

2. Variantes des machines de Turing

Bruno Grenet

Université Grenoble Alpes – IM²AG
L3 Informatique
UE Modèles de calcul – Machines de Turing



<https://membres-ljk.imag.fr/Bruno.Grenet/MCAL-MT.html>

Introduction

Rappels

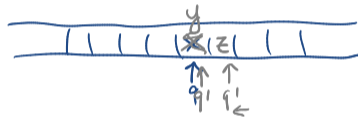
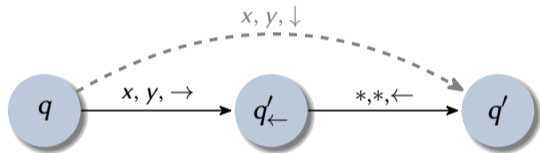
- ▶ Une machine de turing est un quadruplet $\mathcal{M} = (Q, \Sigma, q_0, \delta)$ où
 - ▶ Q est un ensemble fini d'états *de taille quelconque*
 - ▶ Σ est *n'importe quel* alphabet fini, mais doit contenir \square
 - ▶ δ est une *fonction partielle* : $\delta(q, x)$ peut être indéfini
- ▶ Ruban unidimensionnel, non borné ni vers la gauche ni vers la droite

- ▶ Est-ce que ces choix dans la définition sont importants ?
- ▶ Qu'est-ce qui compte vraiment ? qu'est-ce qu'on peut modifier ?
- ▶ Y a-t-il d'autres possibilités pour définir une machine ?

Premières remarques

Déplacements

- ▶ À chaque étape, la tête doit aller à gauche ou à droite
- ▶ On peut rajouter l'option « rester sur place » (\downarrow)
- ▶ Définition *équivalente* car on peut *simuler* « rester sur place » :



* = n'importe quel symbole

- ▶ On peut aussi séparer les instructions en *écriture* et *déplacement*

Fonction *partielle* ?

- ▶ On peut rajouter un état « arrêt »
- ▶ Pour chaque état q et chaque symbole x , $\delta(q, x)$ est défini
- ▶ La machine s'arrête dès qu'elle atteint l'état « arrêt »

Table des matières

1. Taille de l'alphabet
2. Mémoire bornée ou non bornée ?
3. Machines à plusieurs rubans
4. Machines non déterministes

Table des matières

1. Taille de l'alphabet

2. Mémoire bornée ou non bornée ?

3. Machines à plusieurs rubans

4. Machines non déterministes

Encodage des données

Exemples de programmes en C

- ▶ Manipulation de floats (32 bits) ou doubles (64 bits)
- ▶ Manipulation d'int, unsigned int, longs, ...
- ▶ Opérations sur des octets
- ▶ Opérations bit-à-bit
- ▶ ...

→ on ne manipule pas forcément directement les bits mais on pourrait !

Et sur une machine de Turing ?

- ▶ Définition générale : alphabet Σ quelconque
- ▶ *Besoin* d'un symbole spécial \square car ruban non borné
- ▶ On peut *encoder* n'importe quel alphabet en binaire
 - ▶ un encodage $\langle \cdot \rangle : \Sigma \rightarrow \{0, 1\}^*$ est une fonction *injective* : $\langle u \rangle = \langle v \rangle \iff u = v$

Restriction à un alphabet binaire

Théorème

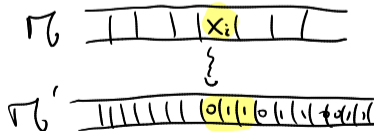
Soit $\mathcal{M} = (Q, \Sigma, q_0, \delta)$ une machine de Turing. Il existe une machine $\mathcal{M}' = (Q', \{0, 1, \square\}, q'_0, \delta')$ et un encodage $\langle \cdot \rangle : \Sigma \setminus \{\square\} \rightarrow \{0, 1\}^*$ tels que

(reconn.) $w \in L(\mathcal{M})$ si et seulement si $\langle w \rangle \in L(\mathcal{M}')$

