数理解析研究所講究録
第 1649 巻 2009 年 31-38

拡張範疇文法の能力について

松原 俊一

電気通信大学電気通信学研究科
情報工学専攻

概要

本論文では，機械翻訳のための形式的な文法モデルとして拡張範疇文法を導入する．この文法は，現在開発が進められている英和機械翻訳機で使われている文法モデルである．近年の計算言語学では，tree adjoining grammars と呼ばれる文法が，自然言語の形式的な文法モデルとして注目され，広く研究されている．今回，拡張範疇文法が受理する言語のクラスと tree adjoining grammars が生成する言語のクラスの一致が示される．

1 序論

近年の計算言語学では，自然言語の形式化には，文脈自由文法よりもやや強力な文法モデルが必要であるとされている [1][5]. 文脈自由文法の能力では，自然言語の構文木を十分に扱えないからである．こうした中，文脈自由文法よりもやや強力な生成能力を持つ tree adjoining grammars（TAGs と略す）[4] と呼ばれる文法モデルが注目されている．TAGs は，自然言語の構文木を扱うのに十分な能力を持つことから，自然言語処理に関連して多くの研究がなされている [1][5]. TAGs が生成する言語のクラスについては，多項式時間の認識アルゴリズムや様々な代数的演算に関する閉包性など，形式的な性質についても精力的に研究されている [8][11]. また，自然言語の形式化として独立に導入された head grammars，線形指標付文法，組合せ範疇文法の三つの文法が，TAGs と等しい生成能力を持つことが知られている [10]. これは，TAGs による自然言語の形式化が妥当なことを示す結果の一つである．さらに，文脈自由木文法 [9] の立場から TAGs を捉え直した spine grammars[2] と呼ばれる文法モデルが，TAGs と生成能力を持つことが知られている．spine grammars の形式的な性質については，近年も [3] などの研究がなされている．

ところが，TAGs による自然言語の形式化には三つの問題点がある．一つめは，構文解析の効率に関する問題である．TAGs の書換え規則では，非終端記号が無制限に使用され，終端記号と明示的には結び付けられない．そのため，単語特有の性質に依存する構文が一般的な構文として扱われてしまう．自然言語には，単語特有の性質が頻繁に現れるため，文が長くなるにつれて構文の曖昧さが急速に増大する．この結果，構文解析で試される書換え規則の組合せが膨大となり，処理を破綻させる危険性が高まる．二つめの問題は，構文木を構文解析以外の処理で利用しづらいことである．多くの非終端記号が無制限に使われ，構文木が複雑な形で表されるからである．三つめの問題は，自然言語の文法理論 [7][15][17] との対応付けが難しいことである．これらの文法理論は，具体的な構文の情報源として必要である．ところが，TAGs では，自然言語の文法理論における操作を明示的に扱うのが難しい．代表的なものに，自然言語の文法理論において移動 [7][17] と呼ばれる基本操作がある．

一方，自然言語の形式化において，TAGs 以外の注目すべき文法モデルに範疇文法 [6] がある．範疇文法は，各単語に対してその単語が構成する構文の情報を持たせた文法モデルである．その情報は型と呼ばれ，構文の規則としても機能する．各単語には，型の有限集合が割当てられる．すなわち，範疇文法では，構文の規則を各単語に割当て，辞書に分散させることができる．さらに，この特徴により，構文木を単語だけで簡潔に表すことが可能である．与えられた文の構文木は，割当てられた型の中から各単語一つずつ選ぶことで決定される．選んだ型の列が妥当な構文木を表す場合，二つの型を一つに書換える演算を繰返せば，文全体を意味する型に書換えられる．ところが，範疇文法の能力は，文脈自由文法と同じことが知られている [6]. よって，自然言語を形式化するのに十分ではない．

本論文で導入する拡張範疇文法は，範疇文法に対し，型の列の書換えを制御する新たな仕組みを加えた文法モデルである．この仕組みは，自然言語の文法理

論における移動を明示的に実現する．また拡張範疇文法は，範疇文法の利点を保っているため，構文の規則を各単語に割当て辞書に分散させることや，構文木を非終端記号を用いずに簡潔に表すことが可能である．

2 節で拡張範疇文法を導入し，4 節においてその能力が線形指標付文法と等しいことを示す．したがって，[10] の結果により，拡張範疇文法の能力が TAGs と一致することが分かる．

2 拡張範疇文法

定義 2.1 **拡張範疇文法**とは，5 項組 $G = (\mathcal{A}, \Sigma, e, CAT, S)$ のことである．ここで，$\mathcal{A}$ と Σ は空でない有限集合である．$\mathcal{A}$ の元を**原始型**，Σ の元を**終端記号**という．e を G の**素性値**という．S は **文標識**と呼ばれる特別な原始型である．G は **演算子**と呼ばれる特別な三つの記号 $*$ と $/$ と $\mathbin{\boldsymbol{/}}$ を常に含む．G の**型**は，次で帰納的に定義される．

1. 原始型 A は型である．
2. 型 α と原始型 A に対し，α/A は型である．
3. 型 α と原始型 A に対し，$\alpha\mathbin{\boldsymbol{/}}A$ は型である．
4. 型 α と原始型 A に対し，$\alpha * A$ は型である．
5. 型 α と素性値 e に対し，α/e は型である．

G の型全体からなる集合を $\mathcal{T}^G$ で表す．ただし，G が明らかなとき，$\mathcal{T}^G$ を $\mathcal{T}$ で表す．$A_0, \cdots, A_n$ を原始型とし，$X_1, \cdots, X_n$ を演算子としたとき，$A_0X_1A_1 \cdots X_nA_n$ で表される型を G の**基本型**という．言い換えると，基本型とは素性値 e が現れない型である．CAT は，$\Sigma \bigcup \{\epsilon\}$[1] から基本型の有限集合の族への関数である．$CAT$ は，$\Sigma \bigcup \{\epsilon\}$ の有限部分集合 Ω に対して，$CAT(\Omega)$ を集合 $\bigcup_{a \in \Omega} CAT(a)$ として定義することにより，$\Sigma \bigcup \{\epsilon\}$ のべき集合から基本型の有限集合の族への関数に拡張される．

2.1 節では，これ以降，G は拡張範疇文法 $G = (\mathcal{A}, \Sigma, e, CAT, S)$ を表すものとする．

$(\mathcal{A} \bigcup \{e\})^* \times \mathcal{T}^* \times \Sigma^*$ の元を G の**様相**という．(ψ, γ, w) を様相とするとき，w を**入力**，γ を**還元列**，ψ を**転送列**と呼ぶ．

