LL 커버링 변환에 관한 통합 모델

(A unified model of the LL covering transformations)

이 경 옥 †

(Gyung-Ok Lee)

요 약 LR 문법의 부분 클래스인 k-transformable 문법, PLR 문법, 확장된 PLR 문법은 LL 문법으로의 커버링 변환이 존재하는 클래스이다. 한편 이들 클래스에 대한 LL 커버링 변환 방법은 모두 다른 정형식에 근거하기에, 제시된 LL 커버링 변환간의 관련성은 명확하지 않다. 본 논문에서는 LL 커버링 변환에 관한 통합 모델을 제시한다. 기존 클래스에 대한 변환 방법들은 제시된 모델의 특정한 예로서 생성된다.

키워드 : LR 문법, LL 문법, k-transformable 문법, PLR 문법, 확장된 PLR 문법

Abstract The subclasses of LR grammars, k-transformable grammars, PLR grammars, and extended PLR grammars are LL covering transformable grammar classes. On other hand, their LL covering transformations are based on different formalisms, and hence, the relationship of the transformations is not obvious. This paper gives a unified model of the LL covering transformations, in which each LL covering transformable grammar class generates its transformation as a specific instance.

Key words : LR grammars, LL grammars, k-transformable grammars, PLR grammars, extended PLR grammars

1. 서 론

k-transformable 문법[1,2], PLR 문법[3], 확장된 PLR 문법[4]은 LR 문법의 부분 클래스로서 LL 커버링 문법으로의 변환이 가능하다는 공통 특징이 있다. 한편 이들 클래스에서 제시한 기존 변환은 각기 다른 정형식에 근거하기에, 그들 사이의 관련성은 정확하지 않다.

본 논문은 기존 LL 커버링 변환 가능 클래스 모두에 적용 가능한 통합 변환 모델을 제시한다. 모델의 입력인 LL 커버링 변환의 중요 요소인 리덕션 심볼의 예상을 표현하는 관계에 따른 다양한 LL 변환이 생성될 수가 있다. 이를 이용하여 제안 모델 상에 k-transformable 문법, PLR 문법, 확장된 PLR 문법에 대한 적합한 특정 파라미터들을 각기 정의하여, 해당 클래스에 대한 LL 커버링 변환 문법이 특정한 예로서 생성되게 한다. 또한 제안 모델을 이용하여 기존의 k-transformable 문법, PLR 문법, 확장된 PLR 문법을 특징짓는다.

· 이 논문은 2005년도 한신대학교 학술연구비 지원에 의하여 연구되었음

† 종신회원 : 한신대학교 정보통신학과 교수
golee@hanshin.ac.kr

논문접수 : 2005년 7월 21일
심사완료 : 2005년 11월 11일

2장에서 기본정의와 표기법을 언급하고, 3장에서 통합 변환 모델을 제시한다. 4장에서는 k-transformable 문법, PLR 문법, 확장된 PLR 문법에 대한 통합모델 적용을 위한 특정 파라미터를 정의하며, 이를 이용한 해당 클래스에 대한 특징화를 제시한다. 끝으로 5장에서 결론을 맺는다.

2. 기본 정의와 표기법

본 논문에서는 재 언급없이 [4-7]에서의 정의와 표기법을 따른다.

문법 $G = (N, \Sigma, P, S)$는 $S' \rightarrow S\$^k$로 확장된 LR(k) 문법임을 가정한다. $\alpha \in V^*$ $(V = N \cup \Sigma)$에 대해서 $k{:}\alpha$, $\alpha{:}k$는 각각 α의 길이 k의 전위 스트링과 후위 스트링을 표기한다. $FIRST_k{}^G(\alpha)=\{k{:}x \mid \alpha \Rightarrow^* x \text{ in } G, x \in \Sigma^*\}$이고 $RC_k{}^G(\alpha)=\{k{:}xz \mid S \Rightarrow^*_{rm} \beta Bz \Rightarrow_{rm} \beta\gamma\delta z \Rightarrow^*_{rm} \beta\gamma xz$가 G상에 존재한다, $\alpha = \beta\gamma,\ xz \in \Sigma^*\}$이다.