(calcul) $\mathcal{M}'(\langle w \rangle) \uparrow$ si $\mathcal{M}(w) \uparrow$, sinon $\langle f_{\mathcal{M}}(w) \rangle = f_{\mathcal{M}'}(\langle w \rangle)$

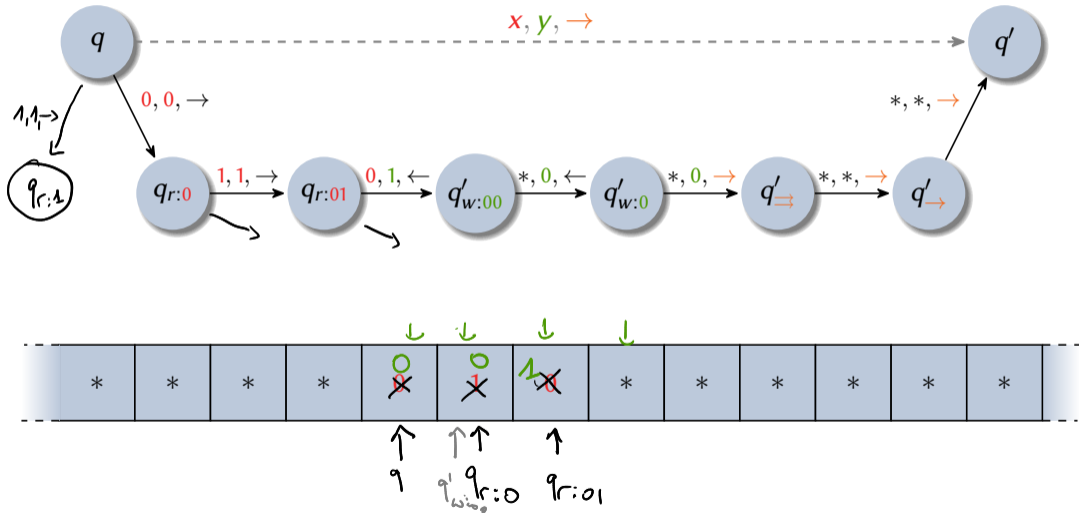
Idée de la preuve

- ▶ Alphabet Σ : ensemble fini \rightarrow numérotation $x_0, x_1, \dots, x_k = \square$
- ▶ Encodage $\langle x_i \rangle = \text{BIN}_{\ell}(i)$: écriture en base de i en base 2 sur $\ell = \lceil \log k \rceil$ bits
- ▶ Simuler une transition :
 - ▶ Lire ℓ bits à la suite
 - ▶ Lire la transition dans la table de \mathcal{M}
 - ▶ Écrire ℓ bits à la suite



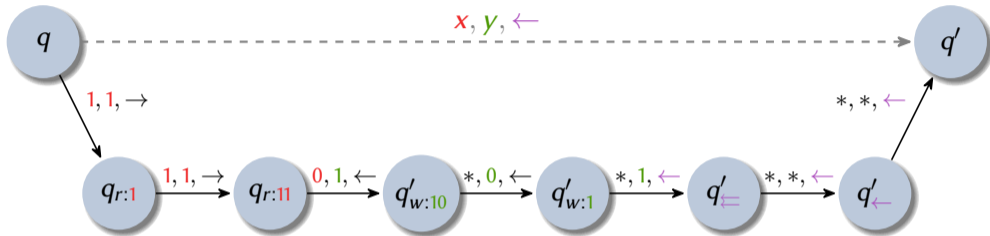
Idée de la preuve : 1^{er} dessin

$\langle x \rangle = 010$
 $\langle y \rangle = 001$
 $*$ = 0 ou 1



Idée de la preuve : 2^{ème} dessin

$\langle x \rangle = 110$
 $\langle y \rangle = 101$
 $*$ = 0 ou 1



Bilan sur la taille d'alphabet

Résumé

- ▶ Toute machine de Turing peut être *simulée* par une machine d'alphabet $\{0, 1, \square\}$
- ▶ On peut même se restreindre à $\{1, \square\}$
- ▶ Remarque : cela se fait au prix d'une augmentation du nombre d'états

