

イテラティブアクセプタに関するある性質

岩本 宙造*・井上 克司**・高浪 五男**

Some Properties on Real-Time Iterative Acceptors

Chuzo IWAMOTO, Katsushi INOUE and Itsuo TAKANAMI

Abstract

In this paper, we investigate the closure property under Kleene closure of deterministic real-time iterative acceptors (IA's), and show that this class is not closed under Kleene closure. Another result is that the accepting powers of nondeterministic linear- and real-time IA's, one-way bounded cellular acceptors and two-way bounded cellular acceptors are equivalent.

要 旨

本論文では、まず、実時間で動作する決定性イテラティブアクセプタ (IA) の Kleene 閉包に関する閉包性を考察し、このクラスは、Kleene 閉包に関して閉じていないことを示す。次に、線形時間、実時間で動作する非決定性 IA、非決定性 1 方向限定セル構造アクセプタ、非決定性 2 方向限定セル構造アクセプタは、すべて等しい受理能力を持つことを示す。

1. まえがき

セル構造オートマトンは、入力記号列の並列処理認識モデルとして数多く研究されている。セル構造オートマトンは、同じ有限状態機械 (セル) を 1 次元無限配列上に配置したもので、それぞれのセルは、自身と決められた近傍のセルの状態によって次の自身の状態を決める。認識機械としてのセル構造オートマトンには、入力が特定のセル (左端のセル) に 1 文字ずつ与えられ情報の流れが 2 方向のイテラティブアクセプタ (IA¹⁾、入力が状態系列として一斉に与えられ情報の流れが 1 方向 (2 方向) である 1 方向 (2 方向) 限定セル構造アクセプタ (OCA²⁾ (CA³⁾ 等がある。

本論文では、まず、2. で諸定義を与え、3. で文献1)で未解決の問題として残されている実時間で動作する決定性 IA の Kleene 閉包に関する閉包性を考察し、このクラスは、Kleene 閉包に関して閉じていないことを示す。4. では、実時間と線形時間で動作する非決定性 IA、OCA、CA はすべて等しい受理能力を持つことを示す。

2. 諸定義

[定義1] 記号の有限集合 Σ 上の語とは、 Σ の要素からなる記号系列をいう。 Σ 上のすべての語の集合を Σ^* と記し、 $\Sigma^* - \{\epsilon\}$ を Σ^+ と記す。但し、 ϵ は、長さ 0 の語を表す。語 x の i 番目の記号を $x(i)$ と記す。

(定義1終)

[定義2] 1次元半無限セルラ空間とは、セルと呼ばれる有限状態機械の集まりで、各セルは 1次元半無限空間 N の一つの格子点に配置される。ここで、 N は自然数全体の集合を表す。座標 i に位置するセルを $A(i)$ と記す。(定義2終)

[定義3] イテラティブアクセプタ (Iterative Acceptor, 略して IA) M は、1次元半無限セルラ空間を用いるアクセプタで次の 5 項組 $M = (Q, \Sigma, \delta, \#, F)$ で定義される。

- ① Q は各セルの状態集合。
- ② $\Sigma \subseteq Q$ は入力状態の集合。
- ③ $\delta: Q^3 \rightarrow 2^Q - \{\emptyset\}$ は各セルの遷移関数。

*電子工学科 (現九州大学大学院情報工学専攻)

**電子工学科

④ $\# \in Q - \Sigma$ は特別な静止状態.

⑤ $F \subseteq Q$ は受理状態の集合.

M は状態遷移関数 δ の像がすべて単項からなる場合決定性と呼ばれ, そうでないとき, 非決定性と呼ばれる. 決定性の IA を DIA, 非決定性の IA を NIA と記す. (定義 3 終)

