Récritures suffixes de mots

Didier Caucal

UNITÉ DE RECHERCHE
INRIA-RENNES

Institut National
de Recherche
en Informatique
et en Automatique

Domaine de Voluceau
Rocquencourt
B.P. 105
78153 Le Chesnay Cedex
France
Tél.:(1) 39 63 55 11

Rapports de Recherche

N°871

RECRITURES SUFFIXES DE MOTS

Didier CAUCAL

JUILLET 1988

IRISA

INSTITUT DE RECHERCHE EN INFORMATIQUE
ET SYSTÈMES ALÉATOIRES

Campus Universitaire de Beaulieu
35042 - RENNES CÉDEX
FRANCE
Téléphone : 99 36 20 00
Télex : UNIRISA 950 473 F
Télécopie : 99 38 38 32

Publication Interne n° 413
Juin 1988
12 Pages

Récritures suffixes de mots

Didier CAUCAL

IRISA , Campus de Beaulieu , F35042 Rennes-Cédex , France

Résumé . Etant donné un alphabet X et une relation R finie binaire sur X^* , le plus petit pré-ordre contenant R et compatible à gauche avec la concaténation de tout mot, est une relation rationnelle dont un transducteur est effectivement constructible à partir de R .

Rewriting right factors

Abstract . Given R , a finite binary relation over X^* , the least preorder relation extending R and preserved by left product is rational, and we give an effective construction for the corresponding transducer.

CENTRE NATIONAL DE LA RECHERCHE SCIENTIFIQUE
(L. A. 227)
UNIVERSITÉ DE RENNES 1 I. N. S. A. DE RENNES

INSTITUT NATIONAL DE RECHERCHE
EN INFORMATIQUE ET EN AUTOMATIQUE
(LABORATOIRE DE RENNES)

Introduction

Un mot u sur X se récrit par suffixe [resp. préfixe] en un mot v selon une relation R binaire sur X^* s'il existe une suite finie $u_0, \ldots, u_n$ telle que $u = u_0$, $v = u_n$ et pour tout entier i compris entre 1 et n , $u_{i-1} = w_i g_i$, $u_i = w_i d_i$ [resp. $u_{i-1} = g_i w_i$, $u_i = d_i w_i$] et $g_i \, R \, d_i$. Aussi toute récriture selon un système (fini) R de couples de mots sur X correspond à la récriture suffixe selon le système (rationnel) $\{ (gu,du) \mid g \, R \, d$ et $u \in X^* \}$. Les récritures rationnelles de [Ch 82] sont des récritures préfixes de systèmes particuliers. Les récritures suffixes de systèmes finis interviennent notamment pour l'étude des centres des langages algébriques [Bo-Ni 84], et s'étendent aux récritures de termes de base (sans variable). Concernant les systèmes finis de récritures suffixes de mots, on a les résultats suivants :

a) l'ensemble des mots ayant une dérivation infinie est régulier et effectif (au sens où le langage est reconnu par un automate fini, constructible effectivement à partir du système) [Bo-Ni 84]

b) le problème des mots est décidable, comme cas particulier de l'égalité de deux termes modulo un système fini de termes de base [Ne-Op 80]

c) les propriétés de confluence et de nœthériennité sont décidables [Da-... 87] et [Hu-La 78]

d) le langage des configurations (états concaténés avec mots de la pile) accessibles d'un automate à pile est rationnel et effectif [Au 87] (problème 14).

Ces propriétés se déduisent de celle établie dans cet article, à savoir : la récriture suffixe de tout système fini est une transduction rationnelle dont un transducteur s'obtient effectivement à partir du système.

1. Préliminaires

Pour toute relation $R \subseteq ExF$, on pourra noter $x\,R\,y$ au lieu de $(x,y) \in R$, et l'inverse de R est $R^{-1} = \{ (y,x) \mid x\,R\,y \}$. L'image $R(A)$ d'un ensemble A par R est $\{y \mid \exists\, x \in A, x\,R\,y\}$. On note $Dom(R) = R^{-1}(F)$ le domaine de R et $Im(R) = R(E)$ l'image de R. La relation identité sur E est notée $\iota_E = \{ (x,x) \mid x \in E \}$.

