

Calcul formel

DURAND Ulysse

Les expressions ou morceaux de code OCaml seront **sous cette forme** .
Les chaînes de caractères seront *sous cette forme* .

Le but est de faire ce qui peut s'apparenter à un logiciel de calcul formel en OCaml, il doit pouvoir évaluer des expressions, les dériver, et pouvoir les afficher en L^AT_EX.

Un objectif est aussi de pouvoir renseigner au programme les expressions des fonctions à traiter en L^AT_EX. En complément, le programme peut aussi partiellement simplifier des expressions. Ainsi on peut simplifier $(0 + 1) * x_0$ par x_0

On aura à la fin, créé ces fonctions :

```
val evaluate : expression -> float array -> float = <fun>
val affiche : expression -> string = <fun>
val derive : int -> expression -> expression = <fun>
val latex_vers_expression : string -> expression = <fun>
val simplifie : expression -> bool * expression = <fun>
```

(**simplifie** retourne aussi un booléen, il sera à **true** si l'expression donnée est simplifiable et **false** sinon.)

Voci un exemple de ce dont le programme est capable :

Le code suivant :

```
let exprlatexa = "x_0^{x_1}+x_1^{x_0}";;

let expra = latex_vers_expression exprlatexa;;
(*parse le latex*)

let exprb = (derive 0 expra);;
(*derive l'expression par rapport a x_0*)

let exprbsimpl = snd (simplifie exprb);;
(*simplifie l'expression obtenue*)

let exprlatexb = affiche exprbsimpl;;
(*transforme l'expression en latex*)

print_string (exprlatex b);;
```

Retournera :

$$\left(\frac{x_1}{x_0}\right) * (x_0^{x_1}) + (\ln(x_1)) * (x_1^{x_0})$$

qui s'affiche ainsi en latex :

$$\left(\frac{x_1}{x_0}\right) * (x_0^{x_1}) + (\ln(x_1)) * (x_1^{x_0})$$

Et il s'agit bien de la dérivée par rapport à x_0 de $x_0^{x_1} + x_1^{x_0}$.

Remarque : Sans la simplification de l'expression dérivée, on aurait ce résultat, juste mais peu accueillant.
$$((0.) * (\ln(x_0)) + (x_1) * ((1.) * (\frac{1}{x_0}))) * (exp((x_1) * (\ln(x_0)))) + ((1.) * (\ln(x_1)) + (x_0) * ((0.) * (\frac{1}{x_1}))) * (exp((x_0) * (\ln(x_1))))$$

1 Représentation des fonctions

Nous traiterons les expressions algébriques en les représentant par des arbres d'expression.

l'arbre Figure1 représente l'expression algébrique $\frac{x+3}{-y}$:

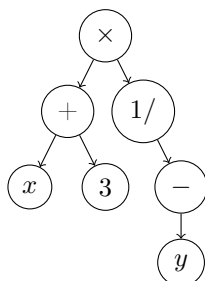


Figure 1: Exemple d'arbre d'expression

On discernera :

- Les feuilles qui sont des variables ou des constantes
- Les nœuds qui sont de la forme (une opération, des fils)

d'où une telle implémentation en OCaml :

```
type operation = {nbvar : int ; affichage : string ; evaluation : float array->float ; derive : deriv}
and expression =
  C of float |
  V of int |
  F of operation * (expression array)
and deriv = NonDeriv | Deriv of ((expression array)->(expression -> expression) -> expression);;
```

Les variables sont caractérisées par un entier $(x_i, i \in [0, n-1])$ où n est nbvar, le nombre de variable en entrée de l'opération (son nombre de fils).

Nous allons détailler les caractéristiques `affichage` , `evaluation` et `derive` des opérations et le type `deriv` .

2 affichage

Construisons une fonction `affiche : expression -> string` , telle que si `a` est l'arbre d'expression Figure1, alors `affiche a` retourne `frac{x+3}{-y}`

Pour expliciter comment afficher une expression, nous allons, à chaque opération, associer un code dans un langage inventé (nous allons l'appeler LanguInv), ce code étant sous forme d'une chaîne de caractères, il décrit la forme de l'affichage d'une opération.

