

Regular Adherenceとその諸性質について

名大工学部 泉寛幸 稲垣康善
豊橋技科大 本多波雄

1. 概要

BOASSON & NIVAT [1] は、有限長記号列集合(言語)から無限長記号列集合(ω -言語)を構成する集合演算 adh を導入し、その位相的性質及び、文脈自由文法や gsm 写像との関連について述べた。また、COHEN & GOLD [2] は同じ演算を言語 L に対して $Ext(L)$ (Extrapolation of L) と表記し、決定性プッシュダウンオートマトンが受理する ω -言語との関連を検討している。

この他に ω -言語を構成する集合演算として ω -演算 (McNAUGHTON [5]) や lim 演算 (CHOUEKA [4]) が提案されているが、それらに比べて adh 演算から構成した ω -言語は、直観的に理解しやすく、その取り扱いも比較的容易である。

本論では特に正規集合に adh 演算を適用して得られる ω -言語である regular adherence (以下 $r.a.$ と略記する) を取り扱う。そして正規集合のもつ諸性質で $r.a.$ に対しても成立する

ものについて考察する。第2節でいくつかの用語と記法を定義する。第3節で ω -有限オートマトンを定義し、その性質を述べる。第4節で $r.a.$ の特徴付けと、 $r.a.$ を受理する ω -有限オートマトンが左微分演算により構成されることを示す。第5節ではGINZBURGの正規表現等価性判定アルゴリズムを利用して $r.a.$ の等価性判定アルゴリズムを与える。紙数の関係上、証明は省略するが詳細は文献[8]を参照されたい。

2. 諸定義

N を正の整数の集合とし、任意の $n \in N$ に対して $[n] \stackrel{\text{def}}{=} \{1, 2, \dots, n\}$ とおく。 Σ を空でない有限集合とし、アルファベットと呼ぶ。 $\Sigma^* [\Sigma^\omega]$ で Σ の要素を有限回[可算無限回]連接して得られる記号列の集合を表わす。 Σ^* の部分集合を言語、 Σ^ω の部分集合を ω -言語と呼ぶことにする。 $\Sigma^\infty = \Sigma^* \cup \Sigma^\omega$ とおく。

任意の $X \in \Sigma^\infty$ において、 $X = a_1 a_2 \dots a_i \dots$ ($i \in N, a_i \in \Sigma$)とした時、 $X(i) = a_i$, $X(i, j) = a_{i+1} a_{i+2} \dots a_j$, $X/i = a_1 a_2 \dots a_i$ と表わす。 X の語の長さ $|X|$ を、 $X = a_1 a_2 \dots a_n$ のとき $|X| = n$, $X = \Sigma^\omega$ のとき $|X| = \infty$ とする。 ε で空語を表わす。

$X \in \Sigma^\infty$, $Y \in \Sigma^\omega$ の連接 YX を、 $YX = Y$ と定義し、その他の連接演算は通常定義される通りに定める。 $x \in \Sigma^*$ が $Y \in \Sigma^\infty$ のプレフィックスであるとき(すなわち $(\exists Z \in \Sigma^\infty) Y = xZ$ のとき) $x \preceq Y$ と書く。

$L \subset \Sigma^\infty$ に対して $fgL \stackrel{\text{def}}{=} \{x \in \Sigma^* \mid (\exists z \in \Sigma^\infty) xz \in L\}$,
 $adhL \stackrel{\text{def}}{=} \{X \in \Sigma^\omega \mid (\forall i \in \mathbb{N}) X/i \in fgL\}$, $L \subset \Sigma^*$ に対して
 $L^\omega \stackrel{\text{def}}{=} \{X \in \Sigma^\omega \mid X = \prod_{i=1}^\infty x_i, x_i \in L - \{\varepsilon\}\}$ (ここで $\prod_{i=1}^\infty$ は
 無限回の連接を表わす) と定義する。

$L = \bigcup_{i=1}^n A_i B_i^\omega$ (A_i, B_i は正規集合, $i \in [n]$) という形式で書
 かれる ω -言語 $L \subset \Sigma^\omega$ を ω -正規集合と呼ぶ。 A_i, B_i が正規表現
 で書かれているとき, $\bigcup_{i=1}^n A_i B_i^\omega$ の形式の表現を ω -正規表現
 と呼ぶことにする。

