

単一パラメータ・マクロ木変換機とSpine Grammarの関係

藤芳 明生 (Akio Fujiyoshi)

電気通信大学大学院情報工学専攻
E-mail: fujiyo-a@calvyn.cs.uec.ac.jp

1 はじめに

木オートマトン[1, 15]によって受理される木の集合を認識可能集合という. 任意の認識可能集合は, ある文脈自由文法の構文解析木の集合から, ある関数に従い木の節点のラベルを書き換えることで得られる. 逆に, 任意の文脈自由文法の構文解析木の集合は, 認識可能集合となっている. このように認識可能集合は, 文脈自由文法の構文解析木の集合と密接な関連があり, 木言語の理論において重要なものとなっている.

最近の自然言語の形式化に関する研究の関心は, 文脈自由言語より大きな言語のクラスに向いている. そのため, 木言語の理論においても, 認識可能集合よりも大きな木言語のクラスを定義する木文法[5, 7, 9, 12, 16], 木オートマトン[8, 13]の研究が行われている. また, 認識可能集合のクラスを木変換機によって変換することにより, より大きな木言語のクラスを定義することもできる. 認識可能集合が木変換機によって変換され得る木の集合を表層集合と呼び, 木変換機[2, 3, 4, 6, 12, 14]とともに研究されている.

本研究では, Spine Grammar [7]の生成する木言語のクラスに注目する. Spine Grammarは制限された文脈自由木言語であり, 高速な認識アルゴリズム[10, 11]が知られているTree Adjoining Grammar [9, 16]と同じ文字列言語のクラスを生成する. 今回, 単一パラメータという制限のついたマクロ木変換機[4]について考える. そして, 完全決定性・線形・単一パラメータ・マクロ木変換機の生成する表層集合のクラスが, Spine Grammarの生成する木言語のクラスを含むことを証明する. これにより, 任意のSpine Grammarにより生成される木言語は, ある認識可能集合をある完全決定性の木変換機で変換を行うことにより得ることができることが示された.

2 諸定義

定義 2.1 $\mathcal{N}_+$ を正整数全体からなる集合とする. 木の台集合とは, 次を満たす $(\mathcal{N}_+)^*$ の有限部分集合 D である.

- $d \in D$ かつ $d = d' \cdot d''$, $d', d'' \in (\mathcal{N}_+)^*$ ならば, $d' \in D$.
- $i, j \in \mathcal{N}_+$ に対し, $i \leq j$ かつ $d \cdot j \in D$ ならば, $d \cdot i \in D$ となる.

D の元を節点と呼ぶ. とくに, $d \cdot 1 \notin D$ を満たす節点 d を葉と呼ぶ. モノイド $(\mathcal{N}_+)^*$ の単位元を λ で表し, 節点 λ を根と呼ぶ. 葉でも根でもない節点を内部節点と呼ぶ.

定義 2.2 D を木の台集合とし, $d \in D$ とする. 根から d への道とは節点の集合 $\{d' \in D \mid d' \text{は} d \text{の前部分語}\}$ である.

定義 2.3 Σ をアルファベットとする. Σ 上の木とは, 関数 $\alpha: D \rightarrow \Sigma$ のことである. ただし, D は木の台集合である. D_α で木 α に対する木の台集合, つまり, 関数 α の定義域を表すものとする.

定義 2.4 Σ 上の木 α , 節点 $d \in D_\alpha$ に対し, $\alpha/d = \{(d', a) \in (\mathcal{N}_+)^* \times \Sigma \mid (d \cdot d', a) \in \alpha\}$ とする. α/d を α の節点 d における部分木と呼ぶ.