2.1 le langage LanguInv

Ce langage inventé a pour but d'exprimer des motifs. C'est à dire, une forme de chaîne de caractère, avec ce qui s'appelle des placeholder, c'est à dire des emplacements libres. Par la suite, soit on remplacera ces placeholder par des chaînes de caractères, par exemple pour afficher du \LaTeX (dans cette partie), soit on reconnaîtra le motif et alors on retournera les chaînes de caractères à la place des placeholders (dans le parser).

L'usage le plus courant qu'on aura, c'est celui où on renseigne un seul placeholder à la fois. Alors la

syntaxe pour désigner le placeholder i sera `%i;%`.

On a déjà de quoi construire le motif latex de l'opération d'addition : `%l0;% + %l1;%`.

Alors on veut par exemple que notre fonction `affiche`, appliquée à `(F(plus,[a ; b]))` où `a` et `b` sont du type `expression`, retourne `(affiche a) + (affiche b)`.

Notre fonction aura remplacé dans le motif du plus, le placeholder 0 par l'affichage du fils 0, soit `a`, et le placeholder 1 par l'affichage du fils 1, soit `b`.

Une fonctionnalité plus avancée du langage est celle de pouvoir renseigner plusieurs placeholder à la fois, séparés par une chaîne de caractères appelée délimiteur. La syntaxe est la suivante : `%delimiteur/i-j;%` pour désigner les placeholder de i à $j-1$, séparés par le délimiteur.

Ainsi, les deux expressions en LanguInv suivantes correspondent au même motif :

```
determinant[%;,;|0-4;%]
```

```
determinant[%l0%;,;%l1%;,;%l2%;,;%l3;%]
```

Une toute dernière fonctionnalité : si j n'est pas renseigné, alors il a pour valeur de base `ope.nbvar`, et si i n'est pas renseigné, alors il a pour valeur de base 0.

2.2 Interpréteur de ce langage

Comment faire comprendre à OCaml ce langage ?

Nous allons utiliser un type d'automate particulier qui nous permettra de faire l'automate `(autospecial n rendph s)` qui reconnaît un tel langage, ce type particulier d'automate sera appelé ici automate déterministe qui écrit avec mémoire.

Il écrit, c'est à dire qu'il reconnaît des mots mais renvoie aussi une chaîne de caractères.

On peut donc associer à un tel automate une fonction (ce sera $\eta^*((i, mem_i), \cdot)$, explications dans la section 3).

On fera la correspondance par une fonction `fonction_d_auto : automate_quiecrit -> (char list -> char list)`.
(On confond `string` et `char list`)

L'automate `autospecial n rendph s` sera associé à une fonction `evaluelatex = fonction_d_auto autospecial`.
`autospecial` dépend des paramètres suivants :

- `ope.nbvar` le nombre de variables de l'opération
- une fonction `rendph` (rendu placeholder), qui elle, prend un entier i en entrée et qui lui associe par quoi il faut remplacer le placeholder i , ici, `(rendph i)` retournera simplement `xi`
- `ope.affichage` : notre code en LanguInv pour le motif de l'opération

`evaluelatex` retournera l'affichage voulu pour notre opération.

Voici le typage de `evaluelatex` : `int -> (int->char list) -> char list -> char list`

Par exemple, `evaluelatex 3 string_of_int "ope(%|;-;%)"` retournera : `ope(0;1;2)` (On confond `string` et `char list`)

Les détails de l'automate et de sa fonction, `evaluelatex`, associée, seront explicités dans la section 3.2.

