

# 6. Syntax Analysis

# 목차 및 학습 목표

## ■ 목차

- 구문 분석의 개요
- 하향식 구문 분석
- 상향식 구문 분석
- 모호한 문법의 사용과 에러 처리 루틴

# 6.1 구문 분석의 개요

## ▪ 구문분석(Syntax analysis)

- 주어진 입력이 올바른 프로그램인가를 검사하고 다음 단계에서 필요한 정보를 구성하는 과정
- 스캐너에 의해 생성된 토큰을 입력으로 받아 주어진 문법에 맞는지를 검사하고, 문법에 맞으면 파스 트리를 생성하고 맞지 않으면 에러를 내는 단계
- 구문분석을 담당하는 도구를 구문분석기(Syntax analyzer) 혹은 파서(parser)라고 함

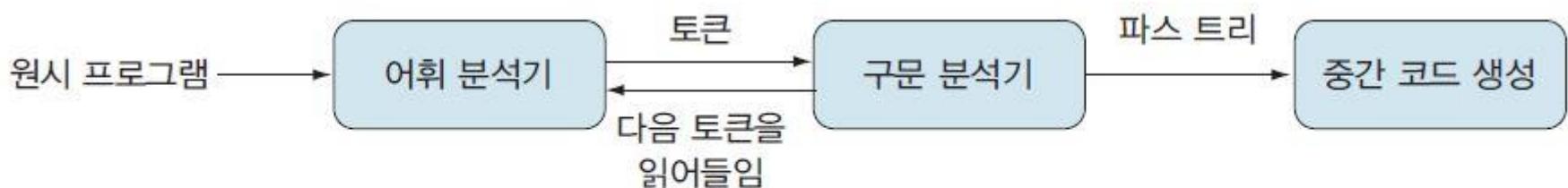


그림 6-1 구문 분석기의 역할

## 6.1 구문 분석의 개요

### ▪ 구문분석 방법 - 파스 트리를 어떤 순서로 만들어 가느냐에 따라 분류

#### ▪ 하향식 구문 분석 :

- 입력 문자열을 한번에 한 짐벌씩 좌에서 우로 검사(left to right scanning)하면서 루트 노드에서 시작하여 터미널 노드로 만들어나가는 방법이다.
- 즉 하향식 구문 분석은 시작 기호 s로부터 문법의 규칙을 적용하여 좌단 유도에 의해 주어진 문장을 찾아가는 방법이고 하향식 구문 분석의 경우 좌단 유도에 의한 좌파스가 생성된다.

#### ▪ 상향식 구문분석 :

- 입력 문자열을 한번에 한 짐벌씩 좌에서 우로 검사(left to right scanning)하면서 터미널 노드에서 시작하여 루트 노드로 만들어나가는 방법이다.
- 상향식 구문 분석은 입력된 문장에서 감축에 의해 시작 기호를 찾아가는 방법으로 우단 유도의 역순이 된다. 상향식 구문 분석의 경우 우단 유도의 역순에 의한 우파스가 생성된다.

## 6.2 하향식 구문 분석

- 하향식 구문 분석은 시작 기호로부터 생성 규칙에 좌단 유도만을 적용하는 방법으로 구현이 간단하여 학습할 때는 자주 사용하지만, 역추적 문제 때문에 상업적인 용도로는 잘 사용하지 않는다.
- 일반적인 하향식 구문 분석 방법은 여러 가지가 있지만 다음과 같은 과정을 거친다고 가정한다.
  - ① 시작 기호에 대해 생성 규칙을 적용한다. 이때 생성 규칙이 여러 개 존재하면 첫 번째 생성 규칙부터 적용한다. 생성 규칙을 적용할 때마다 부분 파스 트리를 구성해나간다.
  - ② 생성된 문장 형태의 문자열과 입력 기호를 차례로 비교한다.
  - ③ 만약 유도된 문자열과 입력 기호가 같으면 계속 비교해나간다.
  - ④ 비교한 두 기호가 같지 않으면 생성 규칙을 잘못 적용한 것이므로 현재 적용된 생성 규칙을 제거하고 다른 생성 규칙을 적용한다. 이때 입력 기호의 위치는 제거한 생성 규칙에서 보았던 기호의 개수만큼 뒤로 이동하는데 이를 역추적이라 한다.
  - ⑤ 이와 같은 과정을 반복하다가 더 이상 적용할 생성 규칙이 없으면 주어진 문장을 주어진 문법에 올바르지 않은 문장으로 인식하고 여러 메시지를 출력한다. 만약 생성된 문자열이 주어진 문자열과 일치하면 올바른 문장으로 인식하고 파스 트리를 출력으로 내보낸다.