定義 2.5 階層化アルファベットとは、対 (Σ, r) のことである。ここで、 Σ はアルファベット、 r は Σ から $\mathcal{N}$ (自然数全体) への関数である。 $\Sigma_n = r^{-1}(n)$ とする。 $r(a)$ を記号 a のランクと呼ぶ。

定義 2.6 Σ を階層化アルファベットとする。すべての $d \in D_\alpha$ に対し、 $r(\alpha(d)) = \max\{i \in \mathcal{N}_+ \mid d \cdot i \in D_\alpha\}$ であるような Σ 上の木 α 全体からなる集合を T_Σ と書きあらわす。

定義 2.7 Σ を階層化アルファベット、 I を Σ と共通部分を待たない有限集合とする。 I をインデックスの集合とする Σ 上のインデックス付き木とは、次を満たす関数 $\alpha: D_\alpha \rightarrow \Sigma \cup I$ である。任意の $d \in D_\alpha$ に対し、 $\alpha(d) \in \Sigma$ ならば、 $r(\alpha(d)) = \max\{i \in \mathcal{N}_+ \mid d \cdot i \in D_\alpha\}$ 、 $\alpha(d) \in I$ ならば、 d は葉となっている。ただし、 D_α は木の台集合であり、 Σ は階層化アルファベットである。 I をインデックスの集合とする Σ 上のインデックス付き木全体からなる集合を $T_\Sigma(I)$ とかく。

定義 2.8 ここで、木 $\alpha \in T_\Sigma \cup T_\Sigma(I)$ に対する表現を、 Σ および I の元と括弧を用い次のように定義する。

- $\alpha(\lambda) = a \in \Sigma_0$ ならば、木 α を a で表す。
- $\alpha(\lambda) = \iota \in I$ ならば、木 α を ι で表す。
- $\alpha(\lambda) = b \in \Sigma_n$ ($n \geq 1$) かつ、それぞれの $1 \leq i \leq n$ に対し α/i の表現が α_i ならば、木 α を $b(\alpha_1 \cdots \alpha_n)$ で表す。

定義 2.9 $\alpha, \beta \in T_\Sigma$ 、 $d \in D_\alpha$ とする。このとき、 $\alpha(d \leftarrow \beta) = \{(d', a) \mid (d', a) \in \alpha \text{ and } d \text{ は } d' \text{ の前部分語でない}\} \cup \{(d \cdot d'', b) \mid (d'', b) \in \beta\}$ と定める。つまり、木 $\alpha(d \leftarrow \beta)$ は、部分木 α/d を β で置き換えた結果である。

定義 2.10 $X = \{x_1, x_2, \dots\}$ を固定された変数の集合とする。 $X_n = \{x_1, x_2, \dots, x_n\}$ で、 X の先頭の n 個の元からなる部分集合を表す。 $X_0 = \emptyset$ である。また、 X_1 の場合、その唯一の元 x_1 を x で表してもよいものとする。

定義 2.11 $\alpha \in T_\Sigma(X_n)$ 、 $\beta_1, \dots, \beta_n \in T_\Sigma(X)$ とする。ここで、代入の概念を導入する。木 α の x_i をラベルとするそれぞれの節点に β_i を代入した結果を $\alpha[\beta_1 \cdots \beta_n]$ で表し、次のように定義する。

- $\alpha = a \in \Sigma_0$ ならば、 $\alpha[\beta_1 \cdots \beta_n] = a$ 。
- $\alpha = x_i \in X_n$ ならば、 $\alpha[\beta_1 \cdots \beta_n] = \beta_i$ 。
- $\alpha = b(\alpha_1 \cdots \alpha_k)$ かつ $k \geq 1$ ならば、 $\alpha[\beta_1 \cdots \beta_n] = b(\alpha_1[\beta_1 \cdots \beta_n] \cdots \alpha_k[\beta_1 \cdots \beta_n])$ 。

3 認識可能集合と表層集合

定義 3.1 (決定性ボトムアップ) 木オートマトンとは、 $\mathcal{A} = (P, \Sigma, F, \rho)$ のことである。ここで、

- P は状態の有限集合である。
- Σ は階層化アルファベットで、 Σ の元を入力記号と呼ぶ。
- $F \subseteq P$ は受理状態の集合である。
- $\rho = \{\rho_b \mid b \in \Sigma\}$ は次のように Σ の各元に割り当てられた関数である。 $a \in \Sigma_0$ に対し $\rho_a \in P$ 、また、 $b \in \Sigma_n$ 、 $n \geq 1$ に対し $\rho_b: P^n \rightarrow P$ である。