3. 1'- ω -有限オートマトン (1'- ω -fa)

(定義 3.1) 1'- ω -有限オートマトン (1'- ω -fa) を 5 項組
 $\mathcal{A} = \langle Q, \Sigma, \delta, q_0, F \rangle$ とする。ここで Q は状態の有限集合,
 $q_0 \in Q$ を初期状態, $\delta: Q \times \Sigma \rightarrow Q$ を状態遷移関数, $F \subset Q$ を
 受理状態集合とする。 δ を次のように $Q \times \Sigma^* \rightarrow Q$ へ拡張する。

$$(\forall q \in Q, x \in \Sigma^*, a \in \Sigma) \delta(q, \varepsilon) = q, \delta(q, ax) = \delta(\delta(q, a), x).$$

$X \in \Sigma^\omega$ と $q \in Q$ に対し, $E_q(X) \stackrel{\text{def}}{=} \{\delta(q, x) \mid x \leq X \text{ かつ}$
 $\delta(q, x) \text{ は定義されている}\}$ と定める。ただし, ある $x \leq X$ で
 $\delta(q, x)$ が未定義のとき $E_q(X)$ は定義されないものとする。

$X \in \Sigma^\omega$ に対し $E_{q_0}(X) \subseteq F$ のとき, \mathcal{A} は X を受理方式 1' で受理
 するという。 \mathcal{A} の受理する ω -言語を $L_{1'}(\mathcal{A}) \stackrel{\text{def}}{=} \{X \in \Sigma^\omega \mid E_{q_0}(X)$
 $\subseteq F\}$ と定める。 ω -言語 $L \subseteq \Sigma^\omega$ は, $L = L_{1'}(\mathcal{A})$ となるとき ω -
 fa \mathcal{A} によって受理されるという。さらに $L^f(\mathcal{A}) = \{x \in \Sigma^* \mid$

$E_{q_0}(x) \subseteq F$ } と定義する。 ▮

(定義 3.2) 任意の 1'-w-fa $\mathcal{A} = \langle Q, \Sigma, \delta, q_0, F \rangle$ に対して center w-fa $c(\mathcal{A})$ を次のように定める。

$$c(\mathcal{A}) \stackrel{\text{def}}{=} \langle Q' \cup \{d\}, \Sigma, \delta', q_0, F' \rangle$$

ここで, $Q' \stackrel{\text{def}}{=} \{ q \in Q \mid (\exists y \in \Sigma^*) q = \delta(q_0, y) \text{ かつ } E_{q_0}(y) \subseteq F \text{ かつ } (\exists z \in \Sigma^*) E_q(z) \subseteq F \}$ と定義し, $F' = Q' \text{ かつ } Q' \neq d$ とする。 d を dead state と呼ぶ。任意の $q \in Q$ と $a \in \Sigma$ に対し次のように定める。

$$\begin{cases} \delta'(q, a) = \delta(q, a) & (\delta(q, a) \in Q' \text{ のとき}) \\ \delta'(q, a) = d & (\delta(q, a) \notin Q' \text{ または } \delta(q, a) \text{ が未定義}) \\ \delta'(d, a) = d & \text{ ▮} \end{cases}$$

(性質 3.1) 任意の 1'-w-fa \mathcal{A}, \mathcal{B} に対して,

- ① 1'-w-fa により受理される ω -言語のクラスは ω -正規集合の部分クラスである。
- ② $L_{1'}(\mathcal{A}) = \text{adh } L^f(\mathcal{A}), \quad L_{1'}(\mathcal{A}) = L_{1'}(c(\mathcal{A})),$
- ③ $L^f(c(\mathcal{A})) = \text{fg } L_{1'}(\mathcal{A}),$
- ④ $L_{1'}(\mathcal{A}) = L_{1'}(\mathcal{B}) \iff L^f(c(\mathcal{A})) = L^f(c(\mathcal{B})),$
- ⑤ \mathcal{A} から $c(\mathcal{A})$ を構成する手続きが存在する。 ▮

