北海道大学工学部研究報告
第82号（昭和51年）

Bulletin of the Faculty of Engineering,
Hokkaido University, No. 82 (1976)

付加文法の形式化とその言語生成能力に関する研究

桃内佳雄*

（昭和51年6月30日受理）

Adjunct Grammars and their generative powers

Yoshio MOMOUCHI

(Received June 30, 1976)

Abstract

Adjunct Grammars are based on Local String Adjunct Grammars. The adjunct rules in an Adjunct Grammar have a character different from the local adjunct rules in a String Adjunct Grammar. Several modified Adjunct Grammars are studied. They are Unilateral Adjunct Grammars, Outside Adjunct Grammars, Bilateral Adjunct Grammars and Parallel Adjunct Grammars. An infinite hierarchy of the subclasses of Parallel Adjunct Grammars and the closure properties of Parallel Adjunct Languages are considered.

Such a study of Adjunct Grammars is of interest because a string adjunction is suited for characterizing certain aspects of the Japanese language structure.

1. まえがき

Z. S. Harris の言語理論にもとづいて，A. K. Joshi, S. R. Kosaraju, H. M. Yamada らは，系列付加文法を形式化した[1]。句構造文法のかきかえ規則にかわるものとして付加規則を導入し，局所系列付加文法と分布系列付加文法を構成し，それらの文法と言語に関する考察を行っている[1]。局所系列付加文法は中心系列と局所付加規則の有限集合から構成される。局所付加規則は，主系列，付加系列，付加位置の3項組である。付加位置は，たとえば主系列中の左から3番目の記号の左側というような形で与えられ，主系列中の，その3番目の記号がどのような記号であるかということには依存しない。

N. Sager により自然言語の構文解析のための文法モデルとして提案された系列文法[3]も，系列付加により言語を生成する文法と考えられる。この文法においては，系列付加は，ある記号を指定してその記号に対して行われ，記号に直接依存した形である。

本論文において形式化される付加文法は，局所系列付加文法にもとづいており，異なる点は，その付加規則における付加位置が主系列中の記号に直接依存するということである。

付加文法と，その変形である片側付加文法，外側付加文法，両側付加文法，並列付加文法，n 並列付加文法について，局所系列付加文法および文脈自由文法との関連も考慮しながら，それらの文法の基本的な生成能力を明らかにする。とくに並列付加言語族については，その部分族で

* 情報システム工学講座

ある n 並列付加言語族により構成される言語の無限の階層構造，閉包性に関する考察を進め，この言語族が興味ある性質を持つことを示す。

日本語の構文は，系列の付加という操作により記述される面もあると考えられ，形式的にではあるが，このような側面についての可能性を明らかにすることは重要なことであると思われる。