長さ $n \geq 1$ の入力テープ $x \in \Sigma^+$ は, 各時刻 t ($0 \leq t < n$) に於けるセル $A(1)$ の左近傍状態として 1 記号ずつ与えられる. つまり, 時刻 t に $x(t+1)$ が, セル $A(1)$ の左近傍の状態として与えられる. 時刻 $t \geq n$ のセル $A(1)$ の左近傍は特別な終端状態に設定される. 時刻 0 において全てのセルは静止状態 $\#$ に設定される. 各セルは現在の自分の状態を含めた 3 つの近傍 (左, 自身, 右) の状態に遷移関数 δ を適用することにより, 次の時刻の状態を定める. 即ち, 任意の時刻 $t \geq 0$ に於けるセル $A(i)$ ($i \in N$) の状態を $q^t(i)$ とし, 時刻 t における入力を $q^t(0)$ とすると,

$$q^{t+1}(i) \in \delta(q^t(i-1), q^t(i), q^t(i+1))$$

となる. セル $A(1)$ を受理セルと呼ぶ. ここで, $\delta(a, b, c) = \{\#\}$ となるのは, $a=b=c=\#$ の時, かつ, その時のみである. (定義 3 終)

[定義 4] 1次元セルラ空間とは, セルと呼ばれる有限状態機械の集まりで, 各セルは 1次元空間 I の一つの格子点に配置される. ここで, I は整数全体の集合を表す. 座標 i に位置するセルを $A(i)$ と記す. (定義 4 終)

[定義 5] 1次元 2 方向限定セル構造アクセプタ (One-Dimensional Two-way Bounded Cellular Acceptor, 略して CA) M は, 1次元セルラ空間を用いるアクセプタで次の 5 項組 $M = (Q, \Sigma, \delta, \#, F)$ で定義される.

- ① Q は各セルの状態集合.
- ② $\Sigma \subseteq Q$ は入力状態の集合.
- ③ $\delta: Q^3 \rightarrow 2^Q - \{\emptyset\}$ は各セルの遷移関数.
- ④ $\# \in Q - \Sigma$ は特別な境界状態.
- ⑤ $F \subseteq Q$ は受理状態の集合.

M は状態遷移関数 δ の像がすべて単項からなる場合決定性と呼ばれ, そうでないとき, 非決定性と呼ばれる. 決定性の CA を DCA, 非決定性の CA を NCA と記す. (定義 5 終)

長さ $n \geq 1$ の入力語 $x \in \Sigma^+$ は, 時刻 $t=0$ において各セル $A(i)$ ($1 \leq i \leq n$) に状態 $x(i)$ が設定されるようにして入力される. 他の全てのセルは境界状態 $\#$ に設定される. 各セルは現在の自分の状態を含めた 3 つの近傍 (左, 自身, 右) の状態に遷移関数 δ を適用する

ことにより, 次の時刻の状態を定める. 即ち, 任意の時刻 $t \geq 0$ に於けるセル $A(i)$ ($i \in I$) の状態を $q^t(i)$ とすると,

$$q^{t+1}(i) \in \delta(q^t(i-1), q^t(i), q^t(i+1))$$

となる. 但し, 境界状態にあるセルはいつもその境界状態を保ち, 境界状態でないセルは, 決して境界状態に入ることはないものとする.

境界状態でないセルのうち, 右隅にあるセルを受理セルと呼ぶ. 即ち, 長さ n の入力語が与えられたときは, セル $A(n)$ が, 受理セルとなる.

次に, CA よりも近傍が限定された 1次元 1 方向限定セル構造アクセプタを定義する.

[定義 6] 1次元 1 方向限定セル構造アクセプタ (One-Dimensional One-way Bounded Cellular Acceptor, 略して OCA) は, 次のような状態遷移関数 $\delta: Q^2 \rightarrow 2^Q - \{\emptyset\}$ をもつ $M = (Q, \Sigma, \delta, \#, F)$ である.

$$q^{t+1}(i) \in \delta(q^t(i-1), q^t(i))$$

即ち, 各セルは, 現在の自分を含めた 2 つの近傍 (左, 自身のセル) の状態に遷移関数を適用することにより次の時刻の状態を決める. 決定性の OCA を DOCA, 非決定性の OCA を NOCA と記す. (定義 6 終)

以上で定義したアクセプタについて, 長さ $n \geq 1$ の入力語 $x \in \Sigma^+$ に対し, いくつか受理セルが F 中のある受理状態に入ったとき, M は x を受理するという. 特に, 長さ $n \geq 1$ の入力語が与えられたとき, 時刻 n において受理セルが受理状態に入るか否かでその入力語の受理の可否を決定するような IA (又は, OCA, CA) を, 実時間で動作する IA (OCA, CA) と呼ぶ. また, kn 時刻 ($k \geq 1$ は定整数) において受理セルが受理状態に入るか否かでその入力語の受理の可否を決定するような IA (又は, OCA, CA) を, 線形時間で動作する IA (OCA, CA) と呼ぶ.

