la relation  $R^{-1}$ .

Si l'on considère l'automate obtenu en ne gardant que les étiquettes d'entrée sur les transitions, cet automate reconnaît bien  $R_\Sigma$ . On procède de même manière pour  $R_\Gamma$ .

Enfin, pour les projections  $R_L = \{y \in \Gamma^* \mid \exists x, (x, y) \in R, x \in L\}$  où  $L$  est rationnel, la relation  $L \times \Gamma^*$  est rationnelle, donc l'intersection projetée à droite l'est aussi.  $\square$

**Proposition 2** (Composition de relations rationnelles). *La composition de deux relations rationnelles est rationnelle.*

*Démonstration.* Si  $(Q_1, \Sigma, \Gamma, I_1, F_1, \delta_1)$  et  $(Q_2, \Gamma, \Lambda, I_2, F_2, \delta_2)$  sont des transducteurs implémentant ces deux relations, on construit un automate  $(Q_1 \times Q_2, \Sigma, \Gamma \times \Lambda, I_1 \times I_2, F_1 \times F_2, \delta_3)$  avec les transitions  $((q_1, q_2), \epsilon, (\epsilon, l), (q_1, q'_2))$  pour chaque transition  $(q_2, \epsilon, l, q'_2)$  avec  $l \in \Lambda_\epsilon$ , les  $((q_1, q_2), l, (m, n), (q'_1, q'_2))$  pour chaque transition  $(q_1, l, m, q'_1)$  du premier transducteur et  $(q_2, m, n, q'_2)$  du deuxième, avec  $l \in \Sigma_\epsilon, m \in \Gamma, n \in \Lambda_\epsilon$ , et enfin les  $((q_1, q_2), l, (\epsilon, \epsilon), (q'_1, q'_2))$  pour chaque transition  $(q_1, l, \epsilon, q'_1), l \in \Sigma$ . En effet, si on regarde uniquement le premier élément du couple des états et de la sortie, on retrouve exactement le premier transducteur. Si on regarde uniquement les deuxièmes éléments des couples des états, on trouve le deuxième transducteur, qui lit chaque lettre du premier élément du couple de sortie au moment de la transition étiquetée en sortie par cette lettre.

Cet automate implémente donc la relation ternaire qui contient  $(u, v, w)$  si et seulement si  $(u, v)$  est dans la première relation, et  $(v, w)$  dans la deuxième. En ayant seulement le deuxième élément du couple en sortie, on a bien la composition des deux relations.  $\square$

**Proposition 3.** *Soit  $L \subset \Sigma^*$  rationnel. L'image par  $R$  d'une relation rationnelle de  $L$  est également régulière*

*Démonstration.* Soit  $\mathcal{A} = (\Sigma, Q_L, I_L, F_L, \delta_L)$  un automate reconnaissant  $L$ . On en fait un transducteur  $T_L = (\Sigma, \Gamma, Q_L, I_L, F_L, \delta'_L)$  où

$$\forall q \in Q_L, \forall a \in \Sigma, \forall b \in \Gamma_\epsilon, \delta'_L(q, a, b) = \delta_L(q, a)$$

(cela revient à coller  $\Gamma_\epsilon$  en étiquette de sortie de chaque transition de  $\mathcal{A}$ ). Si on considère maintenant  $T_R$  un transducteur fini reconnaissant  $R$ , et que l'on considère le transducteur produit de  $T_R$  et  $T_L$ , ayant pour états finaux les produits des états finaux, ce dernier reconnaît la relation

$$R' = \{(u, v) \in R \mid u \in L\}$$

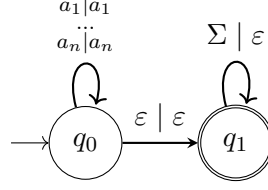
En considérant la projection à droite, on obtient alors le langage  $R(L) = \{v \in \Gamma^* \mid \exists u \in L, (u, v) \in R\}$  qui est bien l'image de  $L$  par  $R$ . Donc par la propriété 1,  $R(L)$  est rationnel  $\square$

Un exemple d'application de ces propriétés de stabilité est une preuve rapide de la rationalité de  $\text{Pref}(L)$ , l'ensemble des préfixes d'un langage rationnel  $L$  : la relation  $\text{Pref}$  sur  $\Sigma^* \times \Sigma^*$  qui met en relation  $w$  avec l'ensemble de ses préfixes est rationnelle, reconnue par le transducteur figure 2. Par la propriété 3, on obtient immédiatement la rationalité de  $\text{Pref}(L)$

## 1.4 Quelques problèmes associés aux transducteurs finis

(Déterminer si un transducteur est fonctionnel, si deux transducteurs implémentent la même relation)

FIGURE 2 – L'automate reconnaissant la relation Pref avec  $\Sigma = \{a_1, \dots, a_n\}$



## 2 Machines de Moore

Une machine de Moore est un cas particulier d'un transducteur fini : d'abord une telle machine est déterministe et implémente donc non pas une relation rationnelle mais une fonction, qui sera appelée rationnelle. La contrainte supplémentaire sur ces machines est que la lettre de sortie lue ne dépend que de l'état actuel de l'automate.