$A \in N$, $r, z \in \Sigma^k$, $X \in N \cup \{\varepsilon\}$, $\alpha \in V^*$에 대해 $(A, r)\ d^{\alpha}\ (X, z)$는 $A \rightarrow \alpha X\beta \in P$, $r \in FOLLOW_k(A)$, $z \in FIRST_k(\beta r)$과 동치이다. 정의된 d 관계를 표기하는 d-그래프의 경로는 $(A_0, r_0)\ d^{\alpha 1}\ (A_1, r_1)\ d^{\alpha 2}\ (A_2, r_2) \ldots (A_{n-1}, r_{n-1})\ d^{\alpha n}\ (A_n, r_n)$의 유한 순서이다.

$\langle A, r, \alpha, u\rangle$는 $\{h \mid h = (A_0, r_0)\ d^{\alpha_1}\ (A_1, r_1)\ d^{\alpha_2}\ (A_2, r_2) \dots (A_{n-1}, r_{n-1})\ d^{\alpha_n}\ (A_n, r_n),\ A_0 = A,\ r_0 = r,\ \alpha = \alpha_1\alpha_2 \dots \alpha_n,\ A_n r_n = u\}$를 표기한다.

정의 2.1 $(A, R, \beta\gamma)\ \Pi_u\ (B, W, \gamma)$가 성립하기 위한 필요 충분 조건은 각 $\langle A, r, \beta\gamma, u\rangle$-경로 h, $r \in R$에 대해서 $(A_0, r_0)\ d^{\varepsilon}\ (A_1, r_1) \dots (A_{n-1}, r_{n-1})\ d^{\varepsilon}\ (A_n, r_n)$을 $|\beta|$-세그먼트[4]라고 하면,

(1) (조건 1)을 만족하는 $m(o \le m \le n,\ \beta = \varepsilon$인 경우 $m > o)$이 존재한다.

(조건 1) $A_m = B$이고
$\cup_h \{r_i \mid A_i = B,\ 0 \le i \le m\} \cap \cup_h \{r_i \mid A_i = B,\ m+1 \le i \le n\} = \emptyset$이다.

(2) m_s을 (조건 1)을 만족하는 m이라고 하면 $W = \cup_h \{r_{ms}\}$이다. □

G^A는 A를 시작 심볼로 하는 G의 축약된 부분 문법이다. $R \subseteq FOLLOW_k\ (A)$라 하자. $G^{A,R}$는 새로운 문법 규칙, $\{A' \to Ar \mid r \in R\}$을 추가한 확장된 문법이다. 문법 유도를 나타내는 $\Rightarrow_{A,R}$은 다음과 같이 정의된다: $Ar \Rightarrow_{rm}^{*} \gamma Bzr \Rightarrow_{rm}^{p} \gamma X\delta zr$이 존재한다고 하자. $\gamma = \varepsilon$, $X = A$인 경우에는 $FIRST_k(\delta zr) \cap R = \emptyset$일 때만 $\gamma Bzr \Rightarrow_{A,R}^{p} \gamma X\delta zr$이고, $\gamma = \varepsilon$, $X = A$가 아닌 경우에는 항상 $\gamma Bzr \Rightarrow_{A,R}^{p} \gamma X\delta zr$이 성립한다. $RC_k^{A,R}(\alpha)$은 집합 $\{k{:}yzr \mid Ar \Rightarrow_{A,R}^{*} \beta Bzr \Rightarrow_{A,R} \beta\gamma\delta zr \Rightarrow_{A,R}^{*} \beta\gamma yzr,\ x \in \Sigma^{*}\}$을 표시하고, $L_k(A, R)$은 $RC_k^{A,R}(\varepsilon)$을 표시한다.

$(A, R, \alpha X)\ \Pi\ (B, W, X)$는 모든 $u \in RC_k^{B,W}(X)$에 대해서 $(A, R, \alpha X)\ \Pi_u\ (B, W, X)$인 관계의 합집합을 표현한다.