以上で定義したアクセプタで受理される言語の集合を以下のように定義する.

$L_r(\text{DIA}) = \{L \mid L \text{ を実時間で受理する DIA が存在する}\}$

$L_r^k(\text{DIA}) = \{L \mid L^k \text{ を実時間で受理する DIA が存在する}\}$

$L_l(\text{DIA}) = \{L \mid L \text{ を線形時間で受理する DIA が存在する}\}$

$L_l^k(\text{DIA}) = \{L \mid L^k \text{ を線形時間で受理する DIA が存在する}\}$

とする. NIA, DOCA, NOCA, DCA, NCA についても同様に定義される.

3. Kleene 閉包に関する DIA の非閉包性

文献1)において L_r (DIA) が Kleene 閉包に関して閉じているか否かは未解決であった。本節では、 L_r (DIA) はこの演算に関し閉じていないことを示す。

[補題 1]

$$L_1 = \{w_1 * w_2 * \dots * w_k * w \mid \begin{aligned} &\in \{0, 1, *\}^+ \\ &| k \geq 1 \ \& \ w \in \{0, 1\}^+ \\ &\& \ \forall i (1 \leq i \leq k) [w_i \in \{0, 1\}^+] \\ &\& \ \exists j (1 \leq j \leq k) [w = w_j] \end{aligned}\}$$

とする。このとき、 $L_1 \notin L_r$ (DIA)。

(証明) L_1 を受理するような実時間で動作する DIA M が存在するものとする。各 $n \geq 1$ に対し

$$V(n) = \{w_1 * w_2 * \dots * w_{f(n)} * w \mid \begin{aligned} &\in \{0, 1, *\}^+ \\ &| \forall i (1 \leq i \leq f(n)) [w_i \in \{0, 1\}^n] \\ &\& \ w \in \{0, 1\}^n \end{aligned}\}, \text{ここで } f(n) = 2^n, \text{とする。各 } x = w_1 * w_2 * \dots * w_{f(n)} * w \in V(n) \text{ に対し,}$$

$$\text{Ini}(x) = w_1 * w_2 * \dots * w_{f(n)} *$$

とし、 $\rho(x)$ を M に x が入力されたとき、 $\text{Ini}(x)$ を読み込んだ直後、すなわち、 w 部分を読み始める時点のセル $A(1)$ からセル $A(n+1)$ までの状態系列とする。また、

$$r(x) = \{u \in \{0, 1\}^n \mid \exists i (1 \leq i \leq f(n)) [u = w_i]\}$$

とする。 $\text{Ini}(x)$ を x の Ini -部分と呼ぶことにする。このとき、次の命題が成り立たなくてはならない。

[命題 1] $r(x) \neq r(y)$ であるような任意の $x, y \in V(n)$ に対し $\rho(x) \neq \rho(y)$

(証明) $r(x) \neq r(y)$ かつ $\rho(x) = \rho(y)$ と仮定する。 $r(x) \neq r(y)$ であるから、ある $u \in \{0, 1\}^n$ が存在して $u \in r(x)$ かつ $u \notin r(y)$ (あるいは $u \in r(y)$ かつ $u \notin r(x)$) が成り立つ。いま、 $u \in r(x)$ かつ $u \notin r(y)$ とする。このとき次のような $Z, Z' \in V(n)$ を考える。

$$Z = \text{Ini}(x) u \text{ かつ } Z' = \text{Ini}(y) u$$

明らかに $Z \in L_1$ であるから Z は M で実時間で受理されることになる。ところで $\rho(x) = \rho(y)$ であるので、 Z' もまた M で実時間で受理されることになる。 $(n+2)$ 番目より右のセルは受容セルに影響を与えないことに注意) これは、矛盾である。 ($\because Z' \notin L_1$)