3 De quoi construire la fonction `evaluelatex`

3.1 Automates utiles

En OCaml, voici une manière d'implémenter les automates :

```

type ('q, 's) automate_nondet = ('q list)*('q -> bool)*('q*'s*('q list));;
type ('q, 's) automate_det = ('q)*('q -> bool)*('q*'s*'q);;
(*('q,'s) automate_* = (i,f,delta) correspond a un automate ('q,'s,i,f,delta)*)
(*'q : ensembles des etats, 's : alphabet des mots a reconnaitre, i : etats initiaux, f :
   etats finaux, delta : fonction de transition*)

```

3.1.1 Automate déterministe qui écrit

Definition 3.1 (Automate déterministe qui écrit). Ce type d'automate permet de transformer un mot en un autre.

$$\mathcal{A} = (Q, \Sigma_1, \Sigma_2, i, F, \delta, \eta)$$

Q est l'ensemble des états, comme dans un automate standard.
 Σ_1 est l'alphabet d'entrée, comme dans un automate standard.
 Σ_2 est l'alphabet de sortie, c'est dans cet alphabet que l'automate écrira.
 δ est la fonction de transition, comme dans un automate standard.
 η est la fonction d'écriture, ressemblant à δ , à un état $q \in Q$ et une lettre $l \in \Sigma_1$, elle associera un mot à écrire $m \in (\Sigma_2)^*$.

$$i \in Q, F \in \mathcal{P}(Q)$$

$$\delta : Q \times \Sigma_1 \rightarrow Q$$

$$\eta : Q \times \Sigma_1 \rightarrow (\Sigma_2)^*$$

$$\delta^* : Q \times \Sigma_1^* \rightarrow Q$$

$$(q, \epsilon) \mapsto q$$

$$(q, l.m) \mapsto \delta^*(\delta(q, l), m), \text{ avec } l \in \Sigma_1$$

$$\eta^* : Q \times \Sigma_1^* \rightarrow (\Sigma_2)^*$$

$$(q, \epsilon) \mapsto \epsilon'$$

$$(q, l.m) \mapsto \eta(q, l).\eta^*(\delta(q, l), m), \text{ avec } l \in \Sigma_1$$

Implémentation en OCaml :

```

type ('q, 's, 't) automatequiecrit = ('q*('t list), 's ) automate;;

```

`('q,sig1,sig2) automatequiecrit = (i,f,g)` correspond à un automate $(q', s', t, i, f, \delta, \eta)$.

Si $\delta(q, l) = q'$ et que $\eta(q, l) = p$, alors g est telle que $g((q, m), l) = (q', p :: m)$.

correspondance entre automate qui écrit et fonction de $(\Sigma_1)^*$ dans $(\Sigma_2)^*$:

Le but de l'automate qui écrit est de créer une fonction de $(\Sigma_1)^*$ dans $(\Sigma_2)^*$.

Pour l'automate $\mathcal{A} = (Q, \Sigma_1, \Sigma_2, i, F, \delta, \eta)$, cette fonction est la fonction

$$\begin{aligned}
 &(\Sigma_1)^* \rightarrow (\Sigma_2)^* \\
 &m \mapsto \eta^*(i, m)
 \end{aligned}$$

Ce type d'automate n'a pas de d'intérêt théorique, mais il permet de mieux se représenter des automates un peu compliqués.

C'est un automate standard où pour ensemble d'états on prend $(Q \times S_m)$.

Ainsi, on se représente toujours les automates avec les états de Q mais maintenant, avec un état de mémoire associé.

$$i \in (Q \times S_m),$$
$$\delta : (Q \times \mathfrak{g}_m) \times \Sigma \rightarrow (Q \times S_m).$$

On peut maintenant simplement combiner la définitions d'un automate qui écrit et celle d'un automate avec mémoire pour avoir celle d'un automate qui écrit avec mémoire.