2. 付 加 文 法

付加文法，付加言語，片側付加文法，外側付加文法，両側付加文法，並列付加文法，n 並列付加文法の定義を与える。

定 義 1

付加文法　$G=(A, \Sigma, \Sigma_c, \Sigma_h, \Sigma_a, J)$

A：有限アルファベット

Σ：A のうえの系列の有限集合　　$\Sigma=\Sigma_c \cup \Sigma_h \cup \Sigma_a$

Σ_c：中心系列の有限集合

J：付加規則の有限集合

付加規則　$u=(\sigma_i, \sigma_j, a_\xi)$

σ_i：主 系 列

σ_j：付加系列

a_ξ：付加位置　a_l：主列系 σ_i 中の記号 a の左側

a_r：主系列 σ_i 中の記号 a の右側

$\Sigma_h=\{\sigma_i \mid (\sigma_i, \sigma_j, a_\xi)\in J\}$：主系列の有限集合

$\Sigma_a=\{\sigma_j \mid (\sigma_i, \sigma_j, a_\xi)\in J\}$：付加系列の有限集合

J を与えられると，Σ_h, Σ_a は一意に定まり，また A はとくに明記する必要はないと考えられるので，付加文法は $G=(\Sigma_c, J)$ と略記することができる。$G=(\Sigma_c, J)$, $\Sigma_c=\{abc\}$, $J=\{u_1=(abc, p, a_r), u_2=(p, q, p_r)\}$ とする。abc に u_1 を適用すると $apbc$ が得られる。$apbc$ を導出主系列とよび，$apbc$ の付加位置は abc の付加位置と同じであるとし，さらに u_1 を適用すると $appbc$ が得られる。同様に，p に u_2 を適用することにより $pq, pqq, \cdots$ などが得られる。これらを u_1 の付加系列として用いることも許し（このときこれらの系列は導出付加系列とよばれる），$apqbc$, $apqqbc, \cdots$ などの系列が得られる。

定 義 2

付加文法 $G=(\Sigma_c, J)$ に対して，付加言語 $L(G)$ は次のように与えられる。

$L(G)=H(\hat{\Sigma}(\Sigma_c))$

H：準同形写像，$A\cup\hat{A}(\hat{A}=\{\hat{a}_i|a_i\in A\})$ のうえの準同形写像として，$H(a_i)=a_i$, $H(\hat{a}_i)=a_i$。

$\hat{\Sigma}(\Sigma_c)=\{\hat{\sigma}|\hat{\sigma}\in\hat{\Sigma}\,;\ \hat{\sigma}=\psi_1\hat{a}_{i1}\psi_2\hat{a}_{i2}\cdots\psi_r\hat{a}_{ir}\psi_{r+1}\,;\ a_{i1}a_{i2}\cdots a_{ir}\in\Sigma_c,\ \psi_j\in A^*(j=1, 2, \cdots, r+1)\}$

$\hat{\Sigma}$ は帰納的に次のように定義される。

(1)　$a_{i1}a_{i2}\cdots a_{im}\in\Sigma$ ならば，$\hat{a}_{i1}\hat{a}_{i2}\cdots\hat{a}_{im}\in\hat{\Sigma}$。

(2)　$\psi_1\hat{a}_{i1}\psi_2\hat{a}_{i2}\cdots\psi_k\hat{a}\psi_{k+1}\cdots\hat{a}_{im}\psi_{m+1}\in\hat{\Sigma}$, $\eta_1\hat{a}_{j1}\eta_2\hat{a}_{j2}\cdots\hat{a}_{jn}\eta_{n+1}\in\hat{\Sigma}$,

$\sigma_i=a_{i1}a_{i2}\cdots a_{ik-1}a\,a_{ik+1}\cdots a_{im}$, $\sigma_j=a_{j1}a_{j2}\cdots a_{jn}$ のとき，

$(\sigma_i, \sigma_j, a_l)\in J$ ならば，

$$\hat{\sigma}_p=\psi_1\hat{a}_{i1}\psi_2\hat{a}_{i2}\cdots\psi_k\eta_1 a_{j1}\eta_2 a_{j2}\cdots a_{jn}\eta_{n+1}a\psi_{k+1}\cdots\hat{a}_{im}\psi_{m+1}\in\hat{\Sigma}。$$

$(\sigma_i, \sigma_j, a_r)\in J$ ならば，

$$\hat{\sigma}_p=\psi_1\hat{a}_{i1}\psi_2\hat{a}_{i2}\cdots\psi_k a\eta_1 a_{j1}\eta_2 a_{j2}\cdots a_{jn}\eta_{n+1}\psi_{k+1}\cdots\hat{a}_{im}\psi_{m+1}\in\hat{\Sigma}。$$

(3)　うえの(1), (2)により得られる系列のみが $\hat{\Sigma}$ の要素である。

$(a_{is}, a_{jt} \in A(s=1, 2, \cdots, m, t=1, 2, \cdots, n),\ \psi_u, \eta_v \in A^*(u=1, 2, \cdots, m+1, v=1, 2, \cdots, n+1))$