(命題 1 証明終)

いま、各 $n \geq 1$ に対し

$$s(n) = \{r(x) \mid x \in V(n)\}$$

とする。明らかに、

$$\begin{aligned} |s(n)| &\leq \\ &= {}_{f(n)}C_1 + {}_{f(n)}C_2 + \dots + {}_{f(n)}C_{f(n)} \\ &= 2^{f(n)} - 1 \end{aligned}$$

一方、 $V(n)$ の言語の Ini -部分を読み込んだ時点で M のセル $A(1)$ からセル $A(n+1)$ が取り得る異なる状態系列の総数 $p(n)$ は

$$p(n) \leq |Q|^{n+1}$$

容易に確かめられるように十分大きな n に対しては、

$$|s(n)| > p(n)$$

このような n に対しては、 $r(x) \neq r(y)$ であるが $\rho(x) = \rho(y)$ であるような $x, y \in V(n)$ が存在することになる。これは、命題 1 に矛盾する。

(補題 1 証明終)

[補題 2]

$$L_2 = \{w_1 * w_2 * \dots * w_{m-1} * w_m \mid \begin{aligned} &\in \{0, 1, *\}^+ \\ &| m \geq 3 \\ &\& \ \forall i (1 \leq i \leq m) [w_i \in \{0, 1\}^+] \\ &\& \ w_1 = w_m \ \& \ |w_{m-1}| = |w_m| \end{aligned}\}$$

とする。このとき、 $L_2 \in L_r$ (DIA)。

(証明) 次のような DIA M により、 L_2 は実時間で受理される。 M の各セルは、内部に左右のレジスタを含む。セル $A(i)$ ($i=1, 2, \dots$) の左右のレジスタをそれぞれ $R(2i-1)$, $R(2i)$ と記す。すべてのセルはレジスタ R_0 を持ち、セル $A(1)$ のみがこれを用いる。セル $A(1)$ のレジスタ R_0 を $R(0)$ と記す。入力語 x に $*$ が 2 個以上連続して存在するとき、及び、 $x(1) = *$ のときは、セル $A(1)$ に入力を受理しないことを示す状態 q_r を蓄え、以下これを保持する。各入力記号 $x(i)$ を単位速度 (1 ステップに 1 セル) で右へ送り (これらのパルスを実パルス a と呼ぶ) レジスタ $R(i)$ に格納する (Fig. 1 参照)。レジスタ $R(i)$ はこの記号 $x(i)$ を以後永久に蓄える。以上の動作と並行して記号 $*$ が入力される度に以下の動作を行う。記号 $*$ が入力されると、 $*$ から右へ $1/3$ 単位速度 (3 ステップで 1 セル) のパルスを送る。これを、パルス b と呼ぶ。 $*$ でない入力の発するパルス a はパルス b と出会うと (Fig. 2 白丸印) そこに格納されている記号を単位速度で左へ送り (パルス c と呼ぶ)、その記号が左端 (レジスタ $R(0)$) へ届くとそれを右へ $1/3$ 単位速度でさらに伝搬する (これをパルス d と呼ぶ)。 $*$ からのパルス a, b が出会うとその場所でパルス b は消