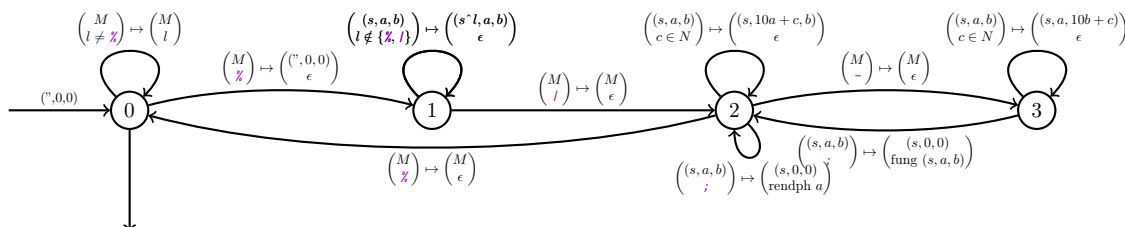
On aura pour cet automate les fonctions δ^* et η^* .

```
type ('q, 'm, 's, 't) automate_quiecrit_avecmemoire = ('q*'m,'s,'t) automate_quiecrit
```

A diagram showing a mapping from a node a to a node labeled $(\delta((a, mem), l))_0$. The mapping is represented by a curved arrow. Above the arrow, the expression $\begin{pmatrix} mem \\ l \end{pmatrix} \mapsto \begin{pmatrix} (\delta((a, mem), l))_1 \\ \eta((a, mem), l) \end{pmatrix}$ is written.

3.2 Et dans notre cas

avec n un entier et $N = \{0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9\}$



Notre automate qui écrit avec mémoire est déterministe, il a pour ensemble d'états pur $\{0, 1, 2, 3\}$, pour ensemble d'états mémoire `(char list)*int*int`, le `char list` sert à stocker le délimiteur en mémoire, et `int*int`

à stocker le i et j désignant les bornes de l'ensemble des indices de placeholder. L'automate a comme état initial 0, comme ensemble d'états finaux $\{0\}$ et comme alphabet de départ et d'arrivée, `char`.

Si A est cet automate qui écrit, `n = 6`, `rendph a` retourne `x_a` (a entier)

`fung` est défini ainsi en OCaml :

```
let rec fung (s,a,b) =
  if a > b then [] else
  if a = b then rendph a
  else (rendph a)@s@(fung (s,a+1,b)) in
```

Par exemple, `fung (s,0,3) = (rendph 0)^s^(rendph 1)^s^(rendph 2)^s^(rendph 3)`

On arrive à ce résultat, satisfaisant :

$$\eta^*((0, (", 0, 0)), \frac{\{ \% | 0; \% + \% | 15; \% \}^{\{ \% * | 1 - 4; \% \}} \{ \% + | a; \% \}}{\frac{\{ x_0 + x_{15} \}^{\{ x_1 x_2 x_3 \}} \{ x_0 + x_1 + x_2 + x_3 + x_4 + x_5 \}}}$$

Explications partielles :

Sur l'état 0, l'automate recopie ce qui rentre tant qu'on ne tente pas de mettre un placeholder.

Quand on veut mettre un placeholder, c'est quand on reconnaît le `%`, alors on passe dans la partie de traitement du placeholder, soit les états 1, 2, 3.

Dans cette partie de traitement du placeholder, on n'écrit que lorsqu'on revient à l'état 0 (en reconnaissant un autre `%`), alors on écrit ce que l'on veut à la place du placeholder, via les fonctions `rendph` et `fung`.

Dans cette partie, l'ensemble des transitions internes permettent de changer la mémoire en interprétant ce qui était voulu pour délimiteur et pour valeurs de i et j .

3.2.1 Resultat

Maintenant qu'on a la fonction `evaluelatex`, on peut enfin construire notre fonction `affiche` :

```
let rec affiche f = match f with
| C(x) -> string_of_float x
| V(i) -> "{x_{"^(string_of_int i)^"}"
| F(g,va) -> evaluelatex (g.nbvar) (fun a -> List.rev (explode (affiche va.(a)))) (g.
  affichage));;
```

4 Evaluation

Construisons une fonction `evalue` qui prend en entrée une expression et un vecteur en lequel l'évaluer, donc du type : `expression -> float array -> float`, telle que si a est l'arbre d'expression Figure 1, alors

`evalue a [[2.;3.]]` retourne `-1.6666`

L'évaluation est alors plutôt simple, se faisant par induction.