Dans un monoïde $(M, .)$ d'élément neutre 1, le produit d'une partie A par une partie B de M est $A.B = \{ uv \mid u \in A \text{ et } v \in B \}$ et l'étoile d'une partie A est $A^* = \bigcup \{ A^i \mid i \geq 0 \}$ avec $A^0 = \{1\}$ et $A^{i+1} = A^i.A$. Dans le cas d'un ensemble réduit à un élément a et pout tout entier n, on a $\{a\}^n = \{a^n\}$ avec $a^0 = 1$ et $a^{i+1} = a^i a$. L'ensemble $Rat(M)$ des parties rationnelles de M est la plus petite famille des parties de M qui contienne le vide et $\{a\}$ pour tout élément a de M, et qui soit fermée par union, produit et étoile. Le quotient gauche et le quotient droit d'une partie A par une partie B de M sont les ensembles définis respectivement par :

$$_B|A = \{ u \mid A \cap Bu \neq \emptyset \} \quad \text{et} \quad A|_B = \{ u \mid A \cap uB \neq \emptyset \} .$$

Considérons le monoïde $(2^{ExE}, \circ)$ des parties de ExE, muni du produit de composition $\circ$, défini par $$R \circ S = \{ (u,v) \mid \exists\, w \in E,\ u\,R\,w \text{ et } w\,S\,v \} .$$
Une relation R est un pré-ordre si elle est réflexive ($\iota_E \subseteq R$) et est transitive ($R \circ R \subsetneq R$).

Soient X un alphabet et $(X^*, .)$ le monoïde libre engendré par X. La longueur de tout mot u est notée $|u|$. On considère le monoïde produit $(X^*xX^*, .)$ défini par

$$(u,v) . (x,y) = (ux,vy) .$$

Ainsi pour $R, S \subseteq X^*xX^*$, $R.S = \{ (ux,vy) \mid u\,R\,v \text{ et } x\,S\,y \}$ est le produit composante à composante, qu'il faut distinguer de $R \circ S$. De même, l'étoile de R est $R^* = \bigcup \{ R^i \mid i \geq 0 \}$ avec $R^0 = \{(1,1)\}$ et $R^{i+1} = R^i.R$, qu'il faut distinguer de l'étoile $R^{(*)}$ de $\{R\}$ pour le monoïde $(2^{X^*xX^*}, \circ)$, c'est-à-dire $R^{(*)} = \bigcup \{ R^{(i)} \mid i \geq 0 \}$ avec $R^{(0)} = \iota_{X^*}$ noté Δ et $R^{(i+1)} = R^{(i)} \circ R$. La relation R est nœthérienne s'il n'existe pas de suite infinie $(u_n)_{n\geq 0}$ telle que $u_n\,R\,u_{n+1}$. La relation R est confluente si $(R^{-1})^{(*)} \circ R^{(*)} \subseteq R^{(*)} \circ (R^{-1})^{(*)}$. On rappelle [Be 79] que $Rat(X^*xX^*)$ est fermée pour $\circ$, et pour $R \in Rat(X^*xX^*)$ et $A \in Rat(X^*)$, $R(A) \in Rat(X^*)$. De plus $Rat(X^*xX^*)$ contient la famille $Rec(X^*xX^*)$ des parties reconnaissables de X^*xX^*, c'est-à-dire (d'après le théorème de Mezei) l'ensemble des unions finies de produits de parties rationnelles de X^*. Une partie R de X^*xX^* est compatible à gauche (avec la concaténation de tout mot) si $\Delta.R = R$.

On pose

$\underset{R}{\longrightarrow\!\!\!\!\!\!\mid}\ = \Delta.R$ un pas de récriture suffixe selon R

$\overset{*}{\underset{R}{\longrightarrow\!\!\!\!\!\!\mid}}\ = (\underset{R}{\longrightarrow\!\!\!\!\!\!\mid})^{(*)}$ la récriture suffixe selon R , c'est-à-dire le plus petit pré-ordre contenant R et compatible à gauche .