4. regular adherence

(定義 4.1) $L \subset \Sigma^*$ に対して

$$L \text{ が adherence } \stackrel{\text{def}}{\iff} (\exists V \subset \Sigma^*) L = \text{adh } V,$$

L が regular adherence $\stackrel{\text{def}}{\iff} (\exists V \subset \Sigma^* : \text{正規集合}) L = \text{adh} V$ \square

(例 1) $L = a^*b^\omega$ は (regular) adherence でない。

$L = a^\omega \cup a^*b^\omega$ は (regular) adherence. ($L = \text{adh} a^*b^*$) \square

(定義 4.2) $L \subset \Sigma^\omega$ と $x, y \in \Sigma^*$ に対し, $\partial_x L \stackrel{\text{def}}{=} \{z \in \Sigma^\omega \mid xz \in L\}$ を L の x による左微分と呼ぶ。 Σ^* 上の語の同値関係 \sim を, $x \sim y \stackrel{\text{def}}{\iff} (\forall z \in \Sigma^\omega) [xz \in L \iff yz \in L]$ と定義し, x を含む同値類を $[x] \sim \stackrel{\text{def}}{=} \{y \in \Sigma^* \mid x \sim y\}$ と表わす。 \square

r. a. には次のような特徴がある。

(定理 4.1) $L \subset \Sigma^\omega$ に対し, 次の (1) ~ (6) は同値である。

- (1) L は regular adherence,
- (2) L は adherence かつ L は ω -正規集合,
- (3) L は adherence かつ $f_g L$ は正規集合,
- (4) L は adherence かつ $\{\partial_x L \mid x \in \Sigma^*\}$ は有限集合,
- (5) L は adherence かつ $\{[x] \sim \mid x \in \Sigma^*\}$ は有限集合,
- (6) L は 1'- ω -fa で受理される。 \square

証明は文献 [8] を参照。ここでは (4) \Rightarrow (6) を示しておく。

$\{\partial_x L \mid x \in \Sigma^*\}$ が有限集合だから, ω -fa \mathcal{A} を次のように構成する。 $\mathcal{A} \stackrel{\text{def}}{=} \langle Q, \Sigma, \delta, q_0, F \rangle,$

ここで, $Q \stackrel{\text{def}}{=} \{\partial_x L \mid x \in \Sigma^*\}, q_0 \stackrel{\text{def}}{=} \partial_\varepsilon L, F \stackrel{\text{def}}{=} \{\partial_x L \mid \partial_x L \neq \emptyset\}$

$(\forall x \in \Sigma^*, \forall a \in \Sigma) \delta(\partial_x L, a) \stackrel{\text{def}}{=} \partial_{xa} L.$

$L = L_{1'}(\mathcal{A})$ を示す。 $x \in L \Rightarrow (\forall i \in \mathbb{N}) (\exists z \in \Sigma^\omega) [(x/i)z \in L]$

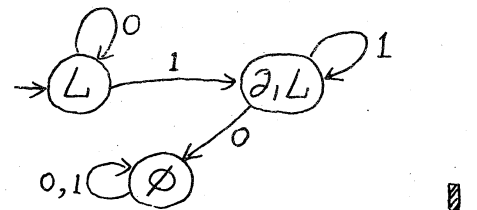
$\Rightarrow (\forall i \in \mathbb{N}) [\partial_{X_i} L \neq \emptyset] \Rightarrow (\forall i \in \mathbb{N}) \delta(q_0, X_i) \in F \Rightarrow E_{q_0}(X) \subseteq F$
 $\Rightarrow X \in L_{1'}(\mathcal{A})$. 逆に $X \in L_{1'}(\mathcal{A}) \Rightarrow E_{q_0}(X) \subseteq F \Rightarrow$ 任意の $i \in \mathbb{N}$
 で $\delta(q_0, X_i)$ が定義されかつ $\delta(q_0, X_i) \in F \Rightarrow (\forall i \in \mathbb{N}) \partial_{X_i} L \neq \emptyset$
 $\Rightarrow L$ が adherence のとき, $(\forall X \in \Sigma^\omega) [(\forall i \in \mathbb{N}) \partial_{X_i} L \neq \emptyset \Rightarrow X \in L]$
 が成立するから $X \in L$. \square