定義 3.2 木オートマトン $\mathcal{A}$ の応答関数 $\hat{\rho}: T_\Sigma \rightarrow P$ を次のように定義する。

- $\alpha = a \in \Sigma_0$ のとき、 $\hat{\rho}(\alpha) = \rho_a$ 。
- $\alpha = b(\alpha_1 \alpha_2 \cdots \alpha_n)$ のとき、 $\hat{\rho}(\alpha) = \rho_b(\hat{\rho}(\alpha_1), \hat{\rho}(\alpha_2), \dots, \hat{\rho}(\alpha_n))$ 。

定義 3.3 $L \subseteq T_\Sigma$ が認識可能集合であるとは、木オートマトン $\mathcal{A} = (P, \Sigma, F, \rho)$ が存在して、 $L = \{t \in T_\Sigma \mid \hat{\rho}(t) \in F\}$ となることである。認識可能集合全体からなるクラスを RECOG と書き記す。

定義 3.4 MAPS を Σ 上の木から Δ 上の木への写像の任意のクラスとする。 $L \subseteq T_\Delta$ が MAPS の生成する表層集合であるとは、 $L_R \in \text{RECOG}$ および MAPS に属する写像 $\tau \subseteq T_\Sigma \times T_\Delta$ が存在して、 $L = \{\beta \in T_\Delta \mid \exists \alpha \in L_R, \beta \in \tau(\alpha)\}$ となることである。 MAPS の生成する表層集合全体からなるクラスを $\text{Surf}(\text{MAPS})$ と書き記す。

4 文脈自由木文法, 正則木文法と Spine Grammar

定義 4.1 文脈自由木文法とは、 $\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$ のことである。ここで、

- N と Σ は階層化アルファベットで、それぞれ非終端記号と終端記号の有限集合である。 N と Σ は共通部分を持たないものとする。
- P は生成規則の有限集合で、それぞれ次のいずれかの形をしている。 $A(x_1 \cdots x_n) \rightarrow \alpha$, $n \geq 1$, $A \in N_n$, $\alpha \in T_{N \cup \Sigma}(X_n)$. または、 $A \rightarrow \alpha$, $A \in N_0$, $\alpha \in T_{N \cup \Sigma}$.
- S は N_0 の特別な元で、開始記号である。

定義 4.2 与えられた文脈自由木文法 $\mathcal{G}$ に対し、 $T_{N \cup \Sigma} \times T_{N \cup \Sigma}$ 上の関係 $\xRightarrow{\mathcal{G}}$ を次のように定義する。 $\alpha \in T_{N \cup \Sigma}$, $d \in D_\alpha$ に対し、 $\alpha/d = A$, $A \in N_0$, $A \rightarrow \beta \in P$ ならば、 $\alpha \xRightarrow{\mathcal{G}} \alpha(d \leftarrow \beta)$, また、 $\alpha/d = A(\alpha_1 \cdots \alpha_n)$, $A \in N_n$, $\alpha_1, \dots, \alpha_n \in T_{N \cup \Sigma}$, $A(x_1 \cdots x_n) \rightarrow \beta \in P$ ならば、 $\alpha \xRightarrow{\mathcal{G}} \alpha(d \leftarrow \beta[\alpha_1 \cdots \alpha_n])$ とする。

n ステップの導出とは、木の有限列 $\alpha_0, \dots, \alpha_n \in T_{N \cup \Sigma}$ のことである。ただし、 $n \geq 0$, $\alpha_0 \xRightarrow{\mathcal{G}} \alpha_1 \xRightarrow{\mathcal{G}} \cdots \xRightarrow{\mathcal{G}} \alpha_n$ である。導出 $\alpha_0, \dots, \alpha_n$ が存在するとき、 $\alpha_0 \xRightarrow{*} \alpha_n$ と書く。