[1] 本論文では，空語を ϵ で表す．

定義 2.2 A を $\mathcal{A}$ の元，α を $\mathcal{T}$ の元，a を $\Sigma \bigcup \{\epsilon\}$ の元，ψ を $(\mathcal{A} \bigcup \{e\})^*$ の元，γ を $\mathcal{T}^*$ の元，w を Σ 上の文字列とする．G の**様相**上の関係 $\vdash_G$ は，次の六つで定義される．

(読込み規則) $\alpha \in CAT(a)$ ならば $(\psi, \gamma, aw) \vdash_G (\psi, \gamma\alpha, w)$.
(型還元規則) $(\psi e, \gamma(\alpha/A)A, w) \vdash_G (\psi e, \gamma\alpha, w)$.
(型着地規則) $(\psi A, \gamma(\alpha/A), w) \vdash_G (\psi, \gamma\alpha, w)$.
(素性着地規則) $(\psi e, \gamma(\alpha/e), w) \vdash_G (\psi, \gamma\alpha, w)$.
(型転送規則) $(\psi, \gamma(\alpha * A), w) \vdash_G (\psi A, \gamma\alpha, w)$.
(素性転送規則) $(\psi, \gamma(\alpha\mathbin{\boldsymbol{/}}A), w) \vdash_G (\psi e, \gamma(\alpha/e/A), w)$.

$\vdash_G$ の反射推移閉包を $\vdash_G^*$ と表す．n を非負の整数としたとき G の**還元**とは，$\beta_0 \vdash_G \beta_1 \vdash_G \cdots \vdash_G \beta_n$ で実現される様相の列 $\beta_0, \beta_1, \cdots, \beta_n$ である．G が明らかなとき，$\vdash_G$ と $\vdash_G^*$ を単に $\vdash$ と $\vdash^*$ と書く．G の**受理する言語** $L(G)$ を Σ 上の言語 $\{w \in \Sigma^* \mid (e, \epsilon, w) \vdash^* (e, S, \epsilon)\}$ として定義する．Σ 上の言語 L が拡張範疇文法によって受理されるとき，L は**拡張範疇言語**と呼ばれる．

例 2.1 $\{a, b, c, d\}$ 上の言語 $\{a^nb^nc^nd^n \mid n \geq 1\}$ を受理する拡張範疇文法 G を例として示す．この文法が受理する言語 $L(G)$ は，文脈自由言語ではない言語として知られている．$G = (\mathcal{A}, \Sigma, e, CAT, S)$ とする．ただし，

- $\mathcal{A} = \{B, C, D, S, T\}$,
- $\Sigma = \{a, b, c, d\}$,
- $CAT(a) = \{S/D/S*B,\ S/D/T*B\}$,
  $CAT(b) = \{T/C/T/B,\ T/C/B\}$,
  $CAT(c) = \{C\}$, $CAT(d) = \{D\}$,

である．以下に，入力 $aaabbbcccddd$ についての還元を示す．

$(e, \epsilon, aabbccdd)$
$\vdash (e, (S/D/S*B), aabbbcccddd)$
$\vdash (eB, (S/D/S), aabbbcccddd)$
$\vdash (eB, (S/D/S)(S/D/S*B), abbbcccddd)$
$\vdash (eBB, (S/D/S)(S/D/S), abbbcccddd)$
$\vdash (eBB, (S/D/S)(S/D/S)(S/D/T*B), bbbcccddd)$
$\vdash (eBBB, (S/D/S)(S/D/S)(S/D/T), bbbcccddd)$
$\vdash (eBBB, (S/D/S)(S/D/S)(S/D/T)(T/C/T/B), bbcccddd)$
$\vdash (eBB, (S/D/S)(S/D/S)(S/D/T)(T/C/T), bbcccddd)$
$\vdash^* (eB, (S/D/S)(S/D/S)(S/D/T)(T/C/T)(T/C/T), bcccddd)$

$\vdash (eB, (S/D/S)(S/D/S)(S/D/T)(T/C/T)$
$(T/C/T)(T/C/B), cccddd)$
$\vdash (e, (S/D/S)(S/D/S)(S/D/T)(T/C/T)$
$(T/C/T)(T/C), cccddd)$
$\vdash (e, (S/D/S)(S/D/S)(S/D/T)(T/C/T)$
$(T/C/T)(T/C)C, ccddd)$
$\vdash (e, (S/D/S)(S/D/S)(S/D/T)(T/C/T)$
$(T/C/T)T, ccddd)$
$\vdash (e, (S/D/S)(S/D/S)(S/D/T)(T/C/T)$
$(T/C), ccddd)$
$\vdash^* (e, (S/D/S)(S/D/S)(S/D/T)(T/C), cddd)$
$\vdash (e, (S/D/S)(S/D/S)(S/D/T)(T/C)C, ddd)$
$\vdash (e, (S/D/S)(S/D/S)(S/D/T)T, ddd)$
$\vdash (e, (S/D/S)(S/D/S)(S/D), ddd)$
$\vdash (e, (S/D/S)(S/D/S)(S/D)D, dd)$
$\vdash (e, (S/D/S)(S/D/S)S, dd)$
$\vdash (e, (S/D/S)(S/D), dd)$
$\vdash^* (e, (S/D), d)$
$\vdash (e, (S/D)D, \epsilon)$
$\vdash (e, S, \epsilon).$