\dagger 任意の集合 S に対し $|S|$ は S の要素の個数を表す。

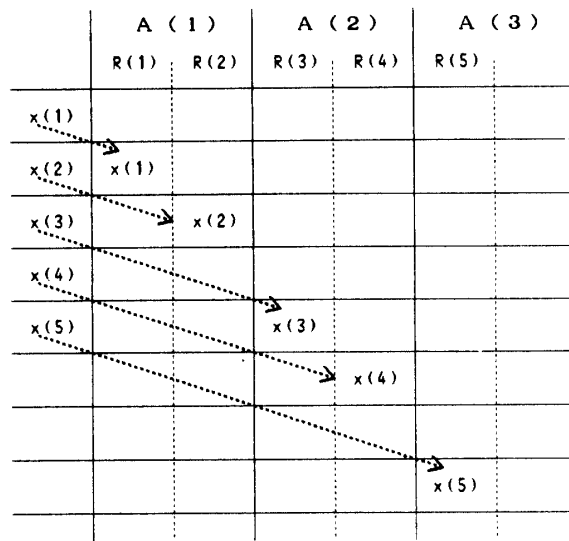


Fig. 1 Allocation to registers

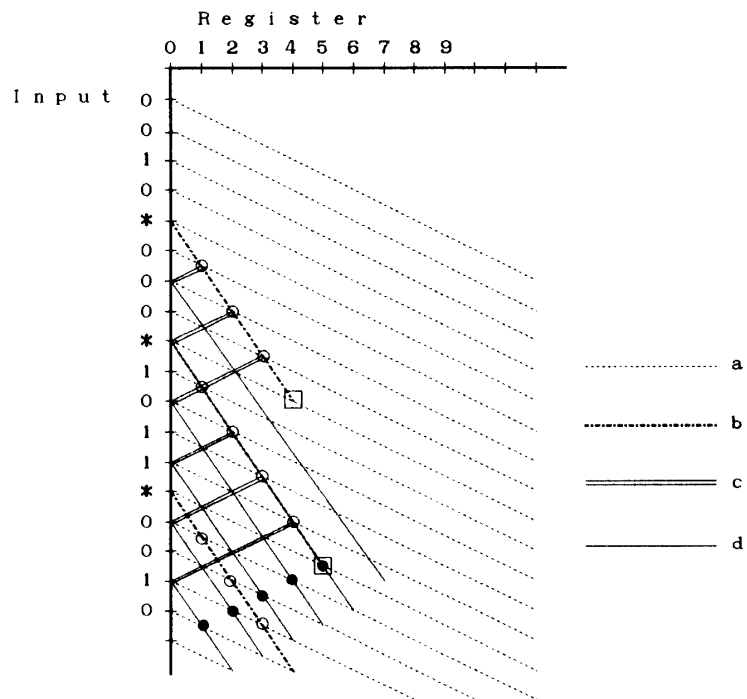


Fig. 2 Time-space diagram

滅し (Fig. 2 の角印), 更に, その場所に蓄えられている記号が * であれば, 受理情報を蓄える (Fig. 2 の黒点印). この受理情報は, その左隣のレジスタで出会うパルス a, d の情報が一致していればそのレジスタに移り, そうでなければ, その受理情報は消滅する. セル A (1) 内のレジスタ R (1) に受理情報が蓄えられた時のみセル A (1) は受理状態に入るように動作する. 以上の方法において同種類のパルスが重なったときは,

後から発生したパルスのみを伝達する.

(補題 2 証明終)

[定理 1] L_r (DIA) は, Kleene 閉包に関し閉じていない.

(証明) 補題 1 と同様に,

$$L_1' = \{w_1 * w_2 * \dots * w_k * W_2\} \\ \in \{0, 1, 2, *\}^+ \\ | k \geq 2 \quad \& \quad w \in \{0, 1\}^+$$

$$\begin{aligned} & \& \forall i (1 \leq i \leq k) [w_i \in \{0, 1\}^+] \\ & \& \exists j (1 \leq j \leq k-1) [w = w_j] \\ & \& |w_k| = |w| \end{aligned}$$

は、実時間で動作するDIAで受理できないことが、証明できる。また、補題2と同様に、

$$\begin{aligned} L_2' &= \{w_1 * w_2 * \dots * w_{m-1} * w_m \\ & \in \{0, 1, 2, *\}^+ \\ & | m \geq 3 \\ & \& \forall i (1 \leq i \leq m) [w_i \in \{0, 1\}^+] \\ & \& w_1 = w_m \\ & \& |w_{m-1}| = |w_m| \} \end{aligned}$$