### 2.1 Définition et exemple

On peut évidemment définir une machine de Moore en partant de la définition de transducteur et en posant des contraintes sur la fonction de transition. Il est toutefois plus commode de la définir ainsi

**Définition 5.** Une machine de Moore  $\mathcal{M}$  est un 7-uplet  $(\Sigma, \Gamma, Q, q_0, F, \delta, \lambda)$  où

- $\Sigma$  est l'alphabet d'entrée
- $\Gamma$  l'alphabet de sortie
- $Q$  l'ensemble fini des états
- $q_0$  l'état initial
- $F \subset Q$  les états finaux
- $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow Q$  la fonction de transition déterministe
- $\lambda : Q \rightarrow \Gamma$  la fonction de sortie

Un calcul de  $\mathcal{M}$  sur un mot  $w$  est défini de la même manière que pour un automate déterministe. On ajoute toutefois la notion de mot produit par ce calcul, qui est le mot obtenu en concaténant les lettres obtenues par application de  $\lambda$  sur chaque état pris lors du calcul de  $\mathcal{M}$  sur  $w$ . Plus formellement

**Définition 6.** On définit pour  $q \in Q$  et  $w \in \Sigma^*$   $q \star w$  récursivement :

$$\forall a \in \Sigma, q \star a = \lambda(\delta(q, a)) \text{ et } \forall u \in \Sigma^*, q \star ua = (q \star u)(\delta^*(q, u) \star a)$$

Le mot produit par le calcul de  $\mathcal{M}$  sur  $w$  est défini comme  $q_0 \star w$ . Notons  $L \subset \Sigma^*$  le langage reconnu par l'automate déterministe contenu dans la définition de  $\mathcal{M}$ . La fonction rationnelle réalisée par  $\mathcal{M}$  est alors définie par

$$f : \begin{array}{ll} L & \longrightarrow \Gamma^* \\ w & \longmapsto q_0 \star w \end{array}$$

On peut généraliser la fonction réalisée par  $\mathcal{M}$  en la définissant non pas sur  $L$  mais sur tout  $\Sigma^*$ . Cela revient à rendre tout les états acceptants

## 3 Machines de Mealy

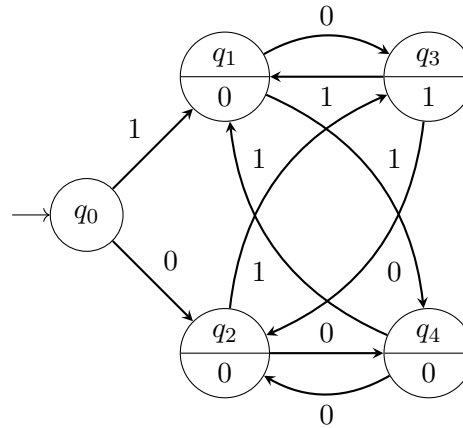
### 3.1 Définition

Une machine de Mealy est également un cas particulier de transducteur fini, moins restrictive à première vue que les machines de Moore. Il s'agit d'un transducteur déterministe sans  $\varepsilon$ -transition.

Du point de vue du formalisme, elles sont définies de la même manière qu'un automate de Moore, à l'exception de la fonction de sortie  $\lambda$  qui est cette fois  $\lambda : Q \times \Sigma \rightarrow \Gamma$ . La fonction rationnelle réalisée par

FIGURE 3 – Un exemple de machine de Moore implémentant le xor chiffre à chiffre entre deux entiers en binaires

Si l'on souhaite faire le xor de 101 et 100, on donne à notre machine l'entrée 110010 et cette dernière renvoie 000001 (un 0 puis le résultat du xor pour chaque chiffre). On ne précise  $\lambda(q_0)$  car cette valeur n'est pas utilisée pour définir la fonction de cette machine



une machine de Mealy est définie de manière très similaire à celle pour les machines de Moore (il suffit juste de tenir compte de la lettre de  $\Sigma$  lue à chaque étape du calcul)

### 3.2 Equivalence avec Moore

### 3.3 Propriétés algébriques