- Pour une constante, on retourne la constante
- Pour la variable x_i on retourne `v.(i)`
- Pour une opération sur plusieurs expressions, on retourne la fonction d'évaluation de l'opération appliquée à l'évaluation de chaque fils.

d'où une telle implémentation en OCaml :

```
let rec evalue f v = match f with
| C(x) -> x
| V(i) -> v.(i)
| F(g,fa) -> g.evaluation (Array.map (fun unef -> evalue unef v) fa );;
```

5 Dérivation

Pour renseigner pour une opération si elle est dérivable et comment évaluer sa dérivée, nous allons utiliser le type dérivation défini en première page que nous rappelons :

`deriv = NonDeriv | Deriv of ((expression array)->(expression -> expression) ->expression) .`

Soit l'opération n'est pas dérivable, soit elle l'est et alors on donne une expression de sa dérivée.

Pour l'expression de sa dérivée nous aurons besoin d'utiliser la fonction `derive` à l'intérieur, qui sera alors renseignée dans `Deriv` (c'est le `expression -> expression`). Le `expression array` correspond aux fils de la fonction qui auront leur rôle dans l'expression de la dérivée.

Alors on a `Derive` prenant en paramètres `ar` et `d`, `ar` étant les fils de l'opération et `d` étant la fonction de dérivation.

Un exemple sur l'opération plus,

`plus.derive = Deriv(fun ar d -> F(plus,[d ar.(0);d ar.(1)])) .`

On retrouve $(u + v)' = u' + v'$

Un deuxième exemple, sur l'opération de multiplication,

`fois.derive = Deriv(fun ar d -> F(plus,[F(fois,[d ar.(0);ar.(1)]); F(fois,[ar.(0);d ar.(1)])])) .`

On retrouve $(u * v)' = u' * v + u * v'$

Pour ce qui est de la fonction `derive`, il y a plusieurs fonctions de dérivation que l'on pourra renseigner dans le type `Derive` de notre opération, ce sont les dérivées par rapport aux différentes variables.

C'est pourquoi nous allons prendre en arguments un entier `k` et une expression `f` pour retourner l'expression de la dérivée selon la variable x_k .

Si `f` est la variable x_i , alors on retourne $\delta_{k,i}$.

Si `f` est une constante, alors on retourne le flottant `0`.

Si `f` est une opération `g` dont les fils sont `va` et que `g.derive` est `NonDeriv`, on renvoie une erreur mais si c'est `Deriv(laf)` alors tout est renseigné dans `laf`, il n'y a qu'à retourner `laf va (derive k)`

Voici l'expression de `derive` en OCaml :

```
let rec derive k f = match f with
| C(x)->C(0.);
| V(i)-> if i=k then C(1.) else C(0.);
| F(g,va) -> match g.derive with
| NonDeriv->failwith "Fonction non derivable !";
| Deriv(laf)->laf va (derive k);;
```

6 Parser

Le plus dur reste à faire : transformer une expression `entree` en \LaTeX en un arbre d'expression. L'idée est de faire du pattern matching, mais sur une chaîne de caractères. En effet, on voudrait une application recursive `parselatex` telle que par exemple

`parselatex "x + y"` retourne `F(plus,[parselatex x ; parselatex y])`

Pour se faire, pourquoi ne pas réutiliser notre langage défini section 2.1, `LanguInv`. On voudrait par exemple ici reconnaître le pattern suivant en `LanguInv` : `%/0;%%/1;%`.

L'idée est la suivante : pour chaque pattern `p` en `LanguInv`, utiliser une fonction associée à un automate que nous expliciterons plus loin `automate_de_pattern p` qui retournerait un automate qui écrit reconnaissant `entree` et ressortant les chaînes de caractères dans `entree` à la place des placeholders de notre motif en `LanguInv`.

Pour le pattern du plus et pour `banane+pomme` comme valeur pour `entree`, l'automate du pattern de plus reconnaîtrait `entree` et ressortirait un tableau `[["banane","pomme"]]` auquel il ne resterait qu'à associer `F(plus,[["parselatex "banane" ; parselatex "pomme"]])`.
 La difficulté réside en la construction d'un tel automate.
 Un détail : plusieurs pattern pourraient être reconnus, alors on utilisera seulement la sortie de l'automate du premier de ces pattern dans notre liste de pattern. Ils seront ainsi priorisés.