## 6.2 하향식 구문 분석

### ■ [예제 6-1] 하향식 구문 분석

- 다음 문법에 대해 문자열 cabdd가 문법에 맞는 문장인지 하향식 구문 분석 방법으로 검사하고, 좌단 유도가 적용될 때마다 파스 트리를 구성해보자.

~~시작 기호에서 시작~~  
①  $\text{S} \rightarrow \text{cDd}$

②  $\text{D} \rightarrow \text{a}$

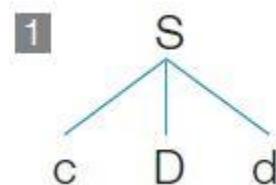
③  $\text{D} \rightarrow \text{aE}$

④  $\text{E} \rightarrow \text{bb}$

⑤  $\text{E} \rightarrow \text{bd}$

[풀이]

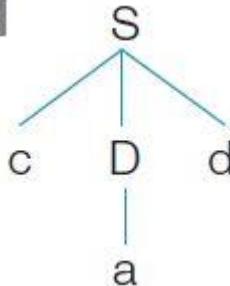
1) 시작 기호가  $\text{S}$ 이므로  $\text{S}$ 의 생성 규칙을 적용한다. 생성 규칙  $\text{S} \rightarrow \text{cDd}$ 에 대해  $\text{S} \Rightarrow \text{cDd}$ 를 유도 한다. 입력  $\text{c}$ 와 생성된  $\text{c}$ 가 같으므로 입력 위치는 오른쪽으로 하나 이동하고 다음과 같은 파스 트리를 생성한다.



## 6.2 하향식 구문 분석

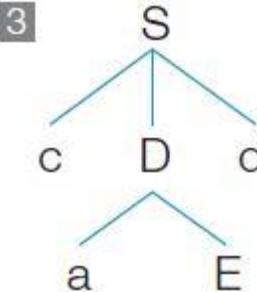
2) 다음 논터미널 기호 D에 대해 D의 생성 규칙이 2개 존재하므로 첫 번째 생성 규칙을 적용한다. 새로 생성된 기호 a와 현재의 입력 기호가 같으므로 입력 위치를 오른쪽으로 하나 이동한다. 파스 트리는 다음과 같다

2



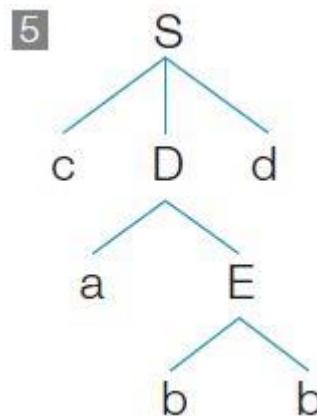
3) 다음으로 생성된 기호 d와 현재의 입력 기호가 맞지 않으므로 적용된 생성 규칙을 제거하고, 제거한 상태에서 논터미널 기호 D에 대한 다른 생성 규칙을 적용한다. 물론 이 생성 규칙은 입력 기호와 맞아야 하며 아직 적용하지 않은 것 이어야 한다. 논터미널 기호 D로 돌아갈 때는 처음에 D로 갔을 때의 입력 위치로 가야 한다. 이는 논터미널 기호 D에 대한 프로시저가 지역 변수로 입력 상태를 저장하고 있어야 한다는 뜻이다. 즉  $S \Rightarrow cDd$ 에  $D \rightarrow aE$ 를 적용하면  $S \Rightarrow cDd \Rightarrow caEd$ 가 된다. 파스 트리는 다음과 같다.