ここで，拡張範疇文法で用いられる各概念について直観的に説明する．入力は，左から順に処理されていく．還元列と転送列は，左端を底とするスタックとみなされる．素性値 e は，還元列と転送列を連動させるためのものである．転送列上の e は，区切記号の役割を果たしており，e で区切られた原始型の列は，それぞれ独立したスタックとみなされる．関数 CAT は，各終端記号と空語に有限個の許される型を定める．転送列と素性値 e は，拡張範疇文法で新たに導入した概念である．以下で，定義 2.2 の各規則を順に取り上げる．a が終端記号のとき，読込み規則 $(\psi, \gamma, aw) \vdash (\psi, \gamma\alpha, w)$ は，入力の左端から a を取り除き，a に許された型 α を還元列 γ の右端に加える操作を表す．a が空語の場合，読込み規則 $(\psi, \gamma, w) \vdash (\psi, \gamma\alpha, w)$ は，入力 w に依存せず，空語に許された型 α を還元列 γ の右端に加える操作を表す．読込み規則以外の五つの規則は，型が持つ演算子にしたがっている．型還元規則 $(\psi e, \gamma(\alpha/A)A, w) \vdash (\psi e, \gamma\alpha, w)$ は，型 α/A と原始型 A を対とし，還元列の右端に現れた $(\alpha/A)A$ を型 α に書換える操作を表す．型着地規則 $(\psi A, \gamma(\alpha/A), w) \vdash \psi, \gamma\alpha, w)$ は，還元列の右端に現れた α/A と転送列の右端に現れた A を対とし，還元列の右端を α に書換え，転送列の右端から A を取り除く操作を表す．型 α/e は，型 α/A の場合から類推されるように，素性値 e と対をなして α に書換えられる．ただし，素性値 e が単独で還元列に現れることはないので，型還元規則に相当する規則はないことに注意する．素性着地規則 $(\psi e, \gamma(\alpha/e), w) \vdash (\psi, \gamma\alpha, w)$ は，転送列の右端に現れた e を取り除き，還元列の右端の α/e を α に書換える操作を表す．型 $\alpha{*}A$ は，演算子 $*$ の右側の A を切り離し，転送列の右端に追加する型である．したがって，型転送規則 $(\psi, \gamma(\alpha{*}A), w) \vdash (\psi A, \gamma\alpha, w)$ は，還元列の右端の型 $\alpha{*}A$ を α に書換え，転送列の右端に A を追加する操作を表す．型 $\alpha/\!\!/A$ は，型 α/A に型着地規則の禁止という制限を加えた型であるといえる．素性転送規則 $(\psi, \gamma(\alpha/\!\!/A), w) \vdash (\psi e, \gamma(\alpha/e/A), w)$ は，素性値 e を転送列の右端に加え，還元列の右端の型 $\alpha/\!\!/A$ を $\alpha/e/A$ に書換える操作を表す．追加された e が取り除かれ，還元列の右端の $\alpha/e/A$ が α に書換えられるまで，素性転送規則が使われる前の転送列は保存される．転送列に追加された e は，この $\alpha/e/A$ を書換えた α/e とのみ対をなし，素性転送規則によって取り除かれる．このように，還元列と転送列に現れた二つの e が呼応して還元を制御する．

拡張範疇文法で範疇文法に施した拡張の本質は，転送列による還元の制御である．この制御は，二つの演算子 $/\!\!/$，$*$ と素性値 e を新たに用いて型を定義し，型着地規則，素性着地規則，型転送規則，素性転送規則の四つを新たに導入することで実現されている．

3 線形指標付文法

線形指標付文法は，指標付文法 [6] の能力を制限した文法モデルであり，TAGs と等しい能力を持つことが知られている [10]．線形指標付文法の非終端記号は指標を持つ．A を非終端記号，η を指標の列としたとき，指標付非終端記号は $A[\eta]$ で表される．このとき，η の左端がスタックの底であり，右に向かって指標が積まれていく．スタックのトップが η であるような非終端記号 A を $A[\circ\circ\eta]$ で表す．Γ を非終端記号の有限集合，I を指標の有限集合としたとき，指標付非終端記号全体からなる集合を $\Gamma[I^*]$ で表す．

定義 3.1 **線形指標付文法**とは，5 項組 $G = (\Gamma, \Sigma, I, P, S)$ のことである．ここで，Γ と Σ と I は有限集合である．Γ の元を**非終端記号**，Σ の元を**終端記号**，I の元を**指標**と呼ぶ．S は Γ の元で開始記号と呼ばれる．A と B を Γ の元，ζ と ζ' を $(\Gamma[I^*] \cup \Sigma)^*$

の元，ξ と ξ' を I^* の元としたとき，P は次の形で表される**書換え規則**の有限集合である．

1. $A[\circ\circ\xi] \to \zeta B[\circ\circ\xi']\zeta'$.
2. $A[\xi] \to \zeta$.

$(\Gamma[I^*]\bigcup\Sigma)^*$ 上の関係 $\Rightarrow_G$ を次で定義する．ζ_1 と ζ_2 を $(\Gamma[I^*]\bigcup\Sigma)^*$ の元とし，ξ'' を I^* の元としたとき，$A[\circ\circ\xi] \to \zeta B[\circ\circ\xi']\zeta'$ が P に属すならば，$\zeta_1 A[\xi''\xi]\zeta_2 \Rightarrow_G \zeta_1\zeta B[\xi''\xi']\zeta'\zeta_2$ である．また，$A[\xi] \to \zeta$ が P に属すならば，$\zeta_1 A[\xi]\zeta_2 \Rightarrow_G \zeta_1\zeta\zeta_2$ である．$\Rightarrow_G$ の反射推移閉包を $\Rightarrow_G^*$ と表す．n を非負の整数，$\zeta_0,\cdots,\zeta_n$ を $(\Gamma[I^*]\bigcup\Sigma)^*$ の元としたとき，$\zeta_0 \Rightarrow_G \zeta_1 \Rightarrow_G \cdots \Rightarrow_G \zeta_n$ で実現される列 $\zeta_0,\zeta_1,\cdots,\zeta_n$ を G の**導出**と言う．G が明らかなとき，$\Rightarrow_G$ と $\Rightarrow_G^*$ をそれぞれ $\Rightarrow$，$\Rightarrow^*$ と書く．G の**生成する言語** $L(G)$ を Σ 上の言語 $\{w \in \Sigma^* \mid S[] \Rightarrow^* w\}$ として定義する．Σ 上の言語 L が線形指標付文法によって生成されるとき，L は**線形指標付言語**と呼ばれる．

例 3.1 $\{a,b,c,d\}$ 上の言語 $\{a^n b^n c^n d^n \mid n \geq 1\}$ を生成する線形指標付文法 $G = (\Gamma,\Sigma,I,P,S)$ を例として示す．ただし，

- $\Gamma = \{S,T\}$,
- $\Sigma = \{a,b,c,d\}$,
- $I = \{l\}$,
- $P = \{S[\circ\circ] \to aS[\circ\circ l]d, S[\circ\circ] \to aT[\circ\circ l]d,$
  $T[\circ\circ l] \to bT[\circ\circ]c, T[\circ\circ l] \to bc\}$,

である．例えば文字列 $aabbccdd$ は，次のように導出される．
$S[] \Rightarrow aS[l]b \Rightarrow aaT[ll]bb \Rightarrow aabT[l]cbb \Rightarrow aabbccbb.$

線形指標付文法は定義 3.2 の標準形を持つ．このことは，線形指標付文法が [10] で導入された標準形を持つことから容易に導かれる．

定義 3.2 G が**標準形**であるのは，線形指標付文法 $G = (\Gamma,\Sigma,I,P,S)$ の任意の書換え規則が，次のいずれかの形で表されるときである．

1. $A[] \to a$.
2. $A[\circ\circ] \to B[]C[\circ\circ l]$.
3. $A[\circ\circ] \to B[\circ\circ l]C[]$.
4. $A[\circ\circ l] \to B[]C[\circ\circ]$.
5. $A[\circ\circ l] \to B[\circ\circ]C[]$.