定義 4.3 $\mathcal{G}$ を文脈自由木文法とする。 $\mathcal{G}$ により生成される木言語とは、集合 $L(\mathcal{G}) = \{\alpha \in T_\Sigma \mid S \xRightarrow{*} \alpha\}$ のことである。また、 $\mathcal{G}$ により生成される文字列言語とは、 $L_S(\mathcal{G}) = \{\text{yield}(\alpha) \mid \alpha \in L(\mathcal{G})\}$ のことである。文脈自由木文法によって生成される木言語全体からなるクラスを CFTL と書き記す。

定義 4.4 正則木文法とは、非終端記号のランクがすべて 0 であるような文脈自由木文法 $\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$ のことである。つまり、 $\forall A \in N, r(A) = 0$ である。正則木文法によって生成される木言語全体からなるクラスを RTL と書き記す。

文献 [1] において、正則木文法が生成する木言語と認識可能集合が一致することが示されている。

定理 1 RECOG=RTL

これより、Spine Grammar を定義するために、背骨型という文脈自由木文法の制限を定義する。そのため、各非終端記号にヘッドという自然数を新たに割り当てる。

定義 4.5 ヘッド割り当て階層化アルファベットとは、 (N, r, h) である。ここで、 (N, r) は階層化アルファベット。 h は N から $\mathcal{N}$ (自然数全体) への関数で、各 $A \in N$ に対し、 $r(A) \geq 1$ ならば、 $1 \leq h(A) \leq r(A)$, また、 $h(A) = 0$ となっている。 $h(A)$ を記号 A のヘッドと呼ぶ。

定義 4.6 $\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$ を文脈自由木文法とする。ただし、 N がヘッド割り当て階層化アルファベットとなっているものとする。 $n \geq 1$ について、生成規則 $A(x_1 \cdots x_n) \rightarrow \alpha \in P$ が次を満たすとき、背骨型であるという。

- α には、 $x_{h(A)}$ をラベルとする葉が正確に一つ存在する。根からこの葉までの道を、 α の背骨と呼ぶ。
- 節点 $d \in D_\alpha$ において、 d が背骨上にあり $\alpha(d) = B \in N$ であるならば、節点 $d \cdot h(B)$ も背骨上にある。
- $X_n - \{x_{h(A)}\}$ をラベルとするすべての節点は、背骨上にある節点の直接の子供となっている。

文脈自由木文法 $G = (N, \Sigma, P, S)$ が背骨型であるとは、すべての $n \geq 1$ なる生成規則 $A(x_1 \cdots x_n) \rightarrow \alpha \in P$ が、背骨型であることである。背骨型文脈自由木言語を *Spine Grammar* と呼ぶことにする。Spine Grammar によって生成される木言語全体からなるクラスを SL と書き記す。

定義 4.7 $G = (N, \Sigma, P, S)$ を Spine Grammar とする。 G が標準形であるとは、 G が次を満たすことである。

- すべての $A \in N$ に対し、 $r(A) = 0$ または、 $r(A) = 1$ である。
- $A \in N_0$ に対し、 $A \rightarrow \alpha \in P$ ならば、 $\alpha = a$, $a \in \Sigma_0$ または、 $\alpha = B(C)$, $B \in N_1$, $C \in N_0$ である。
- $A \in N_1$ に対し、 $A(x) \rightarrow \alpha \in P$ ならば、 $\alpha = B_1(\cdots (B_m(x)) \cdots)$, $m \geq 0$, $B_1, \dots, B_m \in N_1$ であるか、または、 $\alpha = b(C_1 \cdots C_n)$, $n \geq 1$, $b \in \Sigma_n$, $C_1, \dots, C_n$ は正確に一つだけ $C_i = x$ となっているが他はすべて N_0 の元である。

文献 [7] において、Spine Grammar の標準形と Tree Adjoining Grammar [9, 16] との関係が示されている。

定理 2 任意の Spine Grammar に対し、それと等価な標準形の Spine Grammar が存在する。

定理 3 Tree Adjoining Grammar により生成される文字列言語のクラスは、Spine Grammar により生成される文字列言語のクラスと一致する。