定理 4.1 から, r.a. が ω -正規表現の形式で与えられたとき,
 左微分演算によってその r.a. を受理する $1'$ - ω -fa が構成できる
 ことがわかる。この時に構成される $1'$ - ω -fa は空集合 \emptyset を dead
 state とする center ω -fa であり, 状態数最小でかつ L によ
 って一意に定まる。

(例 2) $L = 0^\omega \cup 0^*111111^\omega$

$$\partial_0 L = L, \quad \partial_1 L = 1^\omega$$

$$F = \{\partial_0 L, \partial_1 L\}$$



$L_1 = (0+1)^*0^\omega$, $L_2 = (1^*0)^\omega$ などは ω -正規集合ではある
 が, r.a. ではない。それゆえ $1'$ - ω -fa によって受理されない。
 また, $\partial_0 L_1 = \partial_1 L_1 = L_1$, $\partial_0 L_2 = \partial_1 L_2 = L_2$ となるから, 左微
 分演算は一般の ω -正規表現に対しては ω -fa を構成する手助
 けとはならない。

5. regular adherence の等価性判定

r.a. が ω -正規集合の部分クラスであることと GINZBURG [7]
 の正規表現等価性判定アルゴリズムを利用して r.a. の等価性

判定アルゴリズムを示す。

$L \subset \Sigma^\infty$ に対して $\text{cent} L \stackrel{\text{def}}{=} f_g(\text{adh} L)$ と定める。

$L_1 (= \text{adh} V_1)$, $L_2 (= \text{adh} V_2)$ が r.a. であるとき

$$L_1 = L_2 \iff f_g L_1 = f_g L_2 \iff \text{cent} L_1 = \text{cent} L_2 \iff \text{cent} V_1 = \text{cent} V_2$$

であることが示せるから, $L_1 = L_2$ の代わりに $\text{cent} L_1 = \text{cent} L_2$

($\text{cent} V_1 = \text{cent} V_2$) であるかどうか調べればよい。

(性質 5.1) $V_1, V_2 \subset \Sigma^*$ がいずれも空集合でないとき,

(1) V_1 が有限集合のとき, $\text{cent} V_1 = \emptyset$,

(2) $\text{cent}(V_1 \cup V_2) = \text{cent} V_1 \cup \text{cent} V_2$,

(3) $\text{cent}(V_1 V_2) = \begin{cases} f_g V_1 \cup V_1 \text{cent} V_2, & (V_2 \text{ が無限集合}) \\ \text{cent} V_1, & (V_2 \text{ が有限集合}) \end{cases}$

(4) $V_1 \neq \{\varepsilon\}$ のとき $\text{cent} V_1^* = \text{cent} V_1^\omega = V_1^* f_g V_1$ \square

(regular adherence の等価性を判定する手続き)

r.a. L_1, L_2 の表現形式で (A), (B), (C) の三通りに分ける。

(A) r.a. L_1, L_2 が ω -正規表現で与えられたとき,

(A-1) L_1, L_2 の ω -正規表現に性質 5.1 の cent 演算を適用し

て, $\text{cent} L_1, \text{cent} L_2$ を表わす正規表現を得る。

(A-2) $\text{cent} L_1, \text{cent} L_2$ を表わす正規表現に GINZBURG [7] の

正規表現等価性判定アルゴリズムを適用する。 L_1, L_2 が r.a.

だから, $\text{cent} L_1 = \text{cent} L_2$ ならば $L_1 = L_2$ と判定し, $\text{cent} L_1 \neq$

$\text{cent } L_2$ ならば $L_1 \neq L_2$ と判定して終了する。 ▮

(注意) L_1, L_2 が $L_1 = U_{i=1}^n A_i B_i^\omega$, $L_2 = U_{j=1}^m C_j D_j^\omega$ と ω -正規表現で書き表わされていたときは $\text{cent } L_1 = \text{fg}(U_{i=1}^n A_i B_i^*)$ であることが示せるから, $U_{i=1}^n A_i B_i^*$ と $U_{j=1}^m C_j D_j^*$ の状態遷移図をまず構成し, 次に $\text{fg}(U_{i=1}^n A_i B_i^*) = \text{fg}(U_{j=1}^m C_j D_j^*)$ であるかどうか対応表を使って確かめれば, (A-1) を省くことができる。(付録の例を参照) ▮