3. 통합 변환 모델

본 절에서는 Π 관계를 이용한 통합 변환 모델을 제시하고, 이 모델로부터 생성되는 임의의 변환 문법의 성질을 보인다.

3.1 통합 변환

Π의 부분 관계로서 관계내의 모든 원소, $(A, R, \alpha)\ \Pi_u\ (B, W, \gamma)$, $(A, R, \alpha)\ \Pi_u\ (C, Z, \delta)$에 대해서 $(B, W, \gamma) \ne (C, Z, \delta)$을 만족하는 관계는 Π_{LL}으로 표기하자.

알고리즘 U (통합 변환 모델)

입력: $G, \Pi'(\Pi'$는 Π_{LL}이다.)

출력: G가 변환가능하면 $T(G, \Pi') = (N_T, \Sigma, P_T, S_T)$을 생성하고, 그렇지 않으면 G는 "변환가능하지 않음"을 출력한다.

방법:

1. $S_T = [S, \{\$^k\}, \varepsilon, FIRST(S\$^k)]$; $N_T = \{S_T\}$; $P_T = \emptyset$

2. **repeat**

2.1 **for** 각 $[A, R, \alpha, U] \in N_T$ **do** $Z = \{z \in U \mid (A, R, \alpha)\ \Pi'_u\ (B, W, \beta)\}$라고 하자.

(type 1) $P_T = P_T \cup \{[A, R, \alpha, U] \to a[A, R, \alpha a, Y] \mid Y = \{k{:}zwr \mid Ar \Rightarrow_{A,R}^{*} \beta Bwr \Rightarrow_{A,R} \beta\gamma a\delta wr \Rightarrow_{A,R}^{*} \beta\gamma azwr$가 G상에 존재한다. $r \in R$, $\beta\gamma = \alpha$, $k{:}azwr \in U$, $k{:}azwr \notin Z\} \ne \emptyset\}$

(type 2) $P_T = P_T \cup \{[A, R, \alpha, U] \to [A, R, \beta B, Y] \mid Y = \{k{:}wr \mid Ar \Rightarrow_{A,R}^{*} \beta Bwr \Rightarrow_{A,R} \beta\gamma wr \Rightarrow_{A,R}^{*} \beta\gamma wr$가 G상에 존재한다. $r \in R$, $\beta\gamma = \alpha$, $k{:}wr \in U$, $k{:}wr \notin Z\} \ne \emptyset\}$

(type 3) $P_T = P_T \cup \{[A, R, A, U] \to \varepsilon \mid R \cap U \ne \emptyset\}$ $(\alpha = A)$

(type 4) $P_T = P_T \cup \{[A, R, \alpha, U] \to [B, W, \gamma, V][A, R, \beta B, W] \mid \alpha = \beta\gamma,\ V(\ne \emptyset) = \{u \mid (A, R, \alpha)\ \Pi'_u\ (B, W, \gamma)\}\}$

endfor

2.2 $N_T = N_T \cup \{[A, R, \alpha, U] \mid [A, R, \alpha, U]$는 P_T에 새로 삽입된 규칙의 심볼이다.$\}$

2.3 **if** 싸이클릭 넌터미널[4,7]이 N_T에 새로 추가되었다 **then** "G는 변환가능하지 않다." 을 출력하고 멈춘다.

until 더 이상의 새로운 문법 규칙이 P_T에 삽입되지 않는다. □

3.2 변환된 문법의 성질

이 절에서는 G와 $T(G, \Pi')$간의 관계를 보인다.

h를 P_T에서 $P \cup \{\varepsilon\}$로의 함수로 다음과 같이 정의하자: P_T가 $[A, R, \beta\gamma, U] \to [A, R, \beta B, V]$이면 $h(P_T) = B \to \gamma$이다; 그 밖의 경우에는 $h(P_T) = \varepsilon$이다.