5 マクロ木変換機

定義 5.1 $Y = \{y_1, y_2, \dots\}$ とし、 Y の元をパラメータと呼ぶ。 $Y_n = \{y_1, y_2, \dots, y_n\}$ とする。 $Y_0 = \emptyset$ である。

マクロ木変換機を定義するために、まず、それが用いる規則の左辺の集合を定義する。

定義 5.2 Q, Δ を階層化アルファベット、 $m, n \geq 0$ とする。 Q, Δ 上の m 変数、 n パラメータを持つ左辺の集合 $\text{RHS}(Q, \Delta, m, n)$ を、次の3つの条件を満たす最小の集合 $\text{rhs} \subseteq T_{Q \cup \Delta}(X_m \cup Y_n)$ と定義する。

- (i) $Y_n \subseteq \text{rhs}$.
- (ii) 任意の $k \geq 0$, $\delta \in \Delta_k$ および $\xi_1, \dots, \xi_k \in \text{rhs}$ に対し、 $\delta(\xi_1, \dots, \xi_k) \in \text{rhs}$.
- (iii) 任意の $k \geq 0$, $q \in Q_{k+1}$, $x_i \in X_m$ および $\xi_1, \dots, \xi_k \in \text{rhs}$ に対し、 $q(x_i, \xi_1, \dots, \xi_k) \in \text{rhs}$.

定義 5.3 マクロ木変換機とは、 $\mathcal{M} = (Q, \Sigma, \Delta, q^{in}, R)$ のことである。ここで、

- Q, Σ, Δ は階層化アルファベットで、それぞれ、状態、入力記号、出力記号の有限集合である。ただし、 $\forall q \in Q$, $r(q) \geq 1$ である。
- q^{in} はランクが1の Q の元で、初期状態である。
- R は次のような形の変換規則の有限集合である。

$$q(b(x_1, \dots, x_m), y_1, \dots, y_n) \rightarrow t$$

ここで、 $m, n \geq 0$, $q \in Q_{n+1}$, $b \in \Sigma_m$, $t \in \text{RHS}(Q, \Delta, m, n)$ である。

定義 5.4 マクロ木変換機 $\mathcal{M}$ が決定性 (完全決定性) であるとは、すべての状態 $q \in Q_{n+1}$ と入力記号 $b \in \Sigma_m$ の組に対し、 $q(b(x_1, \dots, x_m), y_1, \dots, y_n)$ を左辺に持つ変換規則は R に高々1つ (正確に1つ) 存在することである。

定義 5.5 マクロ木変換機 $\mathcal{M}$ が線形であるとは、 R の任意の変換規則 $q(b(x_1, \dots, x_m), y_1, \dots, y_n) \rightarrow t$ に対し、それぞれの変数 $x_1, \dots, x_m$ は t の高々1つの節点のラベルとなっていることである。

定義 5.6 マクロ木変換機 $\mathcal{M}$ が単一パラメータであるとは、 Q のすべての状態のランクが2以下であり、 R の任意の変換規則 $q(b(x_1, \dots, x_m), y_1, \dots, y_n) \rightarrow t$ に対し、 $r(q) = 2$ ならば、 y は t の高々1つの節点のラベルとなっていることである。 $r(q) = 1$ ならば、変換規則にパラメータはあられない。

定義 5.7 与えられたマクロ木変換機 $\mathcal{M}$ に対し、関係 $\xrightarrow{\mathcal{M}} \subseteq T_{Q \cup \Sigma \cup \Delta} \times T_{Q \cup \Sigma \cup \Delta}$ を次のように定義する。 $\alpha \in T_{Q \cup \Sigma \cup \Delta}$, $d \in D_\alpha$ に対し、 $\alpha/d = q(B(s_1, \dots, s_m), t_1, \dots, t_n)$, $q(b(x_1, \dots, x_m), y_1, \dots, y_n) \rightarrow t \in P$ であるならば、 $\alpha \xrightarrow{\mathcal{M}} \alpha(d \leftarrow t[s_1, \dots, s_m, t_1, \dots, t_n])$ とする。 $\xrightarrow{\mathcal{M}}$ の反射推移閉包を $\xrightarrow{*}_{\mathcal{M}}$ と書く。