付加規則 $(\sigma_i, \sigma_j, a_\xi)$ の適用は，σ_i 中にすくなくとも1個は存在している a のうちの，任意の a に対して行われる。局所系列付加文法においては，付加規則は次のような形で与えられている[1)]。$(\sigma_i, \sigma_j, \xi_k)$: 付加位置 ξ_k は，$\xi=l$ のとき σ_i の左から k 番目の記号の左側，$\xi=r$ のときは右側である。

付加規則または付加方法に変形または制限を加えることにより，次のような文法が構成される。

(1)　片側付加文法：　J の各付加規則の付加位置がすべて記号の左側または右側のみである。

(2)　外側付加文法：　系列付加を行うべき付加位置にすでに系列が付加されている場合には，その系列の外側に付加を行う。付加規則を $(\sigma_i, \sigma_j, a_\xi^o)$ と書く。

(3)　両側付加文法：　付加位置として記号の両側が指定される。付加規則を $(\sigma_i, \sigma_j, a_b)$ と書く。

(4)　並列付加文法：　主系列中のすべての付加位置に対して同時に付加を行う。付加規則を $(\sigma_i, \sigma_j, a_\xi^p)$ と書く。

(5)　n 並列付加文法：　並列付加文法において各付加規則の付加位置の数がたかだか n である。

次のような略記を用いる。

局所系列付加文法	LAG,	言語	LAL,	並列付加文法	PAG,	言語	PAL
付加文法	SAG,	言語	SAL,	n 並列付加文法	$nPAG$,	言語	$nPAL$
片側付加文法	UAG,	言語	UAL,	文脈自由文法	CFG,	言語	CFL
外側付加文法	OAG,	言語	OAL,				
両側付加文法	BAG,	言語	BAL,				

言語 A の族：$\mathcal{L}(A)$。

$\mathcal{L}(B)$ は $\mathcal{L}(A)$ を真に含む：$\mathcal{L}(A) \subset \mathcal{L}(B)$。

$\mathcal{L}(A)$ は $\mathcal{L}(B)$ と等しい　：$\mathcal{L}(A) = \mathcal{L}(B)$。

$\mathcal{L}(A)$ は $\mathcal{L}(B)$ と incomparable である：$\mathcal{L}(A) \otimes \mathcal{L}(B)$。

$|w|$：系列 w の長さ。

3. 付加言語

SAL の族と，LAL, UAL, OAL, BAL, PAL の各族の間の包含関係について考察を進め，付加規則または付加方法の変化が付加文法の生成能力に有意な変化を与えることを明らかにする。

定理 1　$\mathcal{L}(SAL) \subset \mathcal{L}(LAL)$

証明：任意の SAG に対してそれと弱等価な LAG を構成することができる。SAG の付加規則 $(\sigma_i, \sigma_j, a_\xi)$, $\sigma_i = w_1 a w_2 a \cdots w_{n-1} a w_n (w_i (i=1, 2, \cdots, n)$ には a が含まれていない$)$ に対して，LAG の付加規則を次のように構成する。σ_i 中の a の，左からの位置をそれぞれ $k_1, k_2, \cdots, k_{n-1}$ とすると $\{(\sigma_i, \sigma_j, \xi_{k_1}), (\sigma_i, \sigma_j, \xi_{k_2}), \cdots, (\sigma_i, \sigma_j, \xi_{k_{n-1}})\}$。

$L_1 = \{a^n bab | n \geqq 1\}$ は LAL である。LAG, $G_1 = (\Sigma_{c1}, J_1)$, $\Sigma_{c1} = \{abab\}$, $J_1 = \{(abab, a, r_1)\}$。しかし SAL ではない。いま L_1 が SAG, G_1' により生成されるとする。L_1 は無限言語であるから，

G_1' は付加規則をすくなくとも1つ持たなければならない。すなわち，$(a^m bab, a^l, \alpha_?) \in J_1'$, $(m, l \geqq 1$, α は a か b である)。α が a でも b でも L_1 には属さない系列が生成され矛盾を生ずる。ゆえに L_1 は SAL ではない。 ⌋