は、実時間で動作するDIAで受理できる。更に、容易に確かめられるように、

$$\begin{aligned} L_3 &= \{w * | w \in \{0, 1\}^+\}, \\ L_4 &= \{w_1 * w_2 * \dots * w_k \\ & \in \{0, 1, 2, *\}^+ | k \geq 3 \\ & \& \forall i (1 \leq i \leq k) [w_i \in \{0, 1\}^+] \} \end{aligned}$$

は、実時間で動作するDIAで受理できる。文献1)より、 L_r (DIA)は、和集合をとる演算に関して閉じている。以上のことより、 $L_3 \cup L_2'$ はDIAにより実時間で受理できる。いま、 L_r (DIA)が、Kleene閉包に関し閉じているとする。すると、 $L_4, L_3 \cup L_2'$ は実時間で動作するDIAにより受理されること、及び、 L_r (DIA)は積集合をとる演算に関して閉じていることから、 $(L_3 \cup L_2') * \cap L_4$ は、DIAにより実時間で受理されることになる。ところで、 $(L_3 \cup L_2') * \cap L_4 = L_1'$ は、上述のように実時間で動作するDIAで受理できない。これは矛盾。故に、 L_r (DIA)は、Kleene閉包に関し閉じていない。
(定理1証明終)

4. 非決定性における線形時間と実時間との等価性

1次元セルラ空間上で実時間、線形時間で動作する決定性オートマトンの受理能力の階層性については、数多く研究され、実時間、線形時間のDCA, DOCA, DIAで受理される言語のクラスは、次の6つに分類されることが知られている。

- ① L_1 (DCA) = L_1 (DIA) = L_1^R (DCA) = L_1^R (DIA)
- ② L_r^R (DCA) = L_1 (DOCA)
- ③ L_r (DCA) = L_1^R (DOCA)
- ④ L_r (DOCA) = L_r^R (DOCA)
- ⑤ L_r (DIA)
- ⑥ L_r^R (DIA)

但し、これら6個のクラスの全てが、互いに真に異なるかどうかは、未解決な問題である。本節では、非決

定性の場合これら6個のクラスがすべて等しくなることを示す。まず、受理セルがセルA(1)のCAを定義する。

[定義7] $CA^R M = (Q, \Sigma, \delta, \#, F)$ は、受理セルをセルA(1)とするCAである。但し、 $Q, \Sigma, \delta, \#, F$ は定義5と同じである。非決定性の CA^R を NCA^R と記す。
(定義7終)

[補題3] $f(n)$ 時間NOCAは、 $f(n)$ 時間NCAを模倣できる。但し、 $f(n) \geq n-1$

(証明) 文献2)は、NOCAはNCAを模倣できることを示している。ここでは、時間を損失することなく模倣することを考える。 $f(n)$ 時間NCA M を与え、それを模倣する $f(n)$ 時間NOCA M' を構成する。 M' の各セルは、レジスタRを持つ。ステップ1において全てのセルは、左近傍、自身、推測した右近傍により非決定的に次の状態を決め、更に、全てのセルのレジスタRに非決定的に0または1を記憶する。ステップ2以降、左近傍のセルのレジスタRが1である場合は、受理しないことを示す状態 q_r とし、それを右へ伝搬する。この方法により、ステップ2以降、セルA(n)のみレジスタRに1を取り得る。そこで、ステップ2以降はレジスタRが1のセルが受理セルであると考え。以下、受理セル以外は、左近傍、自身、推測した右近傍により、非決定的に次の状態を計算する。推測が正しかったかどうかは、さらにその次のステップの右近傍のセルで確かめる。推測が正しくなければ、状態 q_r とし、右へ伝搬する。レジスタRが1である受理セルは左近傍、自身、右近傍#により、推測することなしに次の状態を計算する。

(補題3証明終)

補題3より次の系が、成り立つ。

$$[系1] L_1(NOCA) = L_1(NCA)$$

$$[系2] L_r(NOCA) = L_r(NCA)$$

$$[補題4] L_1(NIA) = L_1^R(NCA) = L_1^R(NOCA) = L_r(NCA) = L_r(NOCA)$$

(証明)