3



## 6.2 하향식 구문 분석

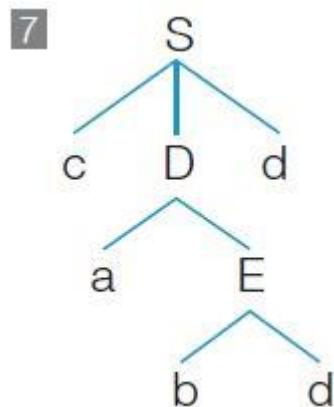
- 4) 새로 생성된 기호 a와 입력 기호 a가 맞으므로 입력 위치를 오른쪽으로 하나 이동한다.
- 5) 다음 뉴터미널 기호 E에 대해 E의 첫 번째 생성 규칙인  $E \rightarrow bb$ 를 적용한다. 파스 트리는 다음과 같다



- 6) 새로 생성된 기호 b와 현재의 입력 기호 b가 같으므로 입력 위치를 오른쪽으로 하나 이동한다

## 6.2 하향식 구문 분석

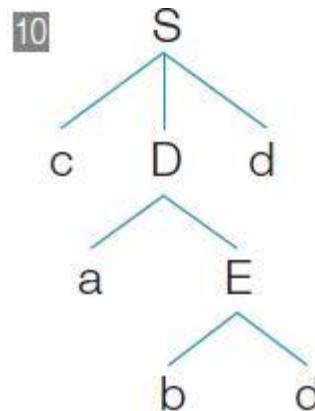
7) 다음 생성된 기호 b와 현재의 입력 기호가 맞지 않으므로 적용된 생성 규칙을 제거하고, 제거된 상태에서 논터미널 기호 E에 대해 다음의 생성 규칙  $E \rightarrow bd$  를 적용한다. 현재의 입력 위치를 조정한다. 파스 트리는 다음과 같다



- 8) 새로 생성된 기호 b와 현재의 입력 기호 b가 같으므로 입력 위치를 오른쪽으로 하나 이동한다
- 9) 다음 생성된 기호 d와 현재의 입력 기호 d가 같으므로 입력 위치를 오른쪽으로 하나 이동한다.

## 6.2 하향식 구문 분석

10) 다음 생성된 기호 d와 입력 기호 d가 일치하므로 입력 문자열 cabdd는 정의된 문법에 맞는 문장이며, 다음과 같은 파스 트리를 구문 분석의 출력으로 내 보낸다.



- 결론적으로 일반적인 하향식 구문 분석은 역추적을 하면서 차례로 생성 규칙을 적용한다. 이때 주어진 문자열과 같은 문자열을 생성하면 올바른 문장으로 인식하고, 시작 기호로부터 모든 생성 규칙을 적용해도 주어진 문자열과 같은 문자열이 생성되지 않으면 주어진 문자열이 주어진 문법으로부터 생성될 수 없는 문장이라고 판단하여 에러 메시지를 내보낸다.
- 이 과정에서 생성 규칙이 잘못 적용되어 주어진 문자열을 생성할 수 없으면 그 생성 규칙에서 보았던 문자열을 다시 검조하기 위해 입력으로 보내며 다른 생성 규칙을 가지고 유도를 시도한다.