系 1 $\mathcal{L}(SAL) \subset \mathcal{L}(CFL)$

証明： 定理1と $\mathcal{L}(LAL) \subseteqq \mathcal{L}(CFL)$ であることから[1]。 ⌋

定理 2 $L(UAL) \subset \mathcal{L}(SAL)$

証明： $\mathcal{L}(UAL) \subseteqq \mathcal{L}(SAL)$ であることは明らかである。$L_2 = \{bcb^m ab^n cb \mid m, n \geqq 0\}$ は SAL である。SAG, $G_2 = (\Sigma_{c2}, J_2)$, $\Sigma_{c2} = \{bcacb\}$, $J_2 = \{(bcacb, b, a_r), (bcacb, b, a_l)\}$。しかし UAL ではない。いま L_2 が UAL とする。L_2 の最初の b の増加する部分をI，2番目の b の増加する部分をIIとする。右側付加規則のみで生成できるとする。L_2 は無限言語であるから，$bcb^i ab^j cb$ $(i, j \geqq 0)$ という形の主系列と付加系列 $b^k (k \geqq 1)$ をもつ付加規則が存在しなければならない。Iの b は c または b に対する付加で増加するが，どちらの場合においても L_2 には属さない系列も生成され矛盾を生ずる。左側付加規則のみで生成できるとしても，IIの b について L_2 に属さない系列を生成し矛盾を生ずる。ゆえに L_2 は UAL ではない。 ⌋

系 2 $\mathcal{L}(UAL) \subset \mathcal{L}(CFL)$

証明： 系1と定理2から。 ⌋

定理 3 $\mathcal{L}(OAL) = \mathcal{L}(SAL)$

証明： (略証) 任意の SAG, G に対して等価な OAG, G' を構成するには，G の各付加規則の付加位置に添字Oをつける。いま $w \in L(G)$ とする。この w の導出[1]に対して導出木を書くことができる[1]。この導出木の葉の方より順番に，同じ付加位置に対する付加の順序を逆にすることにより得られる導出木は w に対する G' の導出木となる。ゆえに $w \in L(G')$。$w \in L(G')$ についても同様のことがいえる。G' に対する導出，導出木は G に対すると同様に定義することができる。OAG に対する SAG の構成についても同様のことがいえる。 ⌋

補題 1 $G = (\Sigma_c, J)$ を SAG とする。このとき次のような整数 $p (>0)$ が存在する。
$|z| \geqq p$ であるようなすべての $z \in L(G)$ に対して，
$z = w_1 u w_2$, $1 \leqq |u| \leqq p$, $w_1, w_2 \in A^*$ と書くことができて，
$w_1 u^k w_2 \in L(G)$, $k \geqq 0$ である。

証明： (略) ⌋

定理 4 $\mathcal{L}(SAL) \otimes \mathcal{L}(BAL)$

証明： (略証) $L_3 = \{a^n c a^n \mid n \geqq 0\}$ は BAL である。BAG, $G_3 = (\Sigma_{c3}, J_3)$, $\Sigma_{c3} = \{c\}$, $J_3 = \{(c, a, c_b)\}$。しかし補題1より SAL ではない。

$L_4 = \{a^m ca \mid m \geqq 0\}$ は SAL である。SAG, $G_4 = (\Sigma_{c4}, J_4)$, $\Sigma_{c4} = \{ca\}$, $J_4 = \{(ca, a, c_l)\}$。しかし BAL ではない。いま L_4 が BAL とする。L_4 は無限言語であるから，$a^t ca (t \geqq 0)$ という形の主系列と付加系列 $a^s (s \geqq 1)$ をもつ付加規則が存在しなければならない。付加位置は c_b か a_b であるが，どちらの場合にも L_4 には属さない系列を生成し矛盾を生ずる。ゆえに L_4 は BAL ではない。

$L_5 = \{a^{2n+1} \mid n \geqq 0\}$ は SAL で，かつ BAL である。SAG, $G_5 = (\Sigma_{c5}, J_5)$, $\Sigma_{c5} = \{a\}$, $J_5 = \{(a, aa, a_r)\}$。BAG, $G_5' = (\Sigma_{c5}', J_5')$, $\Sigma_{c5}' = \{a\}$, $J_5' = \{(a, a, a_b)\}$。 ⌋