Exemple 1 : [Ch 82] posons $X = \{a,b\}$ et $R = (ab,a^2b^2).(b,b)^* \in \mathrm{Rat}(X^*xX^*)$, alors

$\overset{*}{\underset{R}{\longrightarrow\!\!\!\!\!\!\mid}}(ab) = \{ a^nb^n \mid n \geq 1 \}$ donc $\overset{*}{\underset{R}{\longrightarrow\!\!\!\!\!\!\mid}} \notin \mathrm{Rat}(X^*xX^*)$.

Exemple 2 : [Ne-Op 80] posons $X = \{a,b\}$ et $R = S \cup S^{-1}$ avec $S = \{ (a^3b,b) , (a^5b,b) \}$,

alors $\overset{*}{\underset{R}{\longrightarrow\!\!\!\!\!\!\mid}} = \{(a,a),(b,b)\}^* . ((a,1)^*.(1,a)^*.(b,b) \cup \{(1,1)\}) \in \mathrm{Rat}(X^*xX^*)$.

2. Automate d'une récriture suffixe selon un système fini

Dorénavant, R est un ensemble fini de couples de mots sur un alphabet X et S est l'ensemble $\mathrm{Dom}(R) \cup \{1\}$. Comme indiqué à l'introduction, on va établir que $\overset{*}{\underset{R}{\longrightarrow\!\!\!\!\!\!\mid}} \in \mathrm{Rat}(X^*xX^*)$ et qu'à partir de R , on peut construire un transducteur réalisant $\overset{*}{\underset{R}{\longrightarrow\!\!\!\!\!\!\mid}}$. Préalablement, on construit un automate fini G(R) sur X^* , d'ensemble des états S , d'unique état terminal 1 , et tel que le langage reconnu par G(R) à partir de tout état s soit égal à $\overset{*}{\underset{R}{\longrightarrow\!\!\!\!\!\!\mid}}(s)$.

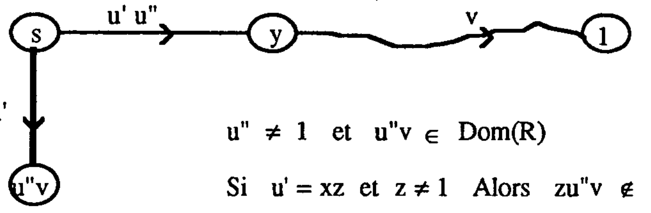
Considérons le monoïde $(2^{SxX^*xS}, \circ)$ des graphes à arcs étiquetés sur X^* et d'ensemble de sommets S , muni du produit de composition $\circ$ défini par

$$A \circ B = \{ (s,uv,t) \mid \exists\, r,\ (s,u,r) \in A \text{ et } (r,v,t) \in B \} .$$

Son élément neutre, noté 1_R , est $\{ (s,1,s) \mid s \in S \}$. On définit $G^* = \bigcup\{G^i \mid i \geq 0 \} = \bigcup\{G\}^*$ le graphe infini de G , d'ensemble de sommets S et d'ensemble d'arcs les chemins finis de G . Pour tout graphe <u>fini</u> A , on définit le découpage <A> de A par R comme suit :

$$\langle A\rangle = \{ (s,u',u''v) \notin A^* \mid (s,u,y) \in A , (y,v,1) \in A^* , u'' \text{ plus grand suffixe de } u \text{ tel que } u'' \neq 1 \text{ et } u''v \in \mathrm{Dom}(R) , u'u'' = u \}$$

La construction de <A> par découpage des arcs de A est illustrée à la figure 1 .



u" $\neq$ 1 et u"v $\in$ Dom(R)

Si u' = xz et z $\neq$ 1 Alors zu"v $\notin$ Dom(R)

Fig. 1 . Découpage d'un arc d'un graphe.