다음은 $T(G, \Pi')$와 G사이의 관계를 보인다. 이는 [4, 보조정리 6.1, 6.2]에서와 유사하게 인덕션 방법에 의해서 증명이 가능하다.

보조정리 3.1 $[A, R, \alpha, U] \in N$이라고 하자. G상에 $Ar \Rightarrow_{A,R}^{\pi} \alpha xr$, $k{:}xr \in U$, $r \in R$인 π가 존재한다면 $T(G, \Pi')$상에 $[A, R, \alpha, U] \Rightarrow_{lm}^{\pi_T} x$, $\pi = h(\pi_T)^R$인 π_T가 존재한다. □

보조정리 3.2 $T(G, \Pi')$상에 $[A, R, \alpha, U] \Rightarrow_{lm}^{\pi_T} x$인 π_T가 존재하면, G상에 $Ar \Rightarrow_{A,R}^{\pi} \alpha xr$, $k{:}xr \in U$, $r \in R$, $\pi = h(\pi_T)^R$인 π가 존재한다. □

보조정리 3.1, 3.2로부터 각각 다음의 따름정리 3.1, 3.2를 얻는다.

따름정리 3.1 G상에 $S\$^k \Rightarrow_{rm}\pi\ x\$^k$인 π가 존재하면 $T(G, \Pi')$상에 $[S, \{\$^k\}, \varepsilon, FIRST_k(S\$^k)] \Rightarrow_{lm}^{\pi_T} x$, $h(\pi_T)^R = \pi$인 π_T가 존재한다. □

따름정리 3.2 $T(G, \Pi')$상에 $[S, \{\$^k\}, \varepsilon, FIRST(S\$^k)] \Rightarrow_{lm}^{\pi_T} x$인 π_T가 존재하면, G상에 $S' \Rightarrow_{rm}^{\pi} x$, $\pi = h(\pi_T)^R$인 π가 존재한다. □

[4, 정리 6.5, 6.6]와 유사하게 다음의 정리들이 성립한다.

정리 3.1 $T(G, \Pi')$는 G를 h에 의해서 좌에서 우로 커버한다. □

정리 3.2 $T(G, \Pi')$는 LL(k)이다. □

4. 확장된 PLR 문법, k-transformable 문법, PLR 문법에 대한 적용

본 절에서는 기존 문법 클래스에 대한 알고리즘 U에 적용가능한 매개인자 Π'를 정의하고, 각 클래스에 대한 특징화를 제시한다.

4.1 확장된 PLR 문법

G가 확장된 PLR 문법인 경우에 알고리즘 U의 매개인자 Π'의 선택을 위해서 Φ 함수 [4]를 이용하자. [4]에서의 Φ 함수는 주어진 (A, R, α, u)에 대해서 Π 관계를 만족하는 값을 유일하게 정한다. 이런 특성의 Φ 함수에 근거해서 선택되어지는 Π 관계의 부분 관계를 Π^{xplr}로 정의하자. 즉, $\Phi(A, R, \alpha, u) = (B, W, \gamma)$인 경우에 $(A, R, \alpha)\ \Pi^{xplr}{}_u\ (B, W, \gamma)$이며, Φ 함수의 특성상 Π^{xplr}은 Π_{LL} 성질을 만족한다.

확장된 PLR 문법에 대해서 알고리즘 U의 매개인자 Π'로서 Π^{xplr}을 적용시킬 때에 [4, 알고리즘 1]에서 제시한 것과 동일한 변환이 생성된다. 역으로 Π^{xplr}를 매개인자 Π'로 적용하여 변환 문법이 생성되는 경우에 G는 확장된 PLR 문법이다[4].

4.2 k-transformable 문법

k-transformable 문법에 대한 매개인자 Π'의 선택을 위해서 다음에서 Π^{Hammer}를 정의한다: $(A, R, \alpha)\ \Pi\ (B, W, \gamma)$, $\gamma = \varepsilon$가 성립하면 $(A, R, \alpha)\ \Pi^{Hammer}\ (B, W, \gamma)$이다. Π^{Hammer}의 부분 관계로서 Π_{LL} 조건을 만족하는 관계를 $\Pi^{Hammer}{}_{LL}$로 표기하자.