## 6.2 하향식 구문 분석

- 이와 같은 과정을 역추적이라 한다. 즉, 역추적이란 트리 탐색에서 비결정적 처리를 위한 탐색이 실패했을 경우 새로운 탐색을 해야하는 분기점까지 탐색 과정을 되돌려 탐색을 진행하는 것이다. 역추적은 한 입력 기호를 여러 번 반복해서 검조하기 때문에 시간이 아주 많이 소요되어 하향식 구문 분석은 실제적인 컴파일러의 구문 분석 알고리즘으로 사용하기에 부적당하다.
- 따라서 역추적을 하지 않고 결정적으로 구문 분석을 할 수 있는 방법이 필요하다.
- 하향식 구문 분석에서는 문법에 어떤 제약적인 조건을 붙여서 결정적인 구문 분석이 가능한데 이런 제약 조건을 LL 조건(LL condition)이라 한다. 그리고 LL 조건을 만족하는 문법을 LL 문법이라 하며, LL 문법으로 하향식 구문 분석기를 만들어 구문 분석을 하는 방법을 LL 구문 분석이라 한다. LL은 입력 문자열을 왼쪽에서 오른쪽으로 읽어 가며(left to right scanning) 좌파스를 생성하기 때문에 붙은 이름이다.
- LL 방법은 주어진 문자열과 같은 문장을 생성하기 위해 현재의 입력 기호를 보고 적용될 생성 규칙을 결정적으로 선택하여 유도한다. 그리고 현재의 입력 기호와 생성된 터미널 기호가 같지 않으면 주어진 문장을 틀린 문장으로 간주한다. LL 조건은 유도 과정에서 나타난 문장 형태에서 논터미널을 대체하는 생성 규칙을 결정적으로 선택하기 위한 것으로 FIRST와 FOLLOW를 이용한다.
- 먼저 FIRST와 FOLLOW 등 몇 가지 용어를 정의하고 LL 조건에 대해 설명한 다음, LL 조건을 만족하는 하향식 구문 분석의 종류를 살펴보자.

## 6.2 하향식 구문 분석

### ▪ [정의 6-1] FIRST

- 문법  $G = (V_N, V_T, P, S)$ 가 문맥자유 문법일 때 논터미널 기호  $A$ 에 대한 FIRST는 다음과 같다.

$$\text{FIRST}(A) = \{b \in V_T \cup \{\epsilon\} \mid A \xrightarrow{*} b\beta, \beta \in V^*\}$$

- 즉 논터미널 기호  $A$ 로부터 유도되어 첫 번째로 나타날 수 있는 터미널 기호의 집합이다.

### ▪ [예제 6-2] FIRST 구하기 1

- 다음 문법에서 각 논터미널 기호에 대한 FIRST를 구해보자.

$$\begin{aligned} S &\xrightarrow{*} C \mid D \\ C &\rightarrow aC \mid b \\ D &\rightarrow cD \mid d \end{aligned}$$

[풀이] 논터미널 기호는  $S, C, D$ 이므로 이것들에 대한 FIRST를 구하면 된다.

$S \Rightarrow C \Rightarrow aC$ 로 유도되므로 a는  $S$ 의 FIRST이다.

$S \Rightarrow C \Rightarrow b$ 로 유도되므로 b는  $S$ 의 FIRST이다.

$S \Rightarrow D \Rightarrow cD$ 로 유도되므로 c는  $S$ 의 FIRST이다.

$S \Rightarrow D \Rightarrow d$ 로 유도되므로 d는  $S$ 의 FIRST이다.

$$\therefore \text{FIRST}(S) = \{a, b, c, d\}$$

## 6.2 하향식 구문 분석

$C \Rightarrow aC$ 로 유도되므로 a는 C의 FIRST이다.

$C \Rightarrow b$ 로 유도되므로 b는 C의 FIRST이다.

$$\therefore \text{FIRST}(C) = \{a, b\}$$

$D \Rightarrow cD$ 로 유도되므로 c는 D의 FIRST이다.

$D \Rightarrow d$ 로 유도되므로 d는 D의 FIRST이다.

$$\therefore \text{FIRST}(D) = \{c, d\}$$

그러므로  $\text{FIRST}(S) = \{a, b, c, d\}$   $\text{FIRST}(C) = \{a, b\}$   $\text{FIRST}(D) = \{c, d\}$

## 6.2 하향식 구문 분석

### ■ [예제 6-3] FIRST 구하기 2

- 다음 문법에서 각 논터미널 기호에 대한 FIRST를 구해보자.

$E \rightarrow TE'$

$E' \rightarrow +TE' \mid \epsilon$

$T \rightarrow FT'$

$T' \rightarrow *FT' \mid \epsilon$

$F \rightarrow (E) \mid id$

[풀이] 논터미널 기호는  $E, E', T, T', F$ 에 대한 FIRST를 구하면 된다.

$E \Rightarrow TE' \Rightarrow FT'E' \Rