

198

片側文脈規定形文法について

名古屋大 工 伊 藤 英 則
稲 垣 康 善
福 村 晃 夫

1 はじめに

計算機言語の形式的記述 (Formal description) のために、
文脈自由形文法の種々の拡張が試みられているが、^{(1)~(5)} 一方では、
文脈自由形言語の族と含んでしかも扱い易い文脈規定形言語
の部分族を与えその性質を明らかにすることが望まれる。事
実、現在までに文脈規定形言語の族の性質は線形拘束オート
マトン (linear bounded automaton) による特性化以外には、ほ
とんど注目すべき結果が得られていない。もし、文脈規定形
言語の族全体を扱うことが困難であるならば、その種々の部
分族の性質を明らかにすることは、文脈規定形言語の族の性
質を知るうえで有用であると考ええる。

そこで、本論文では言語生成能力が文脈自由形文法と文脈
規定形文法との中間に位する文法として、片側文脈規定形文

法を定義し、その性質を明らかにする。

文脈規定形文法の言語生成能力が文脈自由形文法のそれよりも高い本質的理由はつぎの2つの点にあると考える。第一に隣り合う記号に関する情報を用いることができ、第二に隣り合う記号を互いに置換できることである。そこで、文脈規定形文法の第一の特徴はそのままにして、第二の特徴に制限を加え、隣り合う記号を互いに置換する生成規則を持たない文法、すなわち、片側文脈規定形文法⁽¹⁾を定義する。

その標準形は3節で明らかにされるがそれによると、標準形の文脈規定形文法のすべての生成規則は、i) $A \rightarrow a$, ii) $A \rightarrow BC$, iii) $AB \rightarrow CD$ のいずれかである⁽⁸⁾のに対して、標準形の右文脈規定形文法のすべての生成規則は、i) $A \rightarrow a$, ii) $A \rightarrow BC$, iii) $AB \rightarrow CB$ のいずれかである。文脈規定形文法では、iii) $AB \rightarrow BA$ によって、 A と B を互いに置換できるが右文脈規定形文法では、iii) $AB \rightarrow B'A$, $BE \rightarrow AE$, $B'A \rightarrow BA$ なる3つの生成規則を用い、つぎの導出 $uABEv \longrightarrow uB'BEv \longrightarrow uB'AEv \longrightarrow uBAEv$ を行うことによって、 A と

(1) 本論文をまとめている途中で著者らは、G. Révész⁽⁶⁾がこの定義と同じ文法を Unilateral Context-Sensitive Grammar とし、それに対する left-to-right parsing algorithm について述べているのを知った。本論文の定義はそれと独立に得られたものであり、本論文では parsing algorithm ではなく、片側文脈規定形言語の閉包性について主に述べる。

B を置換する。しかし、このとき必要とされる記号 E は文脈規定形文法の導出では不必要である。

このような特徴に注目して、4節では、文脈自由形言語、片側文脈規定形、および、文脈規定形言語の族の包含関係について述べ、5節では、言語の族の各種演算に関する包含性について述べる。さらに、6節では、片側文脈規定形文法にある機能をもたせたプログラムド片側文脈規定形文法を定義し、その文法は文脈規定形文法と等価であることを示す。

2. 諸定義

この節では、以後の議論に必要な基本的概念、定義、記法について述べる。

〔定義1〕^(*) 文脈自由形文法 (CFG) を、 $G = (V, \Sigma, P, S)$ とする。ここに、i) V : 記号の有限集合、ii) $\Sigma \subseteq V$: 終端記号の集合、iii) P : 生成規則の集合でその元は $X \rightarrow v$ なる形である。ただし、 $X \in (V - \Sigma)$ 、 $v \in V^+$ 、iv) $S \in (V - \Sigma)$: 始端記号である。

〔定義2〕 右文脈規定形文法 (RCSG) を、 $G = (V, \Sigma, P, S)$ とする。ここで、i) V, Σ, S は定義1と同じ意味を表わす。ii) P は $Xu \rightarrow wu$ なる形の生成規則の有限集合である。ただし、 $X \in (V - \Sigma)$ 、 $u \in V^*$ 、 $w \in V^+$ 。また、ii) の P が $ux \rightarrow uw$ の

(*) $V^+ = VV^*$

形の生成規則の集合であるとき, G を左文脈規定形文法 (LC SG) という。

〔定義3〕文脈規定形文法 (CSG) を, $G = (V, \Sigma, P, S)$ とする。i) V, Σ, S は定義1と同じ意味である。ii) P は $uXv \rightarrow uwv$ なる形で表わされる生成規則の有限集合である。ただし, $X \in (V - \Sigma)$, $u, v \in V^*$, $w \in V^+$ 。

〔定義4〕文法, $G = (V, \Sigma, P, S)$ に対して, もし $Z_1 u Z_2$, $Z_1 v Z_2 \in V^+$, さらに $u \rightarrow v \in P$ であるならば, $Z_1 u Z_2 \Rightarrow Z_1 v Z_2$ なる関係 $\Rightarrow$ がなりたつ。関係 $\Rightarrow$ から導かれる反射的推移的関係を $\xRightarrow{*}$ で表わす。また, $w_i \xRightarrow{*} w_{i+1}$ ($0 \leq i \leq n-1$) であるとき, $w_0, w_1, \dots, w_n$ の系列を導出とよぶ。

〔定義5〕文法, $G = (V, \Sigma, P, S)$ が生成する言語 $L(G)$ を定義する。 $L(G) = \{ w \in \Sigma^* \mid S \xRightarrow{*} w \}$

〔例1〕RCSG, $G = (V, \Sigma, P, S)$ の例を示す。

i) $V = \{ S, A, B, C, D, A', B', C', \bar{A}, \bar{C}, \bar{b}, \bar{c} \} \cup \Sigma$,

ii) $\Sigma = \{ a, b, c \}$

iii) $P = \{ S \rightarrow a^2 D A B \bar{C}, D \rightarrow a^2 D A B C, D \rightarrow a^2 \bar{A} B C, AB \rightarrow CB, CC \rightarrow AC, AC \rightarrow BC, BB \rightarrow AB, B\bar{C} \rightarrow B'\bar{C}, CB' \rightarrow C'B', BC' \rightarrow B'C', AB' \rightarrow A'B', AA' \rightarrow A'A', \bar{A}A' \rightarrow \bar{b}A', A'A' \rightarrow \bar{b}A', A'B' \rightarrow \bar{b}B', B'C' \rightarrow \bar{c}C', C'B' \rightarrow \bar{c}B', B'\bar{C} \rightarrow \bar{c}\bar{C}, \bar{c} \rightarrow c, \bar{C} \rightarrow c, \bar{b} \rightarrow b \}$ であるとき, $L(G) = \{ a^{2n} b^n c^{2n} \mid n \geq 2 \}$ となり, LCSG によっても生成できる。

3. 片側文脈規定形文法と文脈規定形文法について

3.1. 片側文脈規定形文法と文脈規定形文法の標準形

[定理 1]^(*) 任意の RCSG $G = (V, \Sigma, P, S)$ とするとき,

$L(G) = L(G_0)$ なる RCSG, $G_0 = (V_0, \Sigma, P_0, S)$ が存在する。

ここに, P_0 の元は i) $A \rightarrow a$, ii) $A \rightarrow BC$, iii) $AX \rightarrow BX$, ($A, B, C, X \in (V - \Sigma)$, $a \in \Sigma$) のいずれかの形の生成規則である。

(証明) $G = (V, \Sigma, P, S)$ の生成規則の集合 P の元 $A\psi \rightarrow u\psi$ に対して, もし $|u| = |\psi| = 1$ ならば^(**), そのまま $A\psi \rightarrow u\psi$ を P_0 の元とする。またもし $|u| = l$ ($l \geq 2$), $u = B_1 \cdots B_l$ ならば, $Y_1 \rightarrow B_1 Y_2$, $Y_2 \rightarrow B_2 Y_3$, $\dots$, $Y_{l-1} \rightarrow B_{l-1} B_l$ を P_0 の元とする。ただし, $Y_i \notin V$, $Y_i \neq Y_j$ ($i \neq j$), $Y_i \in V_0$ 。さらに, $A\psi \rightarrow Y_1 \psi$ を構成し以下の手順によって P_0 の元を定める。

もし $|\psi| = 1$ ならば, そのまま $A\psi \rightarrow Y_1 \psi$ を P_0 の元とする。
また, もし $|\psi| = n$ ($n \geq 2$) ならば, $\psi = C_1 \cdots C_n$, $AC_1 \cdots C_n \rightarrow Y_1 C_1 \cdots C_n$ から, $C_1 \cdots C_n \rightarrow X_1 C_2 \cdots C_n$, $AX_1 \rightarrow Y_1 X_1$, $X_1 C_2 \cdots C_n \rightarrow C_1 C_2 \cdots C_n$ を構成し, $AX_1 \rightarrow Y_1 X_1$ を P_0 の元とする。ただし, $X_i \notin V$, $X_i \neq Y_i$ 。つぎに, $C_1 \cdots C_n \rightarrow X_1 C_2 \cdots C_n$, $X_1 C_2 \cdots C_n \rightarrow C_1 C_2 \cdots C_n$ について, 同様の手順を $AX \rightarrow BX$ の

(*) この結果は, G. Révész⁽⁶⁾ の定理 2 に対応する。それは証明も本質的に同じであるが理解のために著者の証明を述べる。

(**) $|u|$ は記号系列 u の長さを表わす。

形になるまで繰返えして P_0 の元とすればよい。

この定理から, $RCSG, G=(V, \Sigma, P, S)$ の生成規則の集合 P が i) $A \rightarrow a$, ii) $A \rightarrow BC$, iii) $AX \rightarrow BX$ の形の元のみからなるとき, G を標準右文脈規定形文法 ($n-RCSG$) という。

[定理 2] 任意の $CSG, G=(V, \Sigma, P, S)$ に対して, $L(G) = L(G_0)$ なる $CSG, G_0=(V_0, \Sigma, P_0, S)$ が存在する。ここに P_0 は $A \rightarrow a, A \rightarrow BC, AX \rightarrow BX, XA \rightarrow XB$ の形の生成規則のみからなる集合である。ただし, $A, B, C, X \in (V - \Sigma), a \in \Sigma$ 。

(証明) $CSG, G=(V, \Sigma, P, S)$ の P の元 $uAv \rightarrow uwv$ をつぎのように分解する。 $uA \rightarrow uI, Iv \rightarrow wv, I \in V, I \in V$ 。つぎに, $Iv \rightarrow wv$ を定理 1 で述べた手順と同様にして, $uA \rightarrow uI$ を定理 1 で述べた手順を左右逆に行えば, $L(G) = L(G_0)$ であり, 定理 2 がいえる。

そこで, $CSG, G=(V, \Sigma, P, S)$ の生成規則の集合 P が, i) $A \rightarrow a$, ii) $A \rightarrow BC$, iii) $AX \rightarrow BX, XA \rightarrow XB$ の形の元のみからなるとき, G を標準文脈規定形文法 ($n-CSG$) とよぶ。

定理 1. 2 から, CSG は右文脈規定形と左文脈規定形の規則を共に持つような文法でありそれらの一方を除くことによって, $RCSG$ または $LCSG$ になることが知られる。

3.2. 文脈自由形, 片側文脈規定形および文脈規定形言語

の族の包含関係.

文脈規定形, 右文脈規定形, 左文脈規定形 および 文脈自由形言語の族をそれぞれ $\mathcal{L}_{cs}$, $\mathcal{L}_r$, $\mathcal{L}_l$, $\mathcal{L}_{cf}$ とする. これらの間の包含関係はつぎの定理に示される. 例 1 と定義 2, 3 よりたゞちに,

[定理 3]^(*) $\mathcal{L}_{cf} \subsetneq \mathcal{L}_r \subset \mathcal{L}_{cs}$, $\mathcal{L}_{cf} \subsetneq \mathcal{L}_l \subset \mathcal{L}_{cs}$.

[定理 4] $\mathcal{L}_{cf} \subsetneq \mathcal{L}_r \cap \mathcal{L}_l$.

4. 片側文脈規定形言語の族の閉包性.

この節では, $\mathcal{L}_r$, $\mathcal{L}_l$ の各種の演算に関する閉包性について述べる.

定義 3 よりたゞに つぎの定理が いえる.

[定理 5] $\mathcal{L}_r = \mathcal{L}_l^{-}$ ($\mathcal{L}^{-}$ は $\mathcal{L}$ の 反転を表わす)

以後, この節の定理 6 ~ 14 の証明は文献 (12) に記されているから, ここでは証明を省略する.

[定理 6] $\mathcal{L}_r, \mathcal{L}_l$ は 集合和 $\cup$ のもとでとじている.

[定理 7] $\mathcal{L}_r, \mathcal{L}_l$ は 連接^(*) のもとでとじている.

[定理 8] $\mathcal{L}_r, \mathcal{L}_l$ は ε なしの Kleen 閉包^(*) のもとでとじている.