알고리즘 U의 입력인 Π'로서 $\Pi^{Hammer}{}_{LL}$를 선택하면 [7, 알고리즘 3]와 동일한 변환이 생성된다. 이로부터 다음의 정리 4.1을 얻을 수가 있다.

정리 4.1 G가 k-transformable일 때 어떤 $\Pi^{Hammer}{}_{LL}$가 존재하여 알고리즘 U의 매개인자로서 $\Pi^{Hammer}{}_{LL}$을 선택 시에 변환 문법을 생성한다. 또한 어떤 문법 G에 대해서 알고리즘 U의 매개 인자 Π'로서 $\Pi^{Hammer}{}_{LL}$를 적용하여 변환 문법이 생성된다면, G는 k-transformable 문법이다. □

4.3 PLR 문법

다음은 PLR 문법의 정의이다.

정의 4.1 문법 $G = (N, \Sigma, P, S)$가 아래의 (조건 2)를 만족하면 PLR(k)이다.

(조건 2) G가 LR(k)이고 G'내의 각 규칙 $A \rightarrow X\delta$ $(X\delta \neq \varepsilon)$에 대해서

$$S' \Rightarrow_{rm}{}^* \beta A z_1 \Rightarrow_{rm} \beta X\delta z_1 \Rightarrow_{rm}{}^* \beta X y_1 z_1,$$

$S' \Rightarrow_{rm}{}^* \beta' B z_2 \Rightarrow_{rm} \beta'\beta'' X\zeta z_2 \Rightarrow_{rm}{}^* \beta'\beta'' X y_2 z_2$, $\beta'\beta'' = \beta$, $k{:}y_1z_1 = k{:}y_2z_2$ 는 항상 $\beta A = \beta' B$임을 함축한다. □

문법 G에 대해서 다음의 조건, $A \rightarrow \alpha C\delta \in P$, $R \subseteq FOLLOW_k(A)$, $\alpha \neq \varepsilon$, $C\ d^{*\varepsilon}\ B$, $B\ d^{\varepsilon}\ X$, $W = RC_k^{A,R}(\alpha B)$을 만족 시에 $(A, R, \alpha X)\ R^{PLR}\ (B, W, X)$로 정의한다.

다음은 PLR 문법에 대한 Π 관계의 특징적 성질을 보여준다.

보조정리 4.1 G를 PLR(k)라고 하자. $(A, R, \alpha X)\ R^{PLR}\ (B, W, X)$인 경우에 각 $u \in RC_k^{B,W}(X)$에 대해서 $(A, R, \alpha X)\ \Pi_u\ (B, W, X)$가 성립한다.

증명 $(A, R, \alpha X)\ \Pi_u\ (B, W, X)$가 성립하지 않는다고 가정 시엔 정의 4.1에 모순이 되는 유도과정이 얻어진다. 이에 관한 자세한 과정은 생략한다. □

$(A, R, \alpha X)\ R^{PLR}\ (B, W, X)$인 경우에 $(A, R, \alpha X)\ \Pi_u\ (B, W, X)$, $(A, R, \alpha X)\ \Pi\ (B, W, X)$를 각각 $(A, R, \alpha X)\ \Pi^{PLR}{}_u\ (B, W, X)$, $(A, R, \alpha X)\ \Pi^{PLR}\ (B, W, X)$로 표기한다.

보조정리 4.2 PLR(k) 문법 G에 대해서 $(A, R, \alpha X)\ \Pi^{PLR}{}_u\ (B, W, X)$, $(A, R, \alpha X)\ \Pi^{PLR}{}_u\ (C, T, X)$가 성립한다면, $(B, W, X) \neq (C, T, X)$ 이다.

증명 $(B, W, X) = (C, T, X)$가 성립한다면 보조정리 4.1과 유사하게 정의 4.1에 모순이 되는 유도 과정이 존재한다. 이에 관한 자세한 과정은 생략한다. □

보조정리 4.2의 결과로 Π^{PLR}은 Π_{LL}이다. 다음은 PLR 문법 G에 대한 알고리즘 U의 성질이다.