Inversement

- ▶ On peut *grouper* ℓ cases ensemble
 - ▶ Nouvel alphabet Σ^ℓ
 - ▶ Il suffit d'adapter la table de transition pour traiter ℓ symboles d'un coup

MORALE

- ▶ On peut choisir la taille d'alphabet qui nous arrange
 - ▶ pour décrire une machine, on peut utiliser beaucoup de symboles
 - ▶ pour raisonner abstraitement sur une machine, on peut supposer $\Sigma = \{0, 1, \square\}$

→ la taille d'alphabet n'a aucune importance !

Et le nombre d'états ?

Diminuer le nombre d'états

- ▶ Ajout de symboles du type $x^q \rightarrow$ état et position de la tête
- ▶ Nombre fixé d'états pour simuler une transition

$$\Sigma' = \Sigma \cup (\Sigma \times Q)$$

→ Toute machine de Turing peut être *simulée* par un machine ayant (par exemple) 5 états

MORALE

- ▶ On peut choisir le nombre d'états
 - ▶ en utiliser beaucoup si ça nous arrange
 - ▶ supposer qu'elle en a peu si c'est plus simple

→ le nombre d'états n'a aucune importance !

Interprétation

- ▶ Deux mémoires : ruban (non bornée) ; états (bornée)
- ▶ Compromis : transfert d'une quantité *bornée* de mémoire entre ruban et états
- ▶ Si besoin, aucun souci à utiliser beaucoup d'états **et** beaucoup de symboles !

Table des matières

1. Taille de l'alphabet

2. Mémoire bornée ou non bornée ?

3. Machines à plusieurs rubans

4. Machines non déterministes

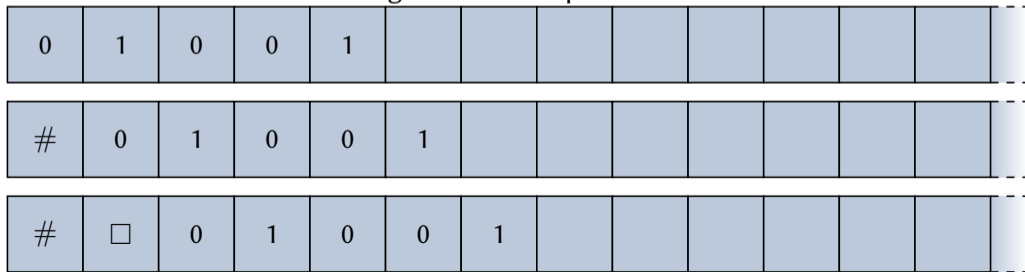
Ruban semi-borné

Théorème

Tout langage $L(\mathcal{M})$ reconnu par une machine de Turing \mathcal{M} peut être reconnu par une machine \mathcal{M}' dont le ruban est *borné à gauche* : \mathcal{M}' n'utilise que des cases du ruban situées à droite de sa case de départ.

Idée de la preuve

- ▶ Initialement, *décaler* w pour libérer une case à gauche et écrire $\#$ dans cette case
- ▶ Quand on lit $\#$, recommencer l'opération de décalage
- ▶ Les autres transitions sont gardées telles qu'elles



Ruban borné

Théorème

Soit $k \in \mathbb{N}$ et \mathcal{M} une machine de Turing qui, sur toute entrée w , utilise $\leq k$ cases de son ruban. Alors $L(\mathcal{M})$ est régulier (reconnaissable par un automate fini)

Preuve

On prend la machine $\mathcal{TG} = (Q, \Sigma, q_0, \delta)$

$$s = |\Sigma|$$

Nombre de configurations : $s^k \times |Q| \times k$

↑
contenu
du ruban

↑
états

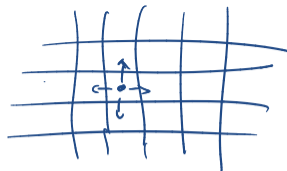
↑
positions
de la tête de lecture

On construit un automate fini dont les états sont toutes les configurations possibles.