定理 5 $\mathcal{L}(BAL) \otimes L(CFL)$

証明： (略証) $L_6 = \{a^n b^n \mid n \geqq 1\}$ は CFL であるが BAL ではない。$L_7 = \bigcup_{s=1}^{\infty} \{(b^{m_1} c b^{m_1})^{n_1} (b^{m_2} c b^{m_2})^{n_2} \cdots (b^{m_s} c b^{m_s})^{n_s} d (b^{m_s} c b^{m_s})^{n_s} \cdots (b^{m_2} c b^{m_2})^{n_2} (b^{m_1} c b^{m_1})^{n_1} \mid n_1, n_2, \cdots, n_s, m_1, m_2 \cdots, m_s \geqq 0\}$ は BAL で

ある。BAG, $G_7=(\Sigma_{c7}, J_7)$, $\Sigma_{c7}=\{d\}$, $J_7=\{(d, c, d_b), (c, b, c_b)\}$。しかし CFL ではない。L_5 は CFL で，かつ BAL である。 ⌋

定 理 6　$\mathcal{L}(SAL)\otimes\mathcal{L}(PAL)$

証明：（略証）定理1より，$\mathcal{L}(SAL)\subset\mathcal{L}(LAL)$。また，$\mathcal{L}(LAL)\otimes\mathcal{L}(PAL)$ である[4]。$L_8=\{a^n|n\geqq 2\}$ は SAL である。SAG, $G_8=(\Sigma_{c8}, J_8)$, $\Sigma_{c8}=\{aa\}$, $J_8=\{(aa, a, a_r)\}$。しかし PAL ではない[4]。$L_9=\{a^n|n\geqq 1\}$ は SAL で，かつ PAL である。 ⌋

定 理 7　$\mathcal{L}(PAL)\otimes\mathcal{L}(CFL)$[4]

証明：（略） ⌋

$n PAL$ の族を $\mathscr{P}(n)$ と書く。そのとき，$n PAL$ および $\mathscr{P}(n)$ について次のような結果が得られる。

補 題 2　$G=(\Sigma_c, J)$ を $n PAG$ とする。このとき次のような整数 $p(>0)$ が存在する。$|z|>p$ であるようなすべての $z\in L(G)$ に対してある整数 $q\,(0<q\leqq n)$ が存在して $z=w_1uw_2u\cdots w_quw_{q+1}$, $|u^q|\leqq pq$, $w_i\in A^*(i=1, 2, \cdots, q+1)$ と書くことができて，$w_1u^kw_2u^k\cdots w_qu^kw_{q+1}\in L(G)$, $k\geqq 0$, である。

証明：（略） ⌋

定 理 8

(1)　$\mathscr{P}(1)\subset\mathcal{L}(LAL)$[4]

(2)　$\mathscr{P}(2)\otimes\mathcal{L}(LAL)$[4]

(3)　$\mathscr{P}(n)\subset\mathscr{P}(n+1)$[4]

証明：（略） ⌋

定理7，定理8より，$\mathcal{L}(CFL)$ と交差した言語の無限の階層が構成されることが示された。この階層は $\mathcal{L}(LAL)$ とも交差している。

$\mathcal{L}(PAL)$ の閉包性に関して次の結果が得られた。

定 理 9　$\mathcal{L}(PAL)$ は次の演算に関して閉じていない。

(1)　$\cap$；共通集合をとる演算

(2)　$\cup$；和集合をとる演算

(3)　$-$；補集合をとる演算

(4)　$\cdot$；連結

(5)　$*(+)$；Kleene の星積（ε-なし）

(6)　$h\,(h_\varepsilon)$；準同形写像（ε-なし）

(7)　h^{-1}；逆準同形写像

(8)　$\cap R$；正規言語族との共通集合をとる演算

証明：(1)　$L'=L(G_p')=\{aa^ibb^j|i, j\geqq 0\}$ $(G_p'=(\Sigma_c', J_p')$, $\Sigma_c'=\{ab\}$, $J_p'=\{(ab, a, a_r), (ab, b, b_r)\})$, $L''=L(G_p'')$ $(G_p''=(\Sigma_c'', J_p'')$, $\Sigma_c''=\{ab\}$, $J_p''=\{(ab, ab, a_r)\})$, $L=L'\cap L''=\{a^nb^n|n\geqq 1\}$ とする。L', L'' は PAL である。しかし L は PAL ではない[4]。