定義 5.8 $\mathcal{M}$ によって実現される木変換 $\tau_{\mathcal{M}} \subseteq T_\Sigma \times T_\Delta$ を $\hat{M} = \{(s, t) \in T_\Sigma \times T_\Delta \mid q_0(s) \xrightarrow{*}_{\mathcal{M}} t\}$ と定義する。 $(s, t) \in \tau_{\mathcal{M}}$ のとき、 $\mathcal{M}(s) = t$ と書く。また、 $L \subseteq T_\Sigma$ に対し、 $\mathcal{M}(L) = \{t \in T_\Delta \mid \exists s \in L, \mathcal{M}(s) = t\}$ とする。

6 単一パラメータ・マクロ木変換機と Spine Grammar の関係

完全決定性・線形・単一パラメータ・マクロ木変換機によって実現される写像のクラスを TDLUMT と書き記すことにする。すると、Spine Grammar によって生成される本言語のクラスとの間に次の関係が成り立つ。

定理 4 $SL \subseteq \text{Surf}(\text{TDLUMT})$

(証明) 任意の Spine Grammar $\mathcal{G} = (N, \Sigma, S, R)$ に対し、認識可能集合 L' および線形・単一パラメータ・完全決定性・マクロ木変換機 $\mathcal{M}$ が存在して、 $L(\mathcal{G}) = \mathcal{M}(L')$ となることを示す。

一般性を失うことなく Spine Grammar $\mathcal{G}$ は標準形であると仮定してよい。また、 R は l 個の生成規則からなる集合 $R = \{r_1, r_2, \dots, r_l\}$ であるとする。

階層化アルファベット $\bar{R}$ を次のように構成する。各 $1 \leq i \leq l$ について、規則 r_i の右辺に j 個の非終端記号が現れているならば、 r_i をランク j の $\bar{R}$ の記号とする。正則木文法 $\mathcal{G}' = (N', \bar{R}, S', R')$ およびマクロ木変換機 $\mathcal{M} = (N'', \bar{R}, \Sigma, S'', R'')$ を次のように構成する。 $N' = N$, ただし、 N' のすべての記号のランクは0とする。 $N'' = N$, ただし、 $A \in N$ のランクが i であるならば、 A はランク $i+1$ の N'' の記号とする。 R' および R'' は次のように構成する。各 $1 \leq i \leq l$ について、 r_i の形に従って次のような生成規則を R' に、変換規則を R'' に一つずつ加える。

- (1) r_i が $A \rightarrow a$, $A \in N_0$, $a \in \Sigma_0$ という形をしているならば、 $A \rightarrow r_i$ を R' に、 $A(r_i) \rightarrow a$ を R'' に加える。
- (2) r_i が $A \rightarrow B(C)$, $A, C \in N_0$, $B \in N_1$ という形をしているならば、 $A \rightarrow r_i(B, C)$ を R' に、 $A(r_i(x_1, x_2)) \rightarrow B(x_1, C(x_2))$ を R'' に加える。
- (3) r_i が $A(x) \rightarrow B_1(B_2(\dots(B_m(x))\dots))$, $A \in N_1$, $m \geq 0$, $B_1, B_2, \dots, B_m \in N_1$ という形をしているならば、 $A \rightarrow r_i(B_1, B_2, \dots, B_m)$ を R' に、 $A(r_i(x_1, x_2, \dots, x_m), y_1) \rightarrow B_1(x_1, B_2(x_2, \dots, B_m(x_m, y_1) \dots))$ を R'' に加える。
- (4) r_i が $A(x) \rightarrow b(C_1, \dots, C_{i-1}, x, C_{i+1}, \dots, C_n)$, $A \in N_1$, $n \geq 1$, $b \in \Sigma_n$, $C_1, \dots, C_{i-1}, C_{i+1}, \dots, C_n \in N_0$ という形をしているならば、 $A \rightarrow r_i(C_1, \dots, C_{i-1}, C_{i+1}, \dots, C_n)$ を R' に、 $A(r_i(x_1, x_2, \dots, x_{n-1}), y_1) \rightarrow b(C_1(x_1), \dots, C_{i-1}(x_{i-1}), y_1, C_{i+1}(x_i), \dots, C_n(x_{n-1}))$ を R'' に加える。