La tâche sera découpée en deux étapes, il faut construire l'automate à partir d'un motif en `LanguInv`, puis appliquer la fonction associée à cet automate construit à du latex comme décrit précédemment. Construisons alors les fonctions `automate_de_pattern` et `parselatex`.

6.1 automate_de_pattern

Comme dit précédemment, `automate_de_pattern` sera la fonction associée à un automate qui écrit (qui sera appelé `autoMagique`) ressortant l'automate voulu.

Par nécessité, nous allons généraliser le type de sortie d'un automate qui écrit, en introduisant les espaces d'écriture.

6.1.1 Espace d'écriture

Quand on a un automate qui écrit, l'espace dans lequel il écrit a besoin de trois choses :

- un type `'a`
- une opération appelée concaténation de type `'a -> 'a -> 'a`
- un neutre `e` de type `'a` tel que $\forall x \in 'a, \text{concat } x e = x$

Par exemple pour l'automate de `evaluelatex`, l'espace d'écriture est celui des mots, que l'on appellera espace d'écriture `classique`, alors son type est `char list`, sa concaténation est `fun a b -> a@b` et son neutre est `[]`.

Ici nous aurons besoin des espaces d'écriture suivants : `dansph` (ph pour placeholder) et `autoprio`.

`dansph` est alors défini ainsi :

```
type type_dansph = (char list) array

let arrayvide n = Array.make n []

let concat_dansph x y =
  let n = (Array.length x) in
  let res = Array.make n [] in
  for i=0 to n-1 do res.(i) <- x.(i) @ y.(i); done;
  res

let dansph n = {neutre = arrayvide n; operation = concat_dansph}
```

Pour ce qui est de `autoprio`, il sera bien plus long à expliquer, cela constituera alors une prochaine partie.

6.2 autoMagique

L'automate retourné par `autoMagique` doit alors reconnaître un `char list` et son espace d'écriture sera `dansph`, ainsi dans le tableau qu'il retournera, à l'indice `i` on retrouvera ce qu'il y a dans la place du

placeholder i . Pour reconnaître par exemple le motif en LanguInv suivant : `frac%0;%%1;`, le premier automate imaginé était celui figure 3. Mais avec cet automate déterministe, on rencontre vite un problème.

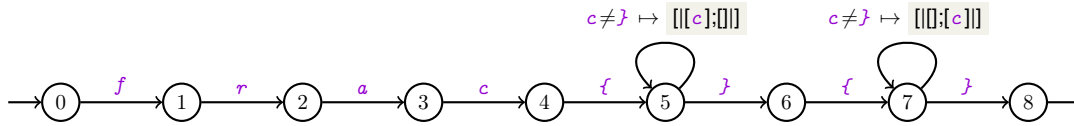


Figure 3: Automate naïf

Pour `frac{{aHA}}{bab}`, l'automate retournera à l'état 6 `["{aHA}",[]]`, et sera bloqué.

Pour remédier à ce problème, l'idée est de passer par un automate non déterministe, où à l'état 5, pour la lettre `f`, il y ait une transition vers l'état 6 et une vers l'état 5. (Figure 6)

Ainsi deux parcours de l'automate seront possibles :

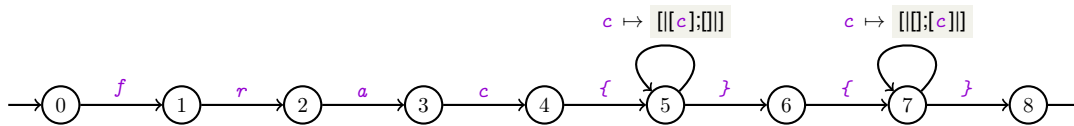


Figure 4: Automate naïf corrigé

- Le parcours décrit précédemment, qui échoue à l'étape 6
- Le parcours qui reste à 5 après avoir reconnu une première fois `f`

Ce dernier parcours reconnaît bien le mot et retournera le résultat attendu : `["aHA";"bab"]`

Alors c'est maintenant la question de comment construire cet automate qui écrit avec un autre automate qui écrit, l'autoMagique.