On définit récursivement le complété $\overline{A}$ de A (fini) par R comme suit : si $\langle A \rangle = \varnothing$ alors $\overline{A} = A$ sinon $\overline{A} = \overline{A \cup \langle A \rangle}$. Le complété $\overline{A}$ de A existe et est fini parce que Dom(R) est fini et qu'il n'existe qu'un nombre fini de préfixes d'arcs. On note Suff(u) le plus grand suffixe de u élément de S , et Pref(u) le mot de X^* tel que Pref(u).Suff(u) = u .

On définit l'automate G(R) en complétant un graphe de base. Ce graphe de base est l'union d'un graphe H_R des règles de R , et d'un graphe I_R de découpage des mots du domaine de R :

$$G(R) = \overline{H_R \cup I_R} \quad \text{avec}$$

$$H_R = \{ (x,\mathrm{Pref}(y),\mathrm{Suff}(y)) \mid x\,(R\text{-}\Delta)\,y \}$$

$$I_R = \{ (ay,a.\mathrm{Pref}(y),\mathrm{Suff}(y)) \mid ay \in \mathrm{Dom}(R) \text{ et } a \in X \}$$

On remarquera que $1_R \cap (H_R \cup I_R) = \varnothing$. La figure 2 donne un exemple d'un tel automate .

Posons R = { (1,ab) , (bab,ab) } . Alors on a :

H = { (1,ab,1) , (bab,ab,1) }

I = { (bab,bab,1) }

< H$\cup$I > = { (1,a,bab) , (bab,a,bab) , (bab,ba,bab) }

< H $\cup$ I $\cup$ <H $\cup$ I> > = $\varnothing$

L'automate G(R) a pour représentation

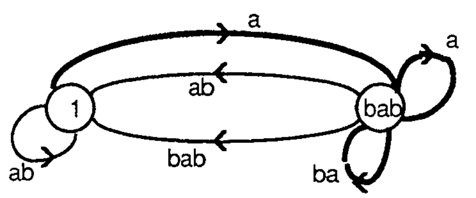


Fig. 2 . Automate d'une récriture suffixe.

Le graphe $G(R)$ est fini parce que H_R et I_R le sont. On va établir (proposition 1) que l'ensemble des mots récrits par suffixes selon R à partir du mot u de X^* est égal à l'ensemble des mots étiquetant les chemins de $G(R \cup \{(u,u)\})$ allant de u à 1. Pour se faire, on établit deux résultats préalables. Montrons I_R^* est le graphe de découpage de $S = Dom(R) \cup \{1\}$ par suffixe de S.

Lemme 1. $I_R^* = \{ (uv,u,v) \mid uv , v \in S \}$.

Preuve. $\subseteq$: $I_R^0 = 1_R = \{(v,1,v) \mid v \in S \}$. De plus, $A.B$ vérifie l'inclusion si A et B la vérifient. Aussi par récurrence sur $n \geq 0$, l'inclusion est satisfaite pour le graphe I_R^n ; et par union, l'inclusion directe est vérifiée.

$\supseteq$: Montrons pour tout uv et v de S, $(uv,u,v) \in I_R^*$. Si $u = 1$ alors $(uv,u,v) = (v,1,v) \in I_R^0$. Si $u \neq 1$ alors l'appartenance se montre par récurrence sur la cardinalité de $\{xv \in S \mid x$ suffixe de u et $x \neq u \}$. ♦

On dit qu'un graphe A est S-complet si tout chemin de A se découpe par suffixe de S en un chemin de A, i.e.

pour tout $(x,u,y) \in A^*$ et pour $vz = uy$ avec $z \in S$, on a $(x,v,z) \in A^*$

Montrons que le complété d'un graphe contenant I_R est S-complet.

Lemme 2. Si $\langle A \rangle = \varnothing$ et $I_R \subseteq A$ alors A est S-complet.