文献4)より、 $L_1(DIA) = L_1^R(DCA)$ 。これと同様に、 $L_1(NIA) = L_1^R(NCA)$ が示される。また、系1より、

$$L_1^R(NCA) = L_1^R(NOCA) \text{ である。}$$

$$\text{文献4)より、} L_1^R(DOCA) = L_r(DCA)。$$

これと同様に、 $L_1^R(NOCA) = L_r(NCA)$ が示される。系2より、 $L_r(NCA) = L_r(NOCA)$

(補題4証明終)

文献3)は、 $L_r(DOCA) = L_r^R(DOCA)$ を示している。これと同様に、 $L_r(NOCA) = L_r^R(NOCA)$ が示

される。さらに、補題4と同様にして、次の系が成り立つ、

$$\begin{aligned}
 & \text{[系3]} \quad L_1 \text{ (NIA)} = L_1^R \text{ (NCA)} \\
 & = L_1^R \text{ (NOCA)} = L_r \text{ (NCA)} = L_r \text{ (NOCA)} \\
 & = L_r^R \text{ (NOCA)} = L_r^R \text{ (NCA)} \\
 & = L_1 \text{ (NOCA)} = L_1 \text{ (NCA)} = L_1^R \text{ (NIA)}
 \end{aligned}$$

$$\text{[補題5]} \quad L_r \text{ (NIA)} \supseteq L_r \text{ (NOCA)}$$

(証明) n時間 NIA で、n時間 NOCA を模倣する。文献3) より、f(n) 時間 DOCA は、(f(n)+1) 時間 DOCA と等価である。但し、f(n) ≥ n-1 とする。非決定性についても同様に、(n-1) 時間 NOCA は、n時間 NOCA と等価である。故に、n時間 NOCA A を模倣する(n-1)時間 NOCA Bを構成することができる (Fig. 3 参照)。更に、Bを模倣する(2n-2) 時間 NCA^RCを構成する (Fig. 4 参照)。Cは各偶数ステップに左境界セルから出されたパルス上で、Bの各ステップの計算を行う。すなわち、Cの計算でステップ 2i(i=0, 1, 2, …)に左境界セルが発するパルス(このパルスをパルス p(i) と呼ぶ) 上で、Bのステップ iの計算を模倣する。さらに、Cを模倣する NIA Dを構成する (Fig. 5 参照)。Dの各セルは R₁, R₂, R₃, R₄なる4個のレジスタを持つ (Fig. 6 参照)。Dの時刻 t ≥ 1におけるセル iのレジスタ R₁, R₂, R₃, R₄は、それぞれ、Cの時刻 2t-2のセル A(2i-1), A(2i), 時刻 2t-1のセル A(2i-1), A(2i)を模倣する。Cのステップ0の各セルの初期状態(入力状態)は、Dのパルス p(0)上で推測することにより与える。ここで、セル A(1)のレジスタ R₁, R₃は、常に左近傍は#であるとして計算する。推測することにより与えた初期状態が正しかったかどうかは、それを左へ送り実際の入力と一致しているかをセル A(1)で確かめる。一致していなければセル A(1)に受理しないことを示す q_rを永久に蓄える。 (補題5 証明終)