ただし，a は $\Sigma\bigcup\{\epsilon\}$ の元，A と B と C は Γ の元，l は I の元である．

4 拡張範疇文法の能力

この節では，本論文の主定理である拡張範疇文法と TAGs の能力の一致を証明する．

次の補題は，還元の前後で還元列の右端の型のみが変わる場合，転送列がどう変化するかについての補題である．具体的には，転送列の最も右に現れる素性値 e よりも左の部分が，この場合の還元の前後で保存されることを示している．

補題 4.1 拡張範疇文法 $G = (\mathcal{A},\Sigma,e,P,S)$ が与えられたとする．ψ と ψ' を $(\mathcal{A}^*\{e\})^*$ の元，η と η' を $\mathcal{A}^*$ の元，γ を $\mathcal{T}^*$ の元，α と α' を基本型，u と v を Σ 上の文字列としたとき，$(\psi\eta,\gamma\alpha,uv) \vdash^* (\psi'\eta',\gamma\alpha',v)$ であるならば $\psi' = \psi$ が成り立つ．

補題 4.1 は，還元の長さに関する帰納法によって示されるが，証明は本節の最後で行う．

次の定理 4.1 と定理 4.2 により，拡張範疇文法と線形指標付文法の能力の一致を示す．

定理 4.1 任意の線形指標付文法 G に対して，$L(G) = L(G')$ なる拡張範疇文法 G' が存在する．

(証明) この定理を証明するには，標準形の線形指標付文法から拡張範疇文法を構成し，その線形指標付文法の生成する言語と構成した拡張範疇文法の受理する言語が一致することを示せばよい．このとき，与えられる線形指標付文法について，非終端記号の有限集合と指標の有限集合が互いに素であると仮定しても一般性は失われない．このことは，どちらか一方の有限集合の元の名前を全て付け替えた文法が，元の文法と同じ言語を生成することから明らかである．

$G = (\Gamma,\Sigma,I,P,S)$ を Γ と I が互いに素であるような標準形の線形指標付文法とする．この線形指標付文法 G から拡張範疇文法 $G' = (\Gamma\bigcup I,\Sigma,e,CAT,S)$ を構成する．ここで関数 CAT は，P から次のように構成される．

1. $A[] \to a \in P$ ならば，$A \in CAT(a)$.

2. $A[\circ\circ] \to B[]C[\circ\circ l] \in P$ ならば，$A/C * l /\!\!/ B \in CAT(\epsilon)$.

3. $A[\circ\circ] \to B[\circ\circ l]C[] \in P$ ならば，$A/C/B * l \in CAT(\epsilon)$.

4. $A[\circ\circ l] \to B[]C[\circ\circ] \in P$ ならば，$A/C/l /\!\!/ B \in CAT(\epsilon)$.

5. $A[\circ\circ l] \to B[\circ\circ]C[] \in P$ ならば，$A/C/B/l \in CAT(\epsilon)$.

ただし，A と B と C は Γ の元，a は $\Sigma \bigcup \{\epsilon\}$ の元，l は I の元である．

以下ではまず，$L(G)$ が $L(G')$ に含まれることを示し，その後，$L(G')$ が $L(G)$ に含まれることを示す．

($L(G) \subseteq L(G')$ の証明) 補題4.1 より，$L(G)$ が $L(G')$ に含まれることを示すには，次の (a) を示せばよい．

(a) I^* の元 η, Σ^* の元 w, Γ の元 A に対して，$A[\eta] \Rightarrow^* w$ であるならば，$(e\eta, \epsilon, w) \vdash^* (e, A, \epsilon)$ である．

(a) の証明は，導出の長さに関する帰納法による．導出の長さが 0 のときは自明であるので，以下では長さ 1 以上の導出について考える．この場合，導出の最初に適用される書換え規則は，線形指標付文法の標準形の定義から，$A[] \to a$, $A[\circ\circ] \to B[]C[\circ\circ l]$, $A[\circ\circ] \to B[\circ\circ l]C[]$, $A[\circ\circ l] \to B[]C[\circ\circ]$, $A[\circ\circ l] \to B[\circ\circ]C[]$ の五つの形に分けられる．ただし，B と C は Γ の元，l は I の元，a は $\Sigma \bigcup \{\epsilon\}$ の元である．

書換え規則 $A[] \to a$ を最初に適用する場合，$A[] \Rightarrow a$ である．$A[] \to a$ が P の元であることから，関数 CAT の構成法により，A は $CAT(a)$ に属す．よって，$(e, \epsilon, a) \vdash (e, A, \epsilon)$ が成り立つ．

書換え規則 $A[\circ\circ] \to B[]C[\circ\circ l]$ を最初に適用する場合，$A[\eta] \Rightarrow B[]C[\eta l] \Rightarrow^* uC[\eta l] \Rightarrow^* uv$ である．ただし，u と v は Σ 上の文字列である．$A[\circ\circ] \to B[]C[\circ\circ l]$ が P の元なので，関数 CAT の構成法から型 $A/C * l /\!\!/ B$ が $CAT(\epsilon)$ に属す．$B[] \Rightarrow^* u$ であることから，帰納法の仮定より，$(e, \epsilon, u) \vdash^* (e, B, \epsilon)$ が得られる．同様に，$C[\eta l] \Rightarrow^* v$ であることから，帰納法の仮定より，$(e\eta l, \epsilon, v) \vdash^* (e, C, \epsilon)$ を得る．以上から，$(e\eta, \epsilon, uv) \vdash (e\eta, A/C * l /\!\!/ B, uv) \vdash (e\eta e, A/C * l/e/B, uv) \vdash^* (e\eta e, (A/C * l/e/B)B, v) \vdash (e\eta e, A/C * l/e, v) \vdash (e\eta, A/C * l, v) \vdash (e\eta l, A/C, v) \vdash^* (e, (A/C)C, \epsilon) \vdash (e, A, \epsilon)$ を得る．