(2)　$L'=L(G_p')=\{a^nba^n|n\geqq 1\}$ $(G_p'=(\Sigma_c', J_p')$, $\Sigma_c'=\{aba\}$, $J_p'=\{(aba, a, a_r)\})$ $L''=L(G_p'')=\{ab^ma|m\geqq 1\}$ $(G_p''=(\Sigma_c'', J_p'')$, $\Sigma_c''=\{aba\}$, $J_p''=\{(aba, b, b_r)\})$, $L=L'\cup L''$ とする。L', L'' は PAL である。しかし L は PAL ではない。L が PAL であるとする。G_p', G_p'' は，それぞれ L', L'' を生成するために必要な最小の構成である。L を生成するために J_p' と J_p'' を同時に用いると次のような言語が生成される。$\{a^nb^ma^n|m, n\geqq 1\}$。これは矛盾である。ゆえに L は PAL ではない。

(3)　$L'=L(G_p')=\{a, \varepsilon\}$ $(G_p'=(\Sigma_c', J_p')$, $\Sigma_c'=\{a, \varepsilon\}$, $J_p'=\{\ \ \})$ とする。$\overline{L'}=\{a^n|n\geqq 2\}$ は PAL

ではない[4]。

(4)　$L'=\{a^nba^n|n\geqq 1\}$, $L''=\{ab^ma|m\geqq 1\}$, $L=L'\cdot L''=\{a^nba^{n+1}b^ma|m,n\geqq 1\}$ とする。L', L'' は PAL である。しかし L は PAL ではない。L を PAG によって生成するためには，ある有限の $a^iba^{i+1}b^ja\,(i,j\neq 0)$ という形の系列が中心系列および主系列として存在しなければならない。n, m が1ずつ増加してゆくためには，aba^2ba が主系列として存在しなければならない。このような主系列に対して a の増加列は b の左側に付加を行う付加規則によって作ることができる。しかし b の増加列は，b への付加，a への付加どちらによっても作ることができない。ゆえに L は PAL ではない。

(5)　(略証) $L'=L(G'_p)=\{a^nba^nb|n\geqq 1\}$ $(G'_p=(\Sigma'_c, J'_p)$, $\Sigma'_c=\{abab\}$, $J'_p=\{(abab, a, a_r)\})$ とする。L' は PAL であるが，L'^+, L'^* は PAL ではない。

(6)　(略証) $L'=L(G'_p)=\{a^nbcbc|n\geqq 1\}$ $(G'_p=(\Sigma'_c, J'_p)$, $\Sigma'_c=\{abcbc\}$, $J'_p=\{(abcbc, a, a_r)\})$，準同形写像 h: $h(a)=c$, $h(b)=b$, $h(c)=c$ とする。$h(L')=\{c^nbcbc|n\geqq 1\}$ は PAL ではない。(この h は ε-なしでもある)

(7)　(略証) $L'=L(G'_p)=\{a^nca^n|n\geqq 1\}$ $(G'_p=(\Sigma'_c, J'_p)$, $\Sigma'_c=\{aca\}$, $J'_p=\{(aca, a, a_r)\})$，準同形写像 h: $h(b)=a$, $h(d)=ac$ とする。$h^{-1}(L')=\{b^{n-1}db^n|n\geqq 1\}$ は PAL ではない。