[定理 9] $\mathcal{L}_r, \mathcal{L}_l$ は 正規集合^(*) との 変換集合^(*) $\cap$ のもとでとじて

(*) これは, G. Révész⁽⁶⁾ の定理 1 に対応する.

いる。

〔定理10〕 $\mathcal{L}_r, \mathcal{L}_e$ は ε なしの代入⁽⁷⁾ (ε -free substitution) のもとでとじている。

定理10からただちにつきの系が得られる。

〔系11〕 $\mathcal{L}_r, \mathcal{L}_e$ は ε なしの準同形写像 (ε -free homomorphism) のもとでとじている。

ある言語の族が ε なしの代入および正規集合との共通集合のもとでとじているならば, その言語の族は ε なしの gsm (ε -free generalized sequential machine) 写像のもとでとじている。⁽⁷⁾ したがって, 定理9, 10からつぎの定理が得られる。

〔定理12〕 $\mathcal{L}_r, \mathcal{L}_e$ は ε なしの gsm 写像のもとでとじている。

〔定理13〕 $\mathcal{L}_r, \mathcal{L}_e$ は k 限定消去⁽⁷⁾ (k -limited erasing) のもとでとじている。

ある言語の族が ε なし代入, k 限定消去, 和集合, 正規集合との共通集合をとる演算のもとでとじているならば, その言語の族は逆 gsm (inverse gsm) 写像⁽⁷⁾ のもとでとじている。⁽⁷⁾

したがって, 定理6, 9, 10, 13よりつぎの定理が得られる。

〔定理14〕 $\mathcal{L}_r, \mathcal{L}_e$ は逆 gsm 写像のもとでとじている。

さらに, 定理6, 7, 8, 9, 10および13と文献(5)より,

つぎの系が得られる。

〔系 15〕 $\mathcal{L}_r, \mathcal{L}_l$ は $AF L^{(*)}$ である。

5. プログラムド片側文脈規定形文法について。

定理 3 は, $\mathcal{L}_r$ が $\mathcal{L}_{cs}$ に一致するか, ある α は真に含まれるかは示していないが, RCSG にある機能を加えると CSG と同じ言語生成能力をもつ文法が得られることをここで示す。

生成規則の集合 P のすべての元 α に対して, 集合 $N(\alpha) \subseteq P$ および $F(\alpha) \subseteq P$ が定義されている文脈自由形文法が文献 (3) に述べられている。このような文脈自由形文法が生成する言語の族は $\mathcal{L}_{cf}$ を真に含み, $\mathcal{L}_{cs}$ に真に含まれることが知られている^(*)。この考えを片側文脈規定形文法に適用し, プログラムド片側文脈規定形文法を定義する。このとき, 集合 $N(\alpha)$ のみを有する片側文脈規定形文法が生成する言語の族は $\mathcal{L}_{cs}$ と一致することを示す。

〔定義 6〕 プログラムド片側文脈規定形文法 (α -OCSG) を, $G = (V, \Sigma, P, S, N)$ とする。ここに, i) V, Σ, P, S は定義 2 で述べたものと同じ記号である。ii) $N: P \rightarrow 2^P$ なる関数である^(*)。

ここで, 文献 (3) と同様にして, もし

(*) 2^P は集合 P のべき集合を表わす。

$$w_{k_1} \xrightarrow{i} w_{k_2} \xrightarrow{j} w_{k_3} \quad (w_{k_1}, w_{k_2}, w_{k_3} \in V^*, i, j \in P)$$

ならば, $j \in N(i)$ である。^(*)

p -OCSG が生成する言語をプログラムド片側文脈規定形言語 (p -OCSL) とよぶ。

[定理 16] 任意の CSG を $G = (V, \Sigma, P, S)$ とする。このとき, $L(G) = L(G_0)$ なる p -OCSG, $G_p = (V_p, \Sigma_p, P_p, S_p, N)$ が存在する。