L'idée est la suivante : On va assembler des automates avec des opérations de concaténation bien spécifiques. Tout va résider dans la définition de l'espace d'écriture d'autoMagique, que l'on appellera **autoprio**.

6.3 L'espace d'écriture **autoprio**

6.3.1 Le type et le neutre

Dans cet **autoprio**, on aura deux "briques" principales, et si on concatène une "brique" A à une "brique" B, on veut pas la même opération de concaténation qu'en concaténant une "brique" B à une "brique" A. Alors on aura un type **typautoprio** en deux sous type (chacun associé à une "brique").

La première "brique" sera appelée **autobrique** et la deuxième **recoph**.

TODO : AJOUTER FIGURE AUTOBRIQUE ET RECOPH

Alors, associé à **autobrique** nous aurons le type **AutDom** (automate dominant), dans ce type on aura un **char** de renseigné (correspondant à un caractère à reconnaître pour aller d'un état i à un état $i + 1$), en plus d'un automate non déterministe qui écrit.

Associé à **recoph**, nous aurons le type **Aut** (automate), dans ce type nous aurons un **int** de renseigné (correspondant à un indice de placeholder), ainsi qu'un automate non déterministe qui écrit Enfin nous aurons un **AutoVide**, neutre pour notre concaténation.

6.3.2 La concaténation

Pour l'opération de concaténation de **a** et **b** (a,b de type **typautoprio**), nous allons discerner les 4 cas suivants, utilisant les fonctions **ajoufin** et **agraphefin** :

- **a = Aut(autoa)** et **Aut(b=autob)**, alors **concat_autoprio a b** retournera **a**
- **a = AutDom(la,autoa)** et **b = Aut(autob)**, alors **concat_autoprio a b** retournera **Aut(agraphefin autoa autob)**
- **a = Aut(autoa)** et **b = AutDom(lb,autob)**, alors **concat_autoprio a b** retournera **AutDom('%',ajoufin autoa autob lb)**
- **a = AutDom(la,autoa)** et **b = AutDom(lb,autob)**, alors **concat_autoprio a b** retournera **AutDom('%', ajoufin autoa autob lb)**

ajoufin auta autob l retournera l'automate où on "ajoute" l'automate **autb** à la fin de l'automate **auta**.

C'est à dire que l'on crée une nouvelle transition de tous les états finaux de l'automate a vers l'état initial de l'automate b, le nouvel état initial est celui de **auta** et les nouveaux états finaux sont ceux de **autb**.

agraphefin auta autob l retournera l'automate où on "agraphe" l'automate **autb** de manière à ce que l'état final de **auta** se voit "fusionné" avec l'état initial de **autb**.

C'est à dire que les transitions allant vers un état final de **auta** sont redirigées vers l'état initial de **autb**.

TODO : AJOUTER FIGURE AUTOMAGIQUE

6.3.3 le résultat

Maintenant, avec cet espace d'écriture, si on note d'un \sim l'opération de concaténation, alors

$(f, \text{autobrique}) \sim (r, \text{autobrique}) \sim (a, \text{autobrique}) \sim (c, \text{autobrique}) \sim (f, \text{autobrique}) \sim$

$(\text{recoph } 0) \sim (j, \text{autobrique}) \sim (f, \text{autobrique}) \sim (\text{recoph } 1) \sim (j, \text{autobrique})$ sera égal à l'automate Figure4.