(8)　(略証) $L'=L(G')=\{a^n|n\geqq 2\}$ $(G'=(N', T', P', S')$, $N'=\{S', A\}$, $T'=\{a\}$, $P'=\{S'\to aA$, $A\to aA$, $A\to a\})$, $L''=L(G''_p)=\{a^n|n\geqq 1\}$ とする。L' は正規言語である。$L=L'\cap L''$ とする。L'' は PAL であるが，L は PAL ではない。

AFL の満たすべき演算についての閉包性がすべて満たされないような言語族は，anti-AFL とよばれている。定理9より $\mathcal{L}(PAL)$ は anti-AFL であることがわかる。

$\mathcal{L}(PAL)$ は逆系列をとる演算に関しては閉じている。PAG, G_p に対する $L(G_p)$ の逆系列の集合 L^r を生成する PAG, G^r_p は G_p から次のようにして構成することができる。G_p の中心系列の逆系列をとり G^r_p の中心系列とする。G_p の付加規則の主系列，付加系列の逆系列をとり付加位置を $r\to l$, $l\to r$ と変換した規則を G^r_p の付加規則とする。

4. あとがき

基本となる系列である主系列を与えて，その系列の特定の記号に系列を付加することにより言語を生成する文法の形式的な能力と性質について考察した。付加文法そのものの生成能力は局所系列付加文法あるいは文脈自由文法より小さいが，付加規則，付加方法にいくつかの変形を加えることによりその生成能力が変化することを明らかにした。系列付加による記述という観点からとらえられる自然言語は，さらにいろいろな形の付加規則の混在した形の文法を要求するであろうと思われる。変形規則が要求されることも考察されている[2]。

最後に，付加文法の構成に対する言語学上の動機を示す日本語の構文にそったいくつかの例を示す。

〈名〉: 名詞，〈助〉: 助詞，〈動〉: 動詞，〈形〉: 形容詞，〈副〉: 副詞，〈準〉: 準詞

$\sigma_{i1\,i2\cdots in}$: 系列 σ に付加規則 $u_{i1}, u_{i2}, \cdots, u_{in}$ をこの順序で適用することにより得られる系列。

$\sigma=$〈名〉・〈助〉・〈名〉・〈助〉・〈動〉

　　彼　　が　　本　　を　　読む

$u_1=(\sigma$, 〈形〉, 〈名〉$_l)$,　　　$u_2=(\sigma$, 〈準〉, 〈動〉$_r)$

$u_3=(\sigma$, 〈名〉・〈助〉, 〈名〉$^2_l)$,　　$u_4=(\sigma$, 〈副〉, 〈動〉$_l)$

σ_1 ＝〈名〉・〈助〉・〈形〉・〈名〉・〈助〉・〈動〉
彼 が おもしろい 本 を 読む

σ_{12} ＝〈名〉・〈助〉・〈形〉・〈名〉・〈助〉・〈動〉・〈準〉
彼 が おもしろい 本 を 読ん だ

σ_{123} ＝〈名〉・〈助〉・〈名〉・〈助〉・〈形〉・〈名〉・〈助〉・〈動〉・〈準〉
彼 が チャンドラー の おもしろい 本 を 読ん だ

σ_{1234} ＝〈名〉・〈助〉・〈名〉・〈助〉・〈形〉・〈名〉・〈助〉・〈副〉・〈動〉・〈準〉
彼 が チャンドラー の おもしろい 本 を ゆっくり 読ん だ

[謝辞] 御助言いただいた精密工学科自動制御工学講座三浦良一先生に深く感謝いたします。

参考文献

1) Joshi, A. K., Kosaraju, S. R. and Yamada, H. M.: Inf. and Cont., 21 (1972).
2) Harris, Z.: Mathematical Structures of Language, (1968) Interscience Pub..
3) Sager, N.: Advances in Computers, 8 (1967).
4) 桃内佳雄: 電子通信学会オートマトンと言語研資料, AL 74-26 (1974).
5) 桃内佳雄: 電子通信学会全国大会予稿, (昭和 50 年).
6) Salomaa, A.: Formal Languages, (1973) Academic Press.