最初に適用される書換え規則が，$A[\circ\circ] \to B[\circ\circ l]C[]$, $A[\circ\circ l] \to B[]C[\circ\circ]$, $A[\circ\circ l] \to B[\circ\circ]C[]$ の形で表される場合もそれぞれ同様にして示される．

($L(G') \subseteq L(G)$ の証明) 補題4.1 より，$L(G')$ が $L(G)$ に含まれることを示すには，次の (b) を示せばよい．

(b) I^* の元 η, Σ^* の元 w, Γ の元 A に対して，$(e\eta, \epsilon, w) \vdash^* (e, A, \epsilon)$ であるならば，$A[\eta] \Rightarrow^* w$ である．

(b) の証明は，還元の長さに関する帰納法による．還元の長さが 0 のときは自明である．よって以下では，長さ 1 以上の還元について考える．この証明では，帰納法の仮定を使うとき，補題4.1 が成り立つことを用いる．長さ 1 以上の (b) の還元では，読込み規則が最初に適用されることに注意する．最初に読込まれる型は，P の構成法から，A, $A/C * l /\!\!/ B$, $A/C/B * l$, $A/C/l /\!\!/ B$, $A/C/B/l$ の五つの形に分けられる．ただし，B と C は Γ の元である．

型 A を最初に読込む場合，$(\epsilon, \epsilon, a) \vdash (\epsilon, A, \epsilon)$ で表される．ここで，a は $\Sigma \bigcup \{\epsilon\}$ の元であり，$CAT(a)$ は A を元として含む．A が $CAT(a)$ に属すので，CAT の構成法から，$A[] \to a$ が P に属す．よって，$A[] \Rightarrow a$ を得る．

型 $A/C * l /\!\!/ B$ を最初に読込む場合，$(e\eta, \epsilon, uv) \vdash (e\eta, A/C * l /\!\!/ B, uv) \vdash (e\eta e, A/C * l/e/B, uv) \vdash^* (e\eta e, (A/C * l/e/B)B, v) \vdash (e\eta e, A/C * l/e, v) \vdash (e\eta, A/C * l, v) \vdash (e\eta l, A/C, v) \vdash^* (e, (A/C)C, \epsilon) \vdash (e, A, \epsilon)$ で表される．ここで，u と v は Σ 上の文字列である．また，型 $A/C * l /\!\!/ B$ は $CAT(\epsilon)$ の元である．$A/C * l /\!\!/ B$ が $CAT(\epsilon)$ に属すので，CAT の構成法から $A[\circ\circ] \to B[]C[\circ\circ l] \in P$ が得られる．$(e\eta e, A/C * l/e/B, uv) \vdash^* (e\eta e, (A/C * l/e/B)B, v)$ であることから，帰納法の仮定より $B[] \Rightarrow^* u$ を得る．同様に，$(e\eta l, A/C, v) \vdash^* (e, (A/C)C, \epsilon)$ であることから，帰納法の仮定より，$C[\eta l] \Rightarrow^* v$ を得る．以上によって，$A[\eta] \Rightarrow B[]C[\eta l] \Rightarrow^* uv$ が成り立つ．

最初に読込まれる型が，$A/C/B * l$, $A/C/l /\!\!/ B$, $A/C/B/l$ の場合も各々同様にして示される．□

定理 4.2 任意の拡張範疇文法 G に対して，$L(G) = L(G')$ なる線形指標付文法 G' が存在する．

(証明) 以下では，拡張範疇文法から線形指標付文法を構成し，その拡張範疇文法の受理する言語と構成した線形指標付文法の生成する言語が一致することを示す．

拡張範疇文法 $G = (\mathcal{A}, \Sigma, e, CAT, S)$ が与えられたとする．G の基本型 α に対し，$\langle\alpha\rangle$ を新しい記号とする．この G から線形指標付文法 $G' = (\Gamma \bigcup \mathcal{A}, \Sigma, \mathcal{A}, P, S)$ を構成する．ここで，$(\{/, /\!\!/, *\}\mathcal{A})^*$ の元 β が存在して，

$\alpha\beta$ が $CAT(\Sigma)$ に含まれるような基本型 α 全体からなる集合を Φ で表したとき，Γ は集合 $\{\langle\alpha\rangle \mid \alpha$ は Φ の元$\}$ である．

拡張範疇文法の定義から，$CAT(\Sigma)$ の任意の元が基本型であることと，原始型 A と $(\{/, \mathbf{/}, *\}\mathcal{A})^*$ の元 β に対して，$A\beta$ が基本型を表すことに注意する．書換え規則の集合 P は，次で構成される．

1. $A\beta \in CAT(a)$ ならば，$A[\circ\circ] \rightarrow a\langle A\beta\rangle[\circ\circ] \in P$.
2. $\langle A\rangle \in \Gamma$ ならば，$\langle A\rangle[] \rightarrow \epsilon \in P$.
3. $\langle\alpha/A\rangle \in \Gamma$ ならば，$\langle\alpha/A\rangle[\circ\circ] \rightarrow A[\circ\circ]\langle\alpha\rangle[] \in P$.
4. $\langle\alpha\mathbf{/}A\rangle \in \Gamma$ ならば，$\langle\alpha\mathbf{/}A\rangle[\circ\circ] \rightarrow A[]\langle\alpha\rangle[\circ\circ] \in P$.
5. $\langle\alpha * A\rangle \in \Gamma$ ならば，$\langle\alpha * A\rangle[\circ\circ] \rightarrow \langle\alpha\rangle[\circ \circ A] \in P$.
6. $\langle\alpha/A\rangle \in \Gamma$ ならば，$\langle\alpha/A\rangle[\circ \circ A] \rightarrow \langle\alpha\rangle[\circ\circ] \in P$.