정리 4.2 G가 PLR(k)이면 알고리즘 U에 매개인자 Π'로서 Π^{PLR}을 적용 시에 변환 문법이 생성된다.

증명 변환 문법이 생성되지 않는다고 가정하자. 이는 싸이클릭 넌터미널 $[A, R, \alpha, U]$이 N_T에 존재함을 의미하며, $A_0 \rightarrow \alpha_1 A_1 \zeta_1$, $A_1 \rightarrow \alpha_2 A_2 \zeta_2$, …, $A_{n-1} \rightarrow \alpha_n A_n \zeta_n$, $\alpha = \alpha_1\alpha_2\ldots\alpha_n$인 규칙들이 G에 존재함을 뜻한다. t를 $\alpha_1\alpha_2\ldots\alpha_t = \varepsilon$, $\alpha_{t+1} \neq \varepsilon$인 정수라고 하자. G가 PLR(k) 문법이기에 $1{:}\alpha_{t+1} = X_{t+1}$일 때 $(A, R, \alpha_1\alpha_2\ldots\alpha_t X_{t+1})\ \Pi^{PLR}\ (A_t, W_t, X_{t+1})$, $W_t = RC_k^{A_{t-1}, W_{t-1}}(\alpha_t A_t)$가 성립한다. 따라서 넌터미널 $[A, R, \alpha, U]$는 생성될 수 없다. □

다음 두 성질은 Π, Π^{PLR}의 전이성을 보인다.

성질 4.1 $(A, R, \alpha)\ \Pi_u\ (B, W, \gamma)$, $(B, W, \gamma\delta)\ \Pi_v\ (C, X, \zeta)$, $u \in FIRST_k(\delta v)$라고 하자. 이때 $(A, R, \alpha\delta)\ \Pi_v\ (C, X, \zeta)$가 성립한다. □

성질 4.2 $(A, R, \alpha)\ \Pi^{PLR}\ (B, W, \gamma)$, $(B, W, \gamma\delta)\ \Pi^{PLR}\ (C, X, \zeta)$라고 하자. 이때 $(A, R, \alpha\delta)\ \Pi\ (C, X, \zeta)$가 성립한다. □

정리 4.3 주어진 문법 G에 대해서 $(A, R, \alpha X)\ R^{PLR}\ (B, W, X)$를 만족하는 모든 $(A, R, \alpha X)$, (B, W, X)에 대해서 $(A, R, \alpha X)\ \Pi^{PLR}\ (B, W, X)$가 성립한다고 하자. 이때 G는 PLR(k)이다.

증명 G가 PLR(k)가 아니라면, (D1) $S' \Rightarrow_{rm}^* \beta A z_1 \Rightarrow_{rm} \beta X \delta z_1 \Rightarrow_{rm}^* \beta X y_1 z_1$,