Preuve. Considérons un graphe A contenant I_R et tel que $\langle A \rangle = \varnothing$, et soient $(x,u,y) \in A^*$, $vz = uy$ et $z \in S$. On distingue les 2 cas suivants :

<u>Cas 1</u> : $|v| \geq |u|$ i.e. $v = uw$ et $wz = y$. Par le lemme 1, $(y,w,z) \in I_R^*$;

d'où $(x,v,z) = (x,uw,z) \in A^* \circ I_R^* \subseteq A^*$

<u>Cas 2</u> : $|v| < |u|$ i.e. $vw = u$, $z = wy$, $w \neq 1$. Soit w'' le plus grand suffixe de $u = vw$ tel que $w''y \in S$. Aussi w est suffixe de w'', et on note $w'' = sw$. Comme $w''y , wy \in S$, on a par le lemme 1 $(w''y,s,wy) \in I_R^*$. Comme $(x,u,y) \in A^*$ et $u \neq 1$, $\exists\ (x,u_1,y_1) , (y_2,u_3,y) \in A^*$, $(y_1,u_2,y_2) \in A$ tels que $u_1u_2u_3 = u$ et $|u_3| < |w''| \leq |u_2u_3|$. Mais $\langle A \rangle = \varnothing$ et par le lemme 1 $(y,y,1) \in I_R^* \subseteq A^*$, donc par définitions de w'' et $\langle A \rangle$, $(y_1,w',w''y) \in A^*$ pour

$w'w'' = u_2u_3$. D'où $(x,v,z) = (x,u_1w's,z) \in A^* \circ A^* \circ I_R^* \subseteq A^*$.

Dans les deux cas, $(x,v,z) \in A^*$. Ainsi A est S-complet. ♦

Le langage accepté par l'automate fini $G(R\cup\{(u,u)\})$ à partir de l'état $u \in X^*$ et d'état final 1 est égal à $\xrightarrow[R]{*}(u)$

Proposition 1 . $\forall\, u \in X^*$, $\xrightarrow[R]{*}(u) = \{\, v \mid (u,v,1) \in G(R\cup\{(u,u)\})^* \,\}$.

Preuve de la proposition 1 : comme $\xrightarrow[R]{} \;=\; \xrightarrow[S]{}$ pour $S = R \cup \{(u,u)\}$ et $u \in X^*$, il revient au même de montrer que

$$\forall\, u \in Dom(R) \;,\; \xrightarrow[R]{*}(u) = \{\, v \mid (u,v,1) \in G(R)^* \,\}$$

$\subseteq$: il suffit d'établir par récurrence sur $n \geq 0$ et pour $u \in Dom(R)$ que

$$(\xrightarrow[R]{})^{(n)}(u) \subseteq \{\, v \mid (u,v,1) \in G(R)^* \,\}$$

<u>$n = 0$</u> : $(\xrightarrow[R]{})^{(0)}(u) = \{u\}$ et par le lemme 1, $(u,u,1) \in I_R^* \subseteq G(R)^*$

<u>$n \Rightarrow n+1$</u> : $u \xrightarrow[R]{}{}^{(n)} x \xrightarrow[R]{} y$. Par hypothèse de récurrence, $(u,x,1) \in G(R)^*$. Par définition de $\xrightarrow[R]{}$, on a $x = ws$, $y = wt$ et $s\,R\,t$. On considère les deux cas suivants :

Cas 1 : $s = t$ alors $x = y$ donc $(u,y,1) \in G(R)^*$.

Cas 2 : $s \neq t$. Comme $(u,x,1) \in G(R)^*$, $x = ws$ et par le lemme 2, $G(R)$ est S-complet, d'où $(u,w,s) \in G(R)^*$. De plus $s\,(R\text{-}\Delta)\,t$ donc $(s,t_1,t_2) \in H_R \subseteq G(R)$ avec $t_1t_2 = t$. Par le lemme 1 , $(t_2,t_2,1) \in I_R^* \subseteq G(R)^*$, d'où $(u,y,1) = (u,wt_1t_2,1) \in G(R)^*$.

La récurrence est terminée ainsi que la preuve de l'inclusion directe.