ただし，A は $\mathcal{A}$ の元，a は $\Sigma \bigcup \{\epsilon\}$ の元，α は G の基本型，β は $(\{/, \mathbf{/}, *\}\mathcal{A})^*$ の元である．

以下では，まず，$L(G)$ が $L(G')$ に含まれることを示し，次に，$L(G')$ が $L(G)$ に含まれることを示す．

($L(G) \subseteq L(G')$ の証明) 補題 4.1 より，$L(G)$ が $L(G')$ に含まれることを示すには，次の (c1) と (c2) を示せばよい．

(c1) Γ の元 A，$\mathcal{A}^*$ の元 η，Σ^* の元 w に対して，$(e\eta, \epsilon, w) \vdash^* (e, A, \epsilon)$ であるならば $A[\eta] \Rightarrow^* w$ である．

(c2) Γ の元 A，$(\{/, \mathbf{/}, *\}\mathcal{A})^*$ の元 β，$\mathcal{A}^*$ の元 η，Σ^* の元 w に対して，$(e\eta, A\beta, w) \vdash^* (e, A, \epsilon)$ であるならば $\langle A\beta\rangle[\eta] \Rightarrow^* w$ である．

(c1) と (c2) の証明を，還元の長さに関する帰納法によって同時に行う．この証明では，帰納法の仮定を使うとき，補題 4.1 が成り立つことを用いる．

まず，(c1) について示す．この場合，還元の長さが 0 であるならば自明であるから，以下では，長さ 1 以上の場合を考える．長さ 1 以上の還元は，$(e\eta, \epsilon, aw) \vdash (e\eta, A\beta, w) \vdash^* (e, A, w)$ で表される．ここで，a は $\Sigma \bigcup \{\epsilon\}$ の元であり，型 $A\beta$ は $CAT(a)$ の元である．型 $A\beta$ が $CAT(a)$ に属すので，P の構成法から $A[\circ\circ] \rightarrow a\langle A\beta\rangle[\circ\circ]$ が P の元である．$(e\eta, A\beta, w) \vdash^* (e, A, w)$ であることから，(c2) の帰納法の仮定より，$\langle A\beta\rangle[\eta] \Rightarrow^* w$ を得る．以上によって，$A[\eta] \Rightarrow a\langle A\beta\rangle[\eta] \Rightarrow^* aw$ が得られる．

次に (c2) について示す．この場合，次の (e1) が成り立つことを用いる．

(e1) 還元列に現れる基本型 α に対して，$\langle\alpha\rangle$ が Γ に属す．

還元列に現れる基本型 α に対して，$\alpha\beta$ が $CAT(\Sigma)$ に属すような $(\{/, \mathbf{/}, *\}\mathcal{A})^*$ の元 β が存在するので，Γ の定義から，(e1) が直ちに導かれる．

(c2) の還元は，最初の還元列を成している型 $A\beta$ 中の β の形によって五つに場合分けされる．五つの形とは，ϵ，γ/B，γ/e，$\gamma\mathbf{/}B$，$\gamma{*}B$ である．ただし，B は $\mathcal{A}$ の元，γ は $(\{/, \mathbf{/}, *\}\mathcal{A})^*$ の元である．

$\beta = \epsilon$ の場合，(c2) の還元は，$(e, B, \epsilon) \vdash^* (e, B, \epsilon)$ で表される．ただし，B は $\mathcal{A}$ の元である．(e1) により，$\langle A\rangle$ が Γ に属すので，P の構成法から，$\langle A\rangle[] \rightarrow \epsilon$ が P に属す．よって，$\langle A\rangle[] \Rightarrow \epsilon$ が得られる．

$\beta = \gamma/B$ の場合，(c2) の還元は，最初に適用される規則が読込み規則であるか型着地規則であるかによって，さらに場合分けされる．まず，最初に適用されるのが読込み規則のとき，$(e\eta, A\gamma/B, auv) \vdash (e\eta, (A\gamma/B)(B\gamma'), uv) \vdash^* (e, (A\gamma/B)B, v) \vdash (e, A\gamma, v) \vdash^* (e, A, \epsilon)$ で表される．ただし，a は $\Sigma \bigcup \{\epsilon\}$ の元，γ' は $(\{/, \mathbf{/}, *\}\mathcal{A})^*$ の元，u と v は Σ 上の文字列である．また，型 $B\gamma'$ は $CAT(a)$ の元である．型 $B\gamma'$ が $CAT(a)$ に属すので，P の構成法から，$B[\circ\circ] \rightarrow a\langle B\gamma'\rangle[\circ\circ]$ が P に属す．$(e\eta, (A\gamma/B)(B\gamma'), uv) \vdash^* (e, (A\gamma/B)B, v)$ であることから，(c2) の帰納法の仮定より，$\langle B\gamma'\rangle[\eta] \Rightarrow^* u$ を得る．同様に，$(e, A\gamma, v) \vdash^* (e, A, \epsilon)$ であることから，(c2) の帰納法の仮定より，$\langle A\gamma\rangle[] \Rightarrow^* v$ が得られる．以上により，$\langle A\gamma/B\rangle[\eta] \Rightarrow B[\eta]\langle A\gamma\rangle[] \Rightarrow a\langle B\gamma'\rangle[\eta]\langle A\gamma\rangle[] \Rightarrow^* auv$ が成り立つ．次に，型着地規則を最初に使うとき，(c2) の還元は $(e\eta B, A\gamma/B, w) \vdash (e\eta, A\gamma, w) \vdash^* (e, A, \epsilon)$ で表される．(e1) により，$\langle A\gamma/B\rangle$ は Γ に属すので，P の構成法から，$\langle A\gamma/B\rangle[\circ \circ B] \rightarrow \langle A\gamma\rangle[\circ\circ]$ が P に属す．$(e\eta, A\gamma, w) \vdash^* (e, A, \epsilon)$ であることから，(c2) の帰納法の仮定より，$\langle A\gamma\rangle[\eta] \Rightarrow^* w$ を得る．以上より，$\langle A\gamma/B\rangle[\eta B] \Rightarrow \langle A\gamma\rangle[\eta] \Rightarrow^* w$ が成り立つ．

β が $\gamma\mathbf{/}B$，$\gamma{*}B$，γ/e の場合もそれぞれ同様にして示される．

($L(G') \subseteq L(G)$ の証明) 補題 4.1 より，$L(G')$ が $L(G)$ に含まれることを示すには，次の (d1) と (d2) を示せばよい．

(d1) $\mathcal{A}$ の元 A，$\mathcal{A}^*$ の元 η，Σ^* の元 w に対して，$A[\eta] \Rightarrow^* w$ であるならば $(e\eta, \epsilon, w) \vdash^* (e, A, \epsilon)$ で