(証明) CSG, $G = (V, \Sigma, P, S)$ は標準形であると仮定しても一般性を失わない。すなわち, P の元は i) $A \rightarrow a$, ii) $A \rightarrow BC$ iii) $AB \rightarrow CD$ なる 3 つのうちのいずれかの形をしているものとする。CSG, G から p -OCSG, $G_p = (V_p, \Sigma_p, P_p, S_p, N)$ をつぎのように構成する。

$$i) V_p = \{ \bar{C}, \bar{D} \mid AB \rightarrow CD \in P \} \cup V, \quad ii) \Sigma_p = \Sigma,$$

$$iii) P_p = \{ l: A \rightarrow a \mid l: A \rightarrow a \in P \}$$

$$\cup \{ j: A \rightarrow BC \mid j: A \rightarrow BC \in P \}$$

$$\cup \{ i_1: AB \rightarrow \bar{C}B, i_2: B \rightarrow \bar{D}, i_3: \bar{C}\bar{D} \rightarrow CD, \}$$

$$i_4: \bar{D} \rightarrow D \mid i: AB \rightarrow CD \in P \}$$

$$iv) S_p = S, \quad v) N(i_1) = \{i_2\}, N(i_2) = \{i_3\}, N(i_3) = \{i_4\}.$$

(*) $x \xrightarrow{i} y$ は x に生成規則 i を適用して, y に書き換えることを示す。

$$N(l) = N(j) = N(i_4) = P_p - \{i_2, i_3, i_4 \mid i: AB \rightarrow CD \in P\}$$

とする。

つぎに, $L(G) = L(G_p)$ であることを以下に示す。 $L(G)$ の任意の元を w とする。このとき, G による w の導出はつぎのように表わされる。

$$S = w_0 \Longrightarrow w_1 \Longrightarrow w_2 \Longrightarrow \cdots \Longrightarrow w_{m-n} \Longrightarrow \\ w_{m-n+1} \Longrightarrow \cdots \Longrightarrow w_m = w, (|w|=n)$$

ここで, この導出において ii) $j: A \rightarrow BC$ および iii) $i: AB \rightarrow CD$ の形の生成規則のみが適用されて, $w_0 \xrightarrow{*} w_{m-n}$ までの導出が行われ, i) $l: A \rightarrow a$ の形の生成規則は導出 $w_{m-n} \xrightarrow{*} w_n$ においてのみ適用されていると仮定しても一般性は失われない¹⁾。そこで, もし $w_{q-1} \Longrightarrow w_q$ ($1 \leq q \leq m-n$) に, ii) $A \rightarrow BC$ の形の生成規則が適用されているならば, ii) $A \rightarrow BC$ は P_p の元であるから, G_p によっても $w_{q-1} \Longrightarrow w_q$ なる関係がなりたつ。

もし $w_{q-1} \xrightarrow{i} w_q$, ($1 \leq q \leq m-n$) に iii) $i: AB \rightarrow CD$ の形の生成規則が適用されているならば, すなわち,

$$w_{q-1} = xAB y \xrightarrow{i} xCD y = w_q, (x, y \in (V-\Sigma)^*)$$

であるならば, G_p においては, $N(i_1) = \{i_2\}$, $N(i_2) = \{i_3\}$, $N(i_3) = \{i_4\}$ よりつぎの関係がなりたつ。

$$w_{g-1} = x A B y \xrightarrow{i_1} x \bar{C} B y \xrightarrow{i_2} x \bar{C} \bar{D} y \\ \xrightarrow{i_3} x C \bar{D} y \xrightarrow{i_4} x C D y = w_g$$

この導出において, $i_2: B \rightarrow \bar{D}$ の適用は記号系列の位置に
関しては一意ではない。すなわち,

$$w_{g-1} = x A B y, B y_2 \xrightarrow{i_1} x \bar{C} B y, B y_2 \xrightarrow{i_2} x \bar{C} B y, \bar{D} y$$

なる導出が可能である。ところが, $\bar{C}$ のすぐ右隣の B を $\bar{D}$ に
書き換えなければ, $N(i_2) = \{i_3\}$ であるからつぎに i_3 の生成規
則がつぎに適用不可能となる。ゆえに, 上に示すような導出
のみが $w_{g-1} \xrightarrow{i} w_g$ に対応する。

さらに, $w_{m-n} \xrightarrow{*} w_m$ に対しては, 1) $A \rightarrow a$ の形の生成
規則が適用されているが, この部分の導出は明らかに G_p によ
っても可能である。ゆえに, $w \in L(G_p)$. よって, $L(G) \subseteq L(G_p)$.