$\mathcal{M}$ を完全決定性にするために、各 $B \in N'' - \{A\}$ に対し、 $B(r_i(x_1, \dots, x_m), y_1, \dots, y_n) \rightarrow t$ という変換規則を R'' に加える。ただし、 t は X_m と Y_n に対し線形である。

構成より、 $\mathcal{M}$ が完全決定性・線形・単一パラメータ・マクロ木変換機となることは明らかである。また、 $L' = L(\mathcal{G}')$ とすると、 L' は認識可能集合であり、明らかに $L(\mathcal{G}) = \mathcal{M}(L')$ となっている。□

参考文献

- [1] W. S. Brainerd, Tree generating regular systems, *Information & Control*, vol. 14, pp. 217–231, 1969.
- [2] J. Engelfriet, Bottom-up and top-down tree transformations—A comparison, *Mathematical Systems Theory*, vol. 9, pp. 198–231, 1975.
- [3] J. Engelfriet, G. Rozenberg and G. Slutzki, Tree transducers, L systems, and two-way machines, *J. Computer & System Sciences*, vol. 20, pp. 150–202, 1980.
- [4] J. Engelfriet and H. Vogler, Macro tree transducers, *J. Computer & System Sciences*, vol. 31, pp. 71–146, 1985.
- [5] M. J. Fischer, Grammars with macro-like productions, *Proc. 9th IEEE Symp. on Switching and Automata Theory*, pp. 131–142, 1968.
- [6] Akio Fujiyoshi and Takumi Kasai, Multi-phase tree transformations, *IEICE Trans. Fundamentals*, vol. E80-A, pp. 761–768, 1997.
- [7] Akio Fujiyoshi and Takumi Kasai, Spinal-formed context-free tree grammars, *Theory of Computing Systems*, vol.33, pp.59–83, 2000.
- [8] I. Guessarian, Pushdown tree automata, *Mathematical Systems Theory*, vol. 16, pp. 237–263, 1983.
- [9] A. K. Joshi, L.S. Levy and M. Takahashi, Tree adjunct Grammars, *J. Computer & System Sciences*, vol. 10, pp. 136–163, 1975.
- [10] S. Rajasekaran, Tree-adjoining language parsing in $O(n^6)$ time, *SIAM J. Comput.*, vol. 25, pp. 862–873, 1996.
- [11] S. Rajasekaran and S. Yooseph, TAL recognition in $O(M(n^2))$ time, *J. Computer & System Sciences*, vol. 56, pp. 83–89, 1998.
- [12] W. C. Rounds, Mapping and grammars on trees, *Mathematical Systems Theory*, vol. 4, pp. 257–287, 1970.
- [13] K. Salomaa, Synchronized tree automata, *Theoretical Computer Science*, vol. 127, pp. 25–51, 1994.
- [14] J. W. Thatcher, Generalized² sequential machine maps, *J. Computer & System Science*, vol. 4, pp. 339–367, 1970.
- [15] J. W. Thatcher, Tree automata: an informal survey, in *Currents in the theory of computing*, ed. A. V. Aho, pp. 143–172, Prentice-Hall, Englewood Cliffs, 1973.
- [16] K. Vijay-Shanker and D. J. Weir, The equivalence of four extensions of context-free grammars, *Mathematical Systems Theory*, vol. 27, pp. 511–546, 1994.