ある．

(d2) $\mathcal{A}$ の元 A，$(\{/, /\!\!/, *\}\mathcal{A})^*$ の元 β，$\mathcal{A}^*$ の元 η，Σ^* の元 w に対して，$\langle A\beta\rangle[\eta] \Rightarrow^* w$ であるならば $(e\eta, A\beta, w) \vdash^* (e, A, \epsilon)$ である．

(d1) と (d2) の証明は，導出の長さに関する帰納法によって同時に行われる．

まず，(d1) を示す．導出の最初に適用される書換え規則は $A[\circ\circ] \to a\langle A\gamma\rangle[\circ\circ]$ で表されるものに限られる．ただし，a は Σ の元，γ は $(\{/, /\!\!/, *\}\mathcal{A})^*$ の元である．よって (d1) の導出は，$A[\eta] \Rightarrow a\langle A\gamma\rangle[\eta] \Rightarrow^* aw$ で表される．$A[\circ\circ] \to a\langle A\gamma\rangle[\circ\circ]$ が P の元なので，P の構成法から，型 $A\gamma$ が $CAT(a)$ に属す．$\langle A\gamma\rangle[\eta] \Rightarrow^* w$ であることから，(d2) の帰納法の仮定より，$(e\eta, A\gamma, w) \vdash^* (e, A, \epsilon)$ が得られる．以上から，$(e\eta, \epsilon, aw) \vdash (e\eta, A\gamma, w) \vdash^* (e, A, \epsilon)$ が成り立つ．

(d2) の導出で最初に適用される書換え規則は P の構成法から，$\langle A\rangle[] \to \epsilon$，$\langle A\gamma/B\rangle[\circ\circ] \to B[\circ\circ]\langle A\gamma\rangle[]$，$\langle A\gamma/\!\!/B\rangle[\circ\circ] \to B[]\langle A\gamma\rangle[\circ\circ]$，$\langle A\gamma*B\rangle[\circ\circ] \to \langle A\gamma\rangle[\circ\circ B]$，$\langle A\gamma/B\rangle[\circ\circ B] \to \langle A\gamma\rangle[\circ\circ]$ の五つの形に分けられる．ただし γ は，$(\{/, /\!\!/, *\}\mathcal{A})^*$ の元である．

書換え規則 $\langle A\rangle[] \to \epsilon$ を最初に適用するとき，(d2) の導出は，$\langle A\rangle[] \Rightarrow \epsilon$ で表される．このとき，$(e, A, \epsilon) \vdash^* (e, A, \epsilon)$ が成立するのは明らかである．

書換え規則 $\langle A\gamma/B\rangle[\circ\circ] \to B[\circ\circ]\langle A\gamma\rangle[]$ を最初に適用する場合，(d2) の導出は $\langle A\gamma/B\rangle[\eta] \Rightarrow B[\eta]\langle A\gamma\rangle[] \Rightarrow^* uv$ で表される．ただし，u と v は Σ 上の文字列である．$B[\eta] \Rightarrow^* u$ であることから，(d1) の帰納法の仮定より，$(e\eta, \epsilon, u) \vdash^* (e, B, \epsilon)$ が得られる．同様に，$\langle A\gamma\rangle[] \Rightarrow^* v$ であることから，(d2) の帰納法の仮定より，$(e, A\gamma, v) \vdash^* (e, A, \epsilon)$ を得る．以上から，$(e\eta, A\gamma/B, uv) \vdash^* (e, (A\gamma/B)B, v) \vdash (e, A\gamma, v) \vdash^* (e, A, \epsilon)$ が成り立つ．

最初に適用される書換え規則が，$\langle A\gamma/\!\!/B\rangle[\circ\circ] \to B[]\langle A\gamma\rangle[\circ\circ]$，$\langle A\gamma * B\rangle[\circ\circ] \to \langle A\gamma\rangle[\circ\circ B]$，$\langle A\gamma/B\rangle[\circ\circ B] \to \langle A\gamma\rangle[\circ\circ]$ の三つの場合もそれぞれ同様にして示される．□

線形指標付言語のクラスは，TAGs が生成する言語のクラスに一致することが知られている [10]．したがって，定理 4.1 と定理 4.2 から直ちに次の定理を得る．

定理 4.3 拡張範疇言語のクラスは，*TAGs* が生成する言語のクラスと一致する．

本節の残りで，補題 4.1 の証明を行う．

(補題 4.1 の証明) 証明は，還元の長さに関する帰納法による．還元の長さが 0 のときは明らかである．長さ 1 以上の還元は，最初に適用される規則によって場合分けされる．ただし，型還元規則を最初に適用する還元は，補題 4.1 の前提の形で表されない．したがって，型還元規則以外の五つの規則の場合について (f1) から (f5) で述べる．証明中の以下では，A は $\mathcal{A}$ の元，a は $\Sigma \bigcup \{\epsilon\}$ の元，α_1，α_2，α_3 の三つは基本型，ψ_1，ψ_2，ψ_3 の三つは $(\mathcal{A}^*\{e\})^*$ の元，η_1，η_2，η_3 の三つは $\mathcal{A}^*$ の元，γ は $\mathcal{T}^*$ の元，u，v，w の三つは Σ 上の文字列をそれぞれ表す．

(f1) 読込み規則が最初に適用されるとき，$(\psi_1\eta_1, \gamma(\alpha_1/A), auvw) \vdash (\psi_1\eta_1, \gamma(\alpha_1/A)\alpha_3, uvw) \vdash^* (\psi_2\eta_2, \gamma(\alpha_1/A)A, vw) \vdash (\psi_2\eta_2, \gamma\alpha_1, vw) \vdash^* (\psi_3\eta_3, \gamma\alpha_2, w)$ で表される．拡張範疇文法の定義から，$CAT(a)$ の元である α_3 は基本型である．よって，$(\psi_1\eta_1, \gamma(\alpha_1/A)\alpha_3, uvw) \vdash^* (\psi_2\eta_2, \gamma(\alpha_1/A)A, vw)$ であることから，帰納法の仮定より，$\psi_2 = \psi_1$ を得る．基本型の定義から，α_1/A が基本型ならば α_1 も基本型なので α_1 は基本型である．$(\psi_2\eta_2, \gamma\alpha_1, vw) \vdash^* (\psi_3\eta_3, \gamma\alpha_2, w)$ であることから，帰納法の仮定より，$\psi_2 = \psi_3$ が得られる．以上から，$\psi_3 = \psi_1$ である．