補題5, 補題4より、 $L_r \text{ (NIA)} \supseteq L_r \text{ (NOCA)} =$

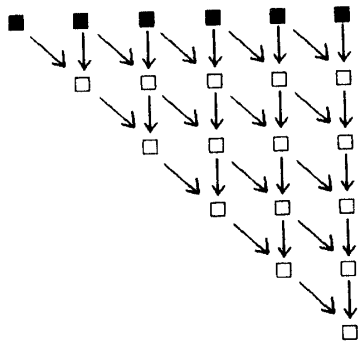


Fig. 3 (n-1) time NOCA B

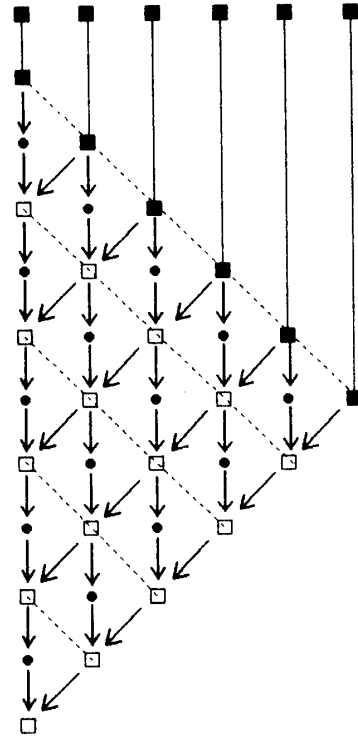


Fig. 4 (2n-2) time NCA^RC

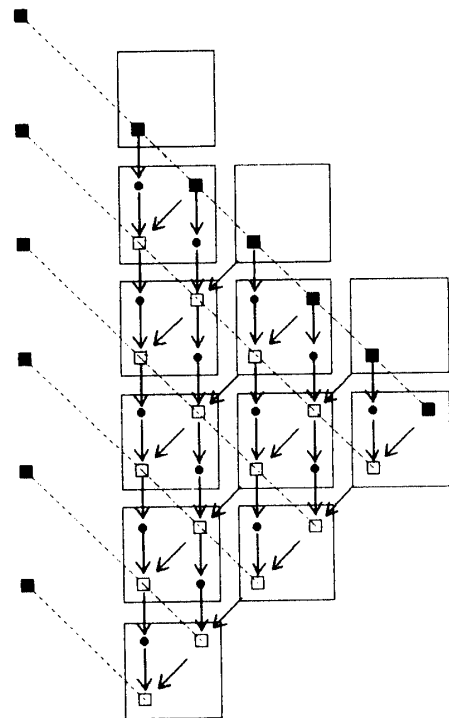


Fig. 5 n-time NIA D

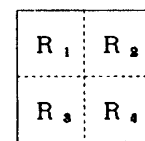


Fig. 6 Register

L_1 (NIA), 明らかに, L_1 (NIA) $\supseteq L_r$ (NIA) より次の系が成り立つ.

$$\begin{aligned} \text{[系 4]} \quad L_r \text{ (NIA)} &= L_1 \text{ (NIA)}, \\ L_r^R \text{ (NIA)} &= L_1^R \text{ (NIA)} \end{aligned}$$

系 3, 4 より次の定理が導かれる.

[定理 2] 非決定性については, 線形時間 CA, 実時間 CA, 線形時間 OCA, 実時間 OCA, 線形時間 IA, 実時間 IA のそれぞれで受理される言語のクラスはすべて等しい. すなわち,

$$\begin{aligned} L_1 \text{ (NCA)} &= L_r \text{ (NCA)} = L_1 \text{ (NOCA)} \\ &= L_r \text{ (NOCA)} = L_1 \text{ (NIA)} = L_r \text{ (NIA)} \\ &= L_1^R \text{ (NCA)} = L_r^R \text{ (NCA)} = L_1^R \text{ (NOCA)} \\ &= L_r^R \text{ (NOCA)} = L_1^R \text{ (NIA)} = L_r^R \text{ (NIA)} \end{aligned}$$

5. むすび

本論文では, 実時間で動作する決定性 IA で受理される言語のクラスの Kleene 閉包に関する閉包性について考察し, このクラスは Kleene 閉包に関して閉じていないことを示した. また, 実時間と線形時間で動作する

非決定性 IA, OCA, CA はすべて等しい受理能力を持つことを示した.

文 献

- 1) S.N.Cole: "Real-Time Computation by n-Dimensional Iterative Arrays of Finite State Machines" IEEE Trans. on Comput., C-18, pp. 349-365. (1969)
- 2) C.R.Dyer: "One Way Bounded Cellular Automata", Inform. and Control, 44, pp.261-281 (1980)
- 3) C.Choffrut, K.Culik II: "On real-time cellular automata and trellis automata", Research Report F114, Institute für Informationsverarbeitung, Technical University of Graz, (1983)
- 4) S.R.Seidel: "Language recognition and the synchronization of cellular automata", Department of Computer Science, University of Iowa, Tech. Rept. 79-02 (1979)

(平成 2 年 4 月 14 日受理)