$\supseteq$: on considère l'ensemble E des graphes suivants :

$$A \in E \text{ si et seulement si pour tout } (x,u,y) \in A \,,\; x \xrightarrow[R]{*} uy \,.$$

Soit A un graphe de E . Pour tout entier n , $A^n \in E$ (par récurrence sur n) ; d'où $A^* \in E$, donc $\langle A \rangle$ et $\overline{A}$ sont des graphes de E . Ainsi, si $A \in E$ alors $\overline{A}^* \in E$.

Par définitions, H_R et I_R appartiennent à E et comme $G(R) = \overline{H_R \cup I_R}$, le graphe $G(R)^*$ est élément de E ; en particulier, pour $(u,v,1) \in G(R)^*$, on a $u \xrightarrow[R]{*} v$.

L'inclusion inverse est démontrée, ce qui termine la preuve de la proposition 1 . ♦

Exemple 3 : pour $X = \{a,b\}$ et $R = \{ (1,ab) , (bab,ab) \}$ et par application de la proposition 1 au graphe $G(R)$ de la figure 2, $\xrightarrow[R]{*}(1) = (a^{+}b)^{*}$.

De la construction de $G(R)$ et de la proposition 1 , on déduit

$$\forall\, u \in X^{*} \ , \quad \xrightarrow[R]{*}(u) \in Rat(X^{*}) \text{ et est effectif ; d'où } \xrightarrow[R]{*} \text{ est décidable .}$$

Le cœur de R [Bo-Ni 84] est l'ensemble $C(R) = \{ u \in X^{*} \mid \forall\, n , \ \xrightarrow[R]{}^{(n)}(u) \neq \emptyset \}$. Aussi

$$C(R) = X^{*}.(\xrightarrow[R^{-1}]{*} (Dom(R) \cap C(R))) .$$

A partir de $G(R)$ on détermine l'ensemble fini $A = Dom(R) \cap C(R)$, et à partir de $G(R^{-1} \cup \iota_A)$ on déduit que $C(R)$ est rationnel et effectif. De plus $\xrightarrow[R]{}$ est nœthérienne si et seulement si $Dom(R) \cap C(R) = \emptyset$. Ainsi la nœthériennité de tout système fini de récritures suffixes de mots est décidable.

3. Transducteur d'une récriture suffixe selon un système fini

La construction effective de $G(R)$ va nous permettre d'extraire un transducteur réalisant $\xrightarrow[R]{*}$. Cette extraction s'appuie sur le lemme ci-dessous donnant une détermination de $\xrightarrow[R]{*}$ en fonction de la récriture directe et de la récriture inverse de $S = Dom(R) \cup \{1\}$.

Lemme 3 . $u \xrightarrow[R]{*} v \iff (u = wx \ , \ v = wy \ , \ x \xrightarrow[R]{*} z \xleftarrow[R]{*} y \ \wedge \ z \in S)$.

Preuve . La condition suffisante résulte de la compatibilité à gauche de $\xrightarrow[R]{*}$. Montrons la condition nécessaire par récurrence sur n pour $u \xrightarrow[R]{}^{(n)} v$.

<u>n = 0</u> : $u \xrightarrow[R]{}^{(0)} v$ i.e. $u = v$ donc $w = u$ et $x = y = z = 1$ conviennent .

<u>n ⇒ n+1</u> : supposons $u \xrightarrow[R]{}^{(n)} v \xrightarrow[R]{} w$. Par hypothèse de récurrence, on a $u = sx$, $v = sy$ et $x \xrightarrow[R]{*} r \xleftarrow[R]{*} y$ avec $r \in Dom(R) \cup \{1\}$

Comme $v \xrightarrow[R]{} w$, on a $v = tp$, $w = tq$ et $p\,R\,q$. Aussi $sy = tp$ et on considère les deux cas suivants :

Cas où $|t| \geq |s|$: alors $t = sh$ et $y = hp$. Aussi $u = sx$, $w = shq$ et $x \xrightarrow[R]{*} r \xrightarrow[R]{*} hq$.