Bilan sur la mémoire bornée

Mémoire nécessaire

- ▶ Mémoire bornée insuffisante : automates finis
- ▶ La *forme* de la mémoire non bornée n'a pas d'importance
 - ▶ autre exemple : ruban **bidimensionnel** ou multidimensionnel



Et les automates à pile ?

- ▶ Rappel : automate avec une pile...
- ▶ Moins *puissant* que les machines de Turing : par ex. reconnaître $a^n b^n c^n$
- ▶ Mais avec deux piles : pareil qu'une machine de Turing



Table des matières

1. Taille de l'alphabet

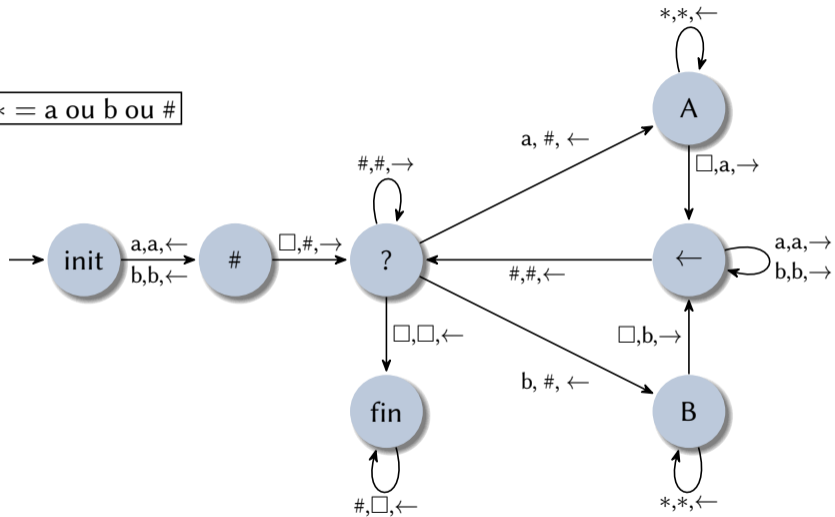
2. Mémoire bornée ou non bornée ?

3. Machines à plusieurs rubans

4. Machines non déterministes

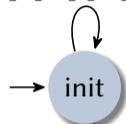
Exemple : calcul du miroir

* = a ou b ou #

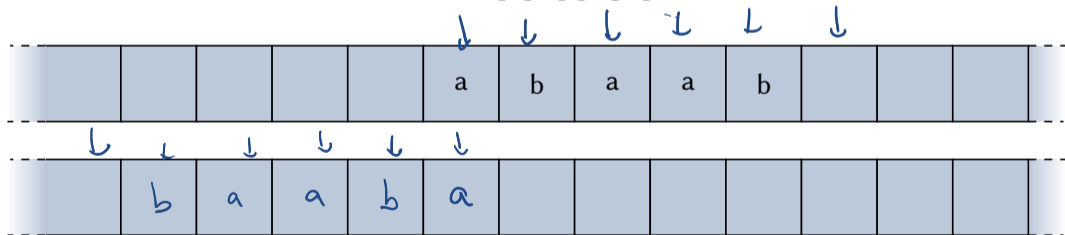


Calcul du miroir à 2 rubans

$\begin{bmatrix} a \\ \square \end{bmatrix}, \begin{bmatrix} a \\ a \end{bmatrix}, \begin{bmatrix} \rightarrow \\ \leftarrow \end{bmatrix}$



$\begin{bmatrix} b \\ \square \end{bmatrix}, \begin{bmatrix} b \\ b \end{bmatrix}, \begin{bmatrix} \rightarrow \\ \leftarrow \end{bmatrix}$



Définition d'une machine à k rubans

Définition

Une machine de Turing à k rubans est un quadruplet $\mathcal{M} = (Q, \Sigma, q_0, \delta)$ où