(f2) 型転送規則が最初に適用されるとき，$(\psi_1\eta_1, \gamma(\alpha_1 * A), uv) \vdash (\psi_1\eta_1 A, \gamma\alpha_1, uv) \vdash^* (\psi_2\eta_2, \gamma\alpha_2, v)$ で表される．$\alpha_1 * A$ が基本型なので，基本型の定義から，α_1 も基本型である．よって，$(\psi_1\eta_1 A, \gamma\alpha_1, uv) \vdash^* (\psi_2\eta_2, \gamma\alpha_2, v)$ であることから，帰納法の仮定より，$\psi_2 = \psi_1$ を得る．

(f3) 素性転送規則が最初に適用されるとき，還元は，$(\psi_1\eta_1, \gamma(\alpha_1/\!\!/A), auvw) \vdash (\psi_1\eta_1 e, \gamma(\alpha_1/e/A), auvw) \vdash (\psi_1\eta_1 e, \gamma(\alpha_1/e/A)\alpha_3, uvw) \vdash^* (\psi_2\eta_2 e, \gamma(\alpha_1/e/A)A, vw) \vdash (\psi_2\eta_2 e, \gamma(\alpha_1/e), vw) \vdash (\psi_2\eta_2, \gamma\alpha_1, vw) \vdash^* (\psi_3\eta_3, \gamma\alpha_2, w)$ で表される．ただし，α_3 は $CAT(a)$ の元である．拡張範疇文法の定義から，$CAT(a)$ の元は基本型なので，α_3 は基本型である．よって，$(\psi_1\eta_1 e, \gamma(\alpha_1/e/A)\alpha_3, uvw) \vdash^* (\psi_2\eta_2 e, \gamma(\alpha_1/e/A)A, vw)$ であることから，帰納法の仮定より，$\psi_2\eta_2 = \psi_1\eta_1$ を得る．$(\mathcal{A} \bigcup \{e\})^*$ の元である $\psi_2\eta_2$ と $\psi_1\eta_1$ の最も左に現れる e は，それぞれ ψ_2 と ψ_1 の右端であることから $\psi_2 = \psi_1$ である．また，$\alpha_1/\!\!/A$ が基本型なので，基本型の定義から，α_1 も基本型である．よって，$(\psi_2\eta_2, \gamma\alpha_1, vw) \vdash^* (\psi_3\eta_3, \gamma\alpha_2, w)$ であることから，帰納法の定義より，$\psi_3 = \psi_2$ を得る．以上によって，

$\psi_3 = \psi_1$ が得られる．

(f4) 型着地規則が最初に使われるとき，$(\psi_1\eta_1 A, \gamma(\alpha_1/A), uv) \vdash (\psi_1\eta_1, \gamma\alpha_1, uv) \vdash^* (\psi_2\eta_2, \gamma\alpha_2, v)$ で表される．α_1/A が基本型なので，基本型の定義から，α_1 も基本型である．よって，$(\psi_1\eta_1, \gamma\alpha_1, vw) \vdash^* (\psi_2\eta_2, \gamma\alpha_2, w)$ であることから，帰納法の仮定より，$\psi_2 = \psi_1$ が得られる．

(f5) 素性着地規則が最初に使われる場合は，(f4) で示した型着地規則が最初に適用される場合と同様にして示される．□

5 むすび

本論文では，自然言語の新たな形式化として拡張範疇文法を導入し，その能力が TAGs と等しいことを示した．一方で，任意の拡張範疇言語を $CAT(\epsilon)$ が空集合の拡張範疇文法によって受理できるかどうかという未解決の問題が残されている．構文の規則を全て単語に割当て，辞書に完全に分散させた場合，$CAT(\epsilon)$ は空集合となるため，この問題を解くことは，自然言語の形式的な言語のクラスを決定するうえで重要である．

参考文献

[1] A. Abeille and O. Rambow, "Tree adjoining grammar:An overview", in Tree adjoining grammars: Formalisms, linguistic analysis and processing, ed. A. Abeille and O. Rambow, pp.1-68, CSLI publications, Stanford, California, 2000.

[2] A. Fujiyoshi and T. Kasai, "Spinal-formed context-free tree grammars", Theory of Computing Systems, vol33, pp.59-83, 2000.

[3] A. Fujiyoshi, "Application of the CKY Algorithm to recognition of tree structures for linear, monadic context-free tree grammars", IEICE Trans. Inf. & Syst. vol.E90-D, no.2, pp.388-394, 2007.

[4] A.K. Joshi, L.S. Levy, and M. Takahashi, "Tree adjunct grammars", J.Comput.Syst.Sci, vol.10, no.1, pp.136-163, 1975.

[5] A. K. Joshi and Y. Schabes, "Tree-adjoining grammars", in Handbook of Formal Languages, ed. G. Rozenberg and A. Salomaa, pp.69-124, Springer-Verlag, Berlin, 1997.

[6] B. Partee, A. Meulen, and R. Wall, Mathematical methods in linguistics, Kluwer academic publishers, Dordrecht, 1987.

[7] A. Radford, Syntactic theory and the structure of English: A minimalist approach, Cambridge university press, Cambridge, United Kingdom, 1997.

[8] S. Rajasekaran, "Tree-adjoining language parsing in $O(n^6)$ time", SIAM J. Comput., vol.25, no.4, pp.862-873, 1996.

[9] W.C. Rounds, "Mappings and grammars on trees", Mathematical Systems Theory, vol.4, no.3, pp.257-287, 1970.

[10] K. Vijay-Shanker, D.J. Weir, "The equivalence of four extensions of context-free grammars", Mathematical Systems Theory, vol.27, no.6, pp.511-546, 1994.

[11] D.J. Weir, "A geometric hierachy beyond context-free languages", Theoretical Computer Science, vol.104, pp.235-261, 1992.

[13] 川原田郁夫, 笠井琢美, "転送スタック付きプッシュダウンオートマトンと Linear indexed grammar について", 信学論 (D-I), vol.J84-D-I, no.12, pp.1583-1590, Dec. 2000.

[15] 久野すすむ, 髙見健一, 英語の構文とその意味—生成文法と機能的構文論（開拓社叢書１６）, 開拓社, 東京, 2007.

[17] 立石浩一, 小泉政利, 文の構造（英語学モノグラフシリーズ３）, 原口庄輔, 中島平三, 中村捷, 河上誓作（編）, 研究社, 東京, 2001.