逆に, $L(G_p)$ の元を w とすれば,

$$S_p = w_0 \Longrightarrow w_1 \Longrightarrow \cdots \Longrightarrow w_{n-1} \Longrightarrow w_n = w$$

なる G_p における導出が存在する。もし $w_{g-1} \Longrightarrow w_g$ ($1 \leq g \leq n$)
の導出に対して, $P_p = \{i_2, i_3, i_4 \mid i: AB \rightarrow CD \in P\}$ の元が
適用されているならば, G によって $w_{g-1} \Longrightarrow w_g$ なる導出が
可能である。もし $w_{g-1} \Longrightarrow w_g$ ($1 \leq g \leq n$) の導出に対して,
 i_1 の生成規則が適用されているならば, G_p の構成法より

$$w_{g-1} \xrightarrow{i_1} w_g \xrightarrow{i_2} w_{g+1} \xrightarrow{i_3} w_{g+2} \xrightarrow{i_4} w_{g+3}$$

なる導出が連続している。すなわち、この導出は

$$w_{g-1} = xAB\gamma \xrightarrow{i_1} x\bar{C}B\gamma \xrightarrow{i_2} x\bar{C}\bar{D}\gamma \xrightarrow{i_3} xC\bar{D}\gamma \\ \xrightarrow{i_4} xCD\gamma = w_{g+3}$$

であるから、 G の $i: AB \rightarrow CD$ の生成規則によっても、

$$w_{g-1} \xrightarrow{i} w_{g+3}$$

なる導出が可能である。ゆえに、 $w \in L(G)$ 。よって、

$$L(G_p) \subseteq L(G). \quad \text{以上より } L(G_p) = L(G).$$

〔定理17〕 任意の p -OCSG, G_p とする。このとき、 $L(G_p) = T(A)$ なる線形拘束オートマトン A が存在する。

CSG, G に対する線形拘束オートマトンの文献(8)に与えられる構成手順と同様にして、任意の p -OCSG, G_p に対して線形拘束オートマトン A を構成できるから証明は省略する。

定理16, 17よりつぎの定理が得られる。

〔定理18〕 p -OCSL の族と $\mathcal{L}_{cs}$ とは一致する。

6. あとがき.

本論文では、制限がつけられた文脈規定形文法、すなわち片側文脈規定形文法を定義し、上述の種々の結果を得た。また、未解決の問題としてつぎのことが挙げられる。

i) $\mathcal{L}_r, \mathcal{L}_e$ は $\mathcal{L}_{cs}$ に真に含まれるか。

ii) $\mathcal{L}_r$ と $\mathcal{L}_e$ の包含関係はどうか。

iii) OCSGと等価なオートマトンは何か,

iv) $\mathcal{L}_r$, $\mathcal{L}_e$ は 補集合, 共通集合; および, 反転のもと
 でとじているか否か,

これらの問題は独立な問題ではない。たとえば, iii) の問題
 が解決すれば, iv) の共通集合での閉包性の問題は解決される
 であろう。また, 反転のもとでの閉包性が解決されれば, i)
 ii) の問題は解決されるであろう。これらについては, 今後の
 検討が希望される。

謝辞 懇切なご指導をいただいた東北大学 本多波雄教授
 , ならびに日頃熱心なご討論をいただいた研究室の皆様に感
 謝する。

文献

- (1) 伊藤, 稲垣, 福村, “ストリング文法について” 信学会誌投稿中
- (2) A.V.Aho, "Indexed Grammars - An Extension of Context-Free Grammars",
 J.ACM, Vol 15, No 4, (1968) pp 647-671.
- (3) D.J.Rosenkrantz, "Programmed Grammars and Formal Languages",
 J.ACM, Vol 16, No1, (1967) pp107-131.
- (4) I.Fris, "Grammars with Partial Ordering of the Rules",
 Inf. & Cont., Vol 12, (1968) pp451-425

- (5) S.Ginsburg and E.H.Spanier, "Control Sets on Grammars",
Math. Syst. Theory, Vol 2, (1968) pp157-177.
- (6) J.E.Revesz, "Unilateral Context-Sensitive Grammars and Left-to-Right
Parsing", J.CSS, Vol 5, (1971) pp335-352.
- (7) J.E.Hopcroft and J.D.Ullman, "Formal Languages and their Relation to
Automata", 1969, Addison-Wesley.
- (8) S.Y.Kuroda, "Classes of Languages and Linear Bounded Automata,"
Inf. and Cont., (1964) pp267-278.
- (9) S.Ginsburg, "The Mathematical Theory of Context-Free Languages",
McGraw-HILL New York (1966).
- (10) 伊藤, 稲垣, 福村, "右文脈依存形文法" (1971. 10) 電学東海.
- (11) 伊藤, 稲垣, 福村, "片側文脈規定形文法について",
(1971. 12) 信学会オートマトン研資.
- (12) 伊藤, 稲垣, 福村, "片側文脈規定形文法について",
信学会誌投稿中.