(D2) $S' \Rightarrow_{rm}^* \beta' B z_2 \Rightarrow_{rm} \beta'\beta'' X \zeta z_2 \Rightarrow_{rm}^* \beta'\beta'' X y_2 z_2$, $\beta'\beta'' = \beta$, $k{:}y_1 z_1 = k{:}y_2 z_2$일 때 $\beta A \neq \beta' B$인 유도과정 (D1), (D2)가 존재한다. 이때 (D1)의 $S' \Rightarrow_{rm}^* \beta A z_1 \Rightarrow_{rm} \beta X \delta z_1$을 $S' \Rightarrow_{rm} A_0 \$^k \Rightarrow_{rm} \alpha_0 A_1 \zeta_0 \$^k \Rightarrow_{rm}^* \alpha_0 A_1 w_0 \$^k \Rightarrow_{rm} \alpha_0 \alpha_1 A_2 \zeta_1 w_0 \$^k \Rightarrow_{rm}^* \alpha_0 \alpha_1 \alpha_2 \ldots \alpha_{n-1} A_n w_{n-1} \ldots w_1 w_0 \$^k \Rightarrow_{rm} \alpha_0 \alpha_1 \alpha_2 \ldots \alpha_{n-1} \alpha_n \zeta_n w_{n-1} \ldots w_1 w_0 \$^k$, $\beta = \alpha_1 \alpha_2 \ldots \alpha_{n-1}$, $z_1 = w_{n-1} \ldots w_1 w_0 \$^k$, $A_0 = S$, $A_n = A$, $\alpha_n \zeta_n = X\delta$라고 하자. 가정에 의해서 $(A_0, R_0, \alpha_0 X_1)\ \Pi^{PLR}\ (A_1, R_1, X_1)$, $(A_1, R_1, \alpha_1 X_2)\ \Pi^{PLR}\ (A_2, R_2, X_2)$, ... , $(A_{n-1}, R_{n-1}, \alpha_{n-1} X)\ \Pi^{PLR}\ (A_n, R_n, X)$, $R_0 = \{\$^k\}$, $R_{i+1} = RC_k^{A_i, R_i}(\alpha_i A_i)$, $i = 0, 1, \ldots, n-1$이 성립한다. 한편 성질 4.2에 의해서, $(S, \{\$^k\}, \beta X)\ \Pi\ (A, R_n, X)$가 성립한다. 이 관계는 유도과정 (D1), (D2)에 대해서 $\beta A = \beta' B$임을 의미하기에 이는 모순이다. □

5. 결 론

본 논문에서는 각기 다른 형태로 표현될 수 있는 리덕션 심볼의 예상을 매개인자로 하여 다양한 LL 커버링 변환 문법을 생성하는 통합 모델을 제시하였다. 이로부터 확장된 PLR, k-transformable, PLR 문법 클래스에 대한 변환이 통합 모델의 특정한 예로서 표현됨을 보였다. 이로서 각기 다른 정형식을 요구하는 기존 연구들이 통합되었으며, 또한 각 문법 클래스의 차이가 제안 모델의 특정 파라미터로 표현됨을 보였다.

한편 기존의 연구에서의 각기 다른 변환에 대한 다른 방식의 증명이 요구된 것에 반해서 통합 모델의 또 다른 중요 의미는 이로부터 생성된 개개 변환에 대한 별도의 LL 커버링 성질의 증명이 불필요하다는 점이다.

참 고 문 헌

[1] M. Hammer. A new grammatical transformation into deterministic top down form. MIT Project MAC Technical Report TR-119, 1974.

[2] M. Hammer. A new grammatical transformation into LL(k) form. In: Proc. Of Sixth Annual ACM Symposium on Theory of Computing: ACM, pp. 266-275, 1974.

[3] E. Soisalon-Soininen, E. Ukkonen. A method for transforming grammars into LL(k) form. Acta Informatica, 12, pp. 338-369, 1979.

[4] G.-O. Lee and K.-M. Choe, A powerful LL(k) covering transformation, PSL-TR-2001-2, Dept. of Information Science and Telecommunications, Hanshin University, Programming System Lab. 2001 (accepted in SIAM J. Computing, 2005).

[5] S. Sippu and E. Soisalon-Soininen. Parsing theory, vols. I and II. Berlin: Springer, 1990.

[6] 이경옥, LL언어의 특징화, 정보과학회 논문지, 29권, 1호, pp. 126-131, 2002.

[7] G.-O Lee and K.-M Choe, Characterization of LL(k) languages, PSL-TR-2001-1, Dept. of Information Science and Telecommunications, Hanshin University, Programming System Lab. 2001.

이 경 옥

1990년 2월 서강대학교 전자계산학과 졸업(학사). 1992년 8월 한국과학기술원 전산학과 졸업(석사). 2000년 2월 한국과학기술원 전산학과 졸업(박사). 2000년 8월부터 한신대학교 정보통신학과 근무. 현재 한신대학교 정보통신학과 부교수. 관심분야는 프로그래밍 언어와 컴파일러 등