6.4 autoMagique

Voilà à quoi ressemble notre **autoMagique**. C'est le même que Figure2 mais qui écrit à la place des lettre

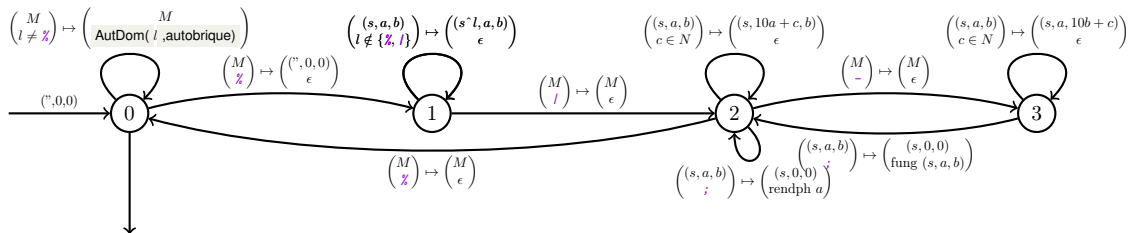


Figure 5: **autoMagique**

reconnues, les autobriques avec la lettre. Notre fonction `automate_parser` est donc maintenant complète, c'est la fonction associée à l'`autoMagique`. Rappelons que cette fonction, à un motif en `LanguInv`, associe un automate qui écrit, qui lui, reconnaît ou non une entrée par rapport au motif en `LanguInv`, et retourne si oui, retourne les chaînes de caractères à la place des placeholders.

6.5 Pour une liste de motifs

6.5.1 La fonction `unvrai`

Bien sûr, nous n'essaierons pas de reconnaître qu'un seul motif par rapport à notre entrée.

L'idée est la suivante : il faut tester le premier motif de notre liste de motifs. Si il est reconnu, alors on utilise le résultat de ce premier motif, sinon, on passe au suivant, et ainsi de suite.

Nous utiliserons alors une fonction `unvrai : 'a list -> ('a -> bool*'b) -> 'b -> bool*'b`

`unvrai l f neut` retournera $f(x)$ pour x le premier élément de l tel que `fst (f x)` soit à `true`. Si `fst (f x)` est à `false` $\forall x \in l$, alors cette fonction renverra `(false,neut)`.

6.5.2 Que faire de ces motifs

On a une liste de pattern, mais on veut faire du pattern-matching, donc à chaque pattern, on veut associer un "match", c'est à dire renseigner ce que l'on renvoie en fonction du retour de l'automate associé au pattern. Ce "match" sera une fonction prenant en entrée à la fois le retour de l'automate associé au motif, mais prendra aussi la fonction `parse_latex` pour pouvoir éventuellement l'appliquer récursivement.

Voilà à quoi peut ressembler le pattern-match associé à l'opération d'addition :

```
( "%/0;%%/1;%" ,fun retour parse -> F(plus,[|parse retour.(0) ; parse retour.(1)|]) )
```

6.5.3 `parse_latex`

Maintenant que nous avons tous les éléments, nous pouvons enfin de nous lancer dans la construction de `parse_latex`.

Il suffit en fait simplement d'utiliser la fonction `unvrai`, pour laquelle il nous faudra un neutre, qui pourra être l'expression `C(0.)`, avec comme fonction

`fun (patt,funpatt)-> let a,b=reco_pattern patt mot in if a then (a,funpatt b) else (false, C(0.))`. On appliquera tout ceci à notre liste de pattern-matching.

7 Une extension : simplifier les expressions

Il s'agit ici de faire un pattern-matching sur les arbres d'expression. Alors pour nous servir de motif, on utilisera un arbre d'expression, où la variable indiquée par i sera le placeholder i .

TODO : afficher un exemple de ce pattern-matching.

Un exemple de couple pattern-matching, serait l suivant :

```
(F(inv,[|F(inv,[| V(0) |])|]),fun simpl retour -> simpl retour.(0))
```

Mais ainsi on aura pas totalement simplifié notre expression, donc une dernière idée c'est de faire ce pattern-matching de notre liste de pattern-match sur notre expression tant qu'une simplification est effectuée.

List of Figures

1	Exemple d'arbre d'expression	2
2	Automate de <code>evaluelatex</code>	5

3	Automate naïf	9
4	Automate naïf corrigé	9
5	autoMagique	10