Q est un ensemble fini d'états

Σ est l'alphabet contenant le blanc \square

$q_0 \in Q$ est l'état initial

$\delta : Q \times \Sigma^k \rightarrow Q \times \Sigma^k \times \{\rightarrow, \leftarrow\}^k$ est la table de transition

Remarque

- ▶ Même définition, sauf pour δ qui gère les k rubans à la fois
- ▶ Mêmes règles de fonctionnement (adaptées)
- ▶ Configuration initiale :
 - ▶ Mot w sur le 1^{er} ruban, autres rubans vides
 - ▶ Fonction à t entrées : entrées sur les rubans 1 à t
- ▶ Calcul de fonction : choix du ou des rubans de sortie

Équivalence des deux modèles

Théorème

Une machine de Turing $\mathcal{M}^{(k)}$ à k rubans peut être *simulée* par une machine de Turing classique \mathcal{M} :

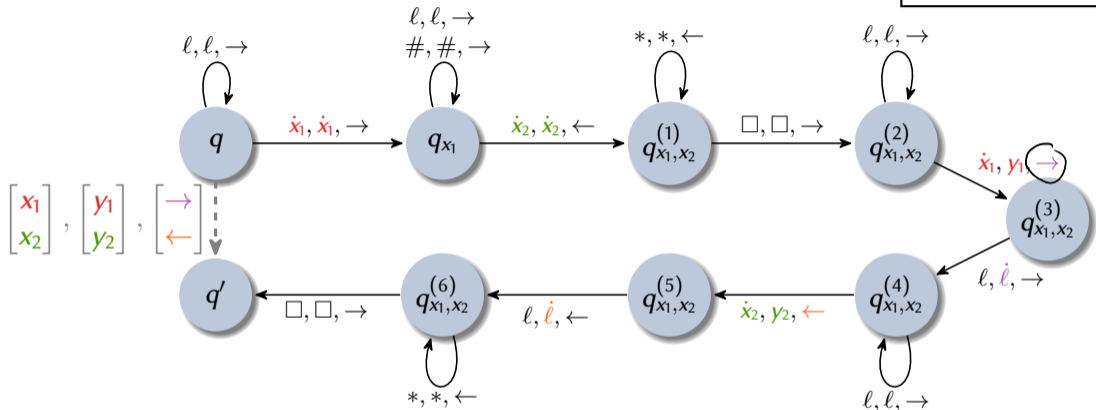
- ▶ si $\mathcal{M}^{(k)}$ reconnaît un langage L , on peut trouver \mathcal{M} t.q. $L = L(\mathcal{M})$;
- ▶ si $\mathcal{M}^{(k)}$ calcule une fonction f , on peut trouver \mathcal{M} t.q. $f(w) = f_{\mathcal{M}}(w)$ pour tout w

Idée de la preuve (cas $k = 2$)

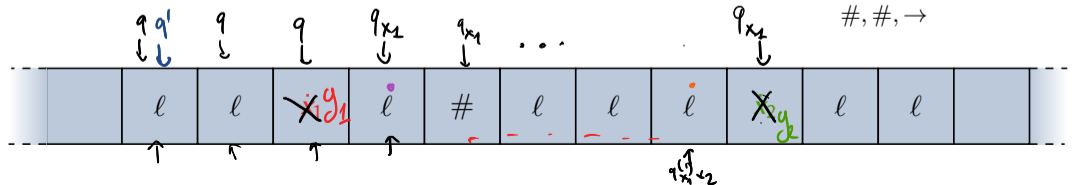
- ▶ Contenus des 2 rubans à la suite, avec un nouveau symbole $\#$ pour les séparer
- ▶ Nouveaux symboles ($x \rightsquigarrow x$ et \dot{x}) : positions des têtes de lecture
- ▶ Simuler une transition :
 - ▶ Parcourir le ruban et retenir les deux lettres lues
 - ▶ Lire la transition dans la table de $\mathcal{M}^{(2)}$
 - ▶ Re-parcourir le ruban pour appliquer la transition

Idée de la preuve : un dessin simplifié (!)