Cas où $|t| < |s|$: alors $s = th$ et $p = hy$. Aussi $u = thx$, $w = tq$ et $hx \xrightarrow[R]{*} hy = p \xrightarrow[R]{} q$.

La récurrence est terminée, d'où la condition nécessaire . ◆

On peut maintenant établir le résultat annoncé à l'introduction.

Théorème . Soit R une relation finie et binaire sur X^* . La récriture suffixe $\xrightarrow[R]{*}$ selon R est une partie rationnelle de X^*xX^* , et on peut de façon effective définir à partir de R , un transducteur réalisant $\xrightarrow[R]{*}$.

Preuve : Notons $T = \bigcup\{ (\xrightarrow[R^{-1}]{*} (z)) \times (\xrightarrow[R]{*} (z)) \mid z \in S \}$.

D'après la proposition 1 , T est une union finie de produits de langages rationnels sur X, i.e. T est une partie reconnaissable donc rationnelle de X^*xX^* . De plus, de la construction effective de G(R) et $G(R^{-1} \cup \iota_S)$, on définit effectivement un transducteur rationnel réalisant T . Enfin, le lemme 3 signifie que

$$\xrightarrow[R]{*} \; = \; \Delta.T \qquad (1)$$

d'où le théorème. ◆

De l'égalité (1) , on déduit que la confluence de $\xrightarrow[R]{}$ est décidable. En effet, considérons l'ensemble $\mathfrak{R} = \{ \Delta.T \mid T \in Rec(X^*xX^*) \}$. Cette famille de relations rationnelles sur X^* est fermée par union et par composition, parce que

i) la composition et le produit sont distributifs (à gauche et à droite) par rapport à l'union

ii) $\Delta.(AxB) \circ \Delta.(CxD) \; = \; \Delta.(A \times (B|_C).D) \cup \Delta.((C|_B).A \times D)$

Pour toute relation R binaire sur X^* , on définit l'ensemble [R] des paires de mots obtenues par suppression du plus grand préfixe commun de chaque paire de R , i.e.

$$[R] \; = \; {}_{\Delta}|R \; - \; \iota_X.(X^*xX^*) .$$

Donc [R] est reconnaissable si R l'est. De plus, on a $\Delta.[R] = \Delta.R$ et $[\Delta.R] = [R]$, d'où

$$\Delta.R \subseteq \Delta.S \quad \text{si et seulement si} \quad [R] \subseteq [S] .$$

Comme l'inclusion est décidable sur $Rec(X^*xX^*)$, il en est de même pour l'inclusion sur $\mathfrak{R}$, et la confluence de tout système fini de récritures suffixes de mots est décidable .

Conclusion

On conclut par une question et une invitation. La question est de savoir si la récriture suffixe selon un système reconnaissable reste une transduction rationnelle et, dans l'affirmative, peut-on construire un transducteur de la récriture à partir d'un automate du système ? L'invitation est d'étendre cet article aux récritures suffixes de termes.

Remerciement

Je remercie Jean-Claude Raoult pour ses multiples remarques.

Références

Au 87 J.-M. Autebert "langages algébriques" Ed. Masson .

Be 79 J. Berstel "Transductions and Context-Free Languages" Ed. Teubner .

Bo-Ni 84 L. Boasson , M. Nivat "Centers of context-free languages" Rapport LITP 84-44 .

Ch 82 L. Chottin "Langages algébriques et systèmes de réécritures rationnels" Rairo 16 , pp 93-112 .

Da-Ti He-Le 87 M. Dauchet , S. Tison , T. Heuillard , P. Lescanne "The confluence of ground term rewriting systems is decidable" Preliminary proceeding of the conference on resolution of equations in algebraic structures. Austin .

Hu-La 78 G. Huet , D. Lankford "On the uniform halting problem for term rewriting systems" Rapport INRIA 283 .

Ne-Op 80 G. Nelson , D. Oppen "Fast Decision Procedures Based on Congruence Closure " JACM 27 - 2 , pp 356-364 .

Imprimé en France
par
l'Institut National de Recherche en Informatique et en Automatique