(B) r.a. L_1, L_2 が $L_1 = \text{adh } V_1$, $L_2 = \text{adh } V_2$ となる ω -正規表現 V_1, V_2 の形式で与えられたときは, (A) と同様に性質 5.1 の cent 演算を適用して $\text{cent } V_1$, $\text{cent } V_2$ を表わす正規表現を得てそれらに GINZBURG のアルゴリズムを適用すればよい。 ▮

(C) r.a. L_1, L_2 が $L_1 = L_1'(A)$, $L_2 = L_1'(B)$ となる 1'- ω -fa A, B の形式で与えられたとき,

(C-1) A, B から $\text{center } \omega\text{-fa } c(A), c(B)$ を構成する。

(C-2) $L^+(c(A)) = L^+(c(B))$ であるかどうか判定する。これは有限長の記号列集合だから, 通常の有限オートマトンの手法を修正した方法で判定できる。 ▮ 性質 3.1 より,

$$L_1 = L_2 \iff L_1'(A) = L_1'(B) \iff L^+(c(A)) = L^+(c(B))$$

が示せるから, この手続き (C) は正しく判定する。

6. まとめ

本報告では, ω -言語を生成する adh 演算を任意の正規集合

V に適用して得られる regular adherence (r.a.) $adh V$ に関して、左微分演算によりその r.a. を受理する ω -有限オートマトンが構成できること、また r.a. の等価性判定アルゴリズムが GINZBURG の正規表現等価性判定アルゴリズムを利用して得られることを述べた。r.a. の他の性質については機会を改めて報告する。

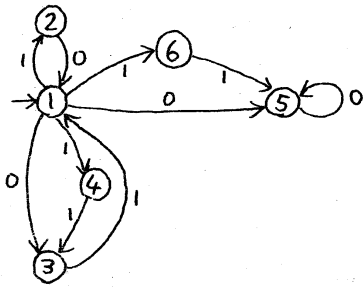
[参考文献]

- [1] L. BOASSON & M. NIVAT, "Adherences of Languages," JCSS 20, 285-309 (1980)
- [2] R.S. COHEN & A.Y. GOLD, " ω -Computations on Deterministic Pushdown Machines," JCSS 16, 275-300 (1978)
- [3] L.H. LANDWEBER, "Decision Problems for ω -Automata," Math. Syst. Theory 3, 376-384 (1969)
- [4] Y. CHOUKA, "Theories of Automata on ω -Tapes: A Simplified Approach," JCSS 8, 117-141 (1974)
- [5] R. McNAUGHTON, "Testing and Generating Infinite Sequences by Finite Automata," Inform. and Control 9, 521-531 (1966)
- [6] J.A. BRZOWSKI, "Derivatives of Regular Expressions," JACM 11, 481-494 (1964)
- [7] A. GINZBURG, "A Procedure for Checking Equality of Regular Expressions," J.ACM 14, 353-362 (1967)
- [8] 泉, 稲垣, 本多, "正規集合の adherence によって得られる ω -言語の等価性判定アルゴリズム," 電子通信学会オートマトンと言語研究会資料 AL81-110

(付録) r.a. RとSの等価性判定の例

ω -正規表現 $R = [10 + (0+11)0^*1]^\omega + [10 + (0+11)0^*1]^*(0+11)0^\omega$
 $S = (10)^\omega + (10)^*(11+0)[0+1(10)^*(11+0)]^\omega$
 $+ (10)^*(11+0)[0+1(10)^*(11+0)]^*1(10)^\omega$