$l \in \Sigma$
 $* \in \Sigma \cup \dot{\Sigma} \cup \{\#\}$



$\begin{bmatrix} x_1 \\ x_2 \end{bmatrix}, \begin{bmatrix} y_1 \\ y_2 \end{bmatrix}, \begin{bmatrix} \rightarrow \\ \leftarrow \end{bmatrix}$



Bilan sur les machines à k rubans

Preuve complète

- ▶ Définir exactement la machine \mathcal{M} :
 - ▶ Nouvel alphabet : $\Sigma \sqcup \dot{\Sigma} \sqcup \{\#\}$
 - ▶ États : pour $q \in Q, x_1, x_2 \in \Sigma \rightarrow q, q_{x_1}, q_{x_1, x_2}^{(1)}, \dots, q_{x_1, x_2}^{(6)}$
 - ▶ Transitions : chaque transition donne lieu à $\simeq 10\#\Sigma$ transitions
- ▶ Preuve (très) technique mais idée générale assez simple
- ▶ Quelques détails ignorés
 - ▶ besoin de *décaler* les rubans si on manque de place à cause du $\#$
 - ▶ comment lit-on la sortie ?
 - ▶ cas de k rubans

MORALE

- ▶ Les machines à 1, 2, ou 1000 rubans sont équivalentes
- ▶ On peut choisir le *modèle* qui nous arrange
 - ▶ pour décrire une machine, on peut s'autoriser plusieurs rubans
 - ▶ pour raisonner abstraitement sur une machine, on peut supposer qu'elle n'en a qu'un

Table des matières

1. Taille de l'alphabet
2. Mémoire bornée ou non bornée ?
3. Machines à plusieurs rubans
4. Machines non déterministes

Machine non déterministe



Définition

- ▶ Pour chaque état $q \in Q$ et lettre $x \in \Sigma$, $\delta(q, x)$ est un ensemble de triplets (q', y, \leftrightarrow)
- ▶ À chaque étape de calcul, la machine *choisit de manière non-déterministe* un triplet
- ▶ Une machine de Turing non déterministe \mathcal{N} reconnaît un langage L si
 - ▶ $\forall w \in L$, il existe des choix tels que \mathcal{N} termine dans l'état « oui »
 - ▶ $\forall w \notin L$, aucun choix ne permet à \mathcal{N} de terminer dans l'état « oui »

Théorème

Tout langage reconnu par une machine de Turing non déterministe \mathcal{N} peut être reconnu par une machine de Turing classique \mathcal{D} (déterministe)

Idée de la preuve

- ▶ Les choix de \mathcal{N} forment un arbre, que \mathcal{D} parcourt en largeur avec 3 rubans :
 - ▶ Le 1^{er} contient w , jamais modifié
 - ▶ Le 2^{ème} contient (le chemin vers) le nœud de l'arbre qu'on est en train de visiter
 - ▶ Le 3^{ème} sert à simuler le ruban de \mathcal{N}

Conclusion

- ▶ Les machines de Turing sont un modèle de calcul très **robuste** :
 - ▶ les détails ne changent rien au modèle...
 - ▶ ... tant qu'on garde les caractéristiques importantes

Ce qui est important

- ▶ Avoir une mémoire non bornée
- ▶ Pouvoir l'exploiter complètement

mémoire bornée = automate fini
ex. des automates à pile

Ce qui ne change rien

- ▶ L'alphabet utilisé (≥ 2 symboles)
- ▶ Le nombre d'états
- ▶ La *forme* de la mémoire non bornée
 - ▶ Uni- ou multidimensionnelle
 - ▶ Bornée à une extrémité ou non
 - ▶ Un ou plusieurs rubans

- ▶ Les opérations élémentaires exactes
 - ▶ Déplacement de la tête
 - ▶ Nombre de symboles lus/écrits
 - ▶ Séparation écriture / déplacement
- ▶ Les conditions d'arrêt de la machine
 - ▶ État particulier
 - ▶ Absence de transition possible