① cent Rの状態遷移図 G_R

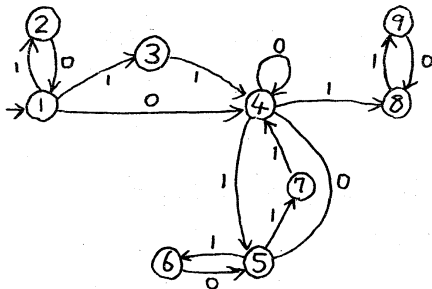


② 対応表

Inputs	Vertices of G_R						Equal to
	1	2	3	4	5	6	
ϵ	✓						$\partial_\epsilon R = R$
0			✓		✓		0 $\partial_{00} R = \partial_0 R$
1		✓		✓		✓	$\epsilon \partial_{01} R = \partial_\epsilon R$
00			✓		✓		$\epsilon \partial_{10} R = \partial_\epsilon R$
01	✓						$\epsilon \partial_{11} R = \partial_0 R$
10	✓						
11			✓		✓		

③ $R = \partial_\epsilon R = 0 \cdot \partial_0 R + 1 \cdot \partial_1 R$
 $\partial_0 R = 0 \cdot \partial_{00} R + 1 \cdot \partial_{01} R = 0 \cdot \partial_0 R + 1 \cdot \partial_1 R$
 $\partial_1 R = 0 \cdot \partial_{10} R + 1 \cdot \partial_{11} R = 0 \cdot R + 1 \cdot \partial_0 R$

④ cent Sの状態遷移図 G_S



②' 対応表

Inputs	Vertices of G_S									Equal to	
	1	2	3	4	5	6	7	8	9		
ϵ	✓										
0				✓							0
1		✓	✓								
00				✓							0
01					✓				✓		
10	✓										ϵ
11				✓							0
010				✓							0
011						✓	✓	✓		✓	
0110					✓				✓		01
0111				✓							0

③' $S = 0 \cdot \partial_0 S + 1 \cdot \partial_1 S$
 $\partial_0 S = 0 \cdot \partial_{00} S + 1 \cdot \partial_{01} S = 0 \cdot \partial_0 S + 1 \cdot \partial_1 S$
 $\partial_1 S = 0 \cdot \partial_{10} S + 1 \cdot \partial_{11} S = 0 \cdot S + 1 \cdot \partial_0 S$
 $\partial_{01} S = 0 \cdot \partial_{010} S + 1 \cdot \partial_{011} S = 0 \cdot \partial_0 S + 1 \cdot \partial_{011} S$
 $\partial_{011} S = 0 \cdot \partial_{0110} S + 1 \cdot \partial_{0111} S = 0 \cdot \partial_{01} S + 1 \cdot \partial_0 S$

⑤ R, $\partial_0 R$, $\partial_1 R$, S, $\partial_0 S$, $\partial_1 S$, $\partial_{01} S$, $\partial_{011} S$ のいずれも空集合でないから, ④の各集合対は, 片方だけが空集合であるということはない。よって

$$R = S$$

が示される。

④' $\begin{pmatrix} R \\ S \end{pmatrix} = 0 \cdot \begin{pmatrix} \partial_0 R \\ \partial_0 S \end{pmatrix} + 1 \cdot \begin{pmatrix} \partial_1 R \\ \partial_1 S \end{pmatrix}$
 $\begin{pmatrix} \partial_0 R \\ \partial_0 S \end{pmatrix} = 0 \cdot \begin{pmatrix} \partial_0 R \\ \partial_0 S \end{pmatrix} + 1 \cdot \begin{pmatrix} R \\ \partial_{01} S \end{pmatrix}$
 $\begin{pmatrix} \partial_1 R \\ \partial_1 S \end{pmatrix} = 0 \cdot \begin{pmatrix} R \\ S \end{pmatrix} + 1 \cdot \begin{pmatrix} \partial_0 R \\ \partial_0 S \end{pmatrix}$
 $\begin{pmatrix} R \\ \partial_{01} S \end{pmatrix} = 0 \cdot \begin{pmatrix} \partial_0 R \\ \partial_0 S \end{pmatrix} + 1 \cdot \begin{pmatrix} \partial_1 R \\ \partial_{011} S \end{pmatrix}$
 $\begin{pmatrix} \partial_1 R \\ \partial_{011} S \end{pmatrix} = 0 \cdot \begin{pmatrix} R \\ \partial_{01} S \end{pmatrix} + 1 \cdot \begin{pmatrix} \partial_0 R \\ \partial_0 S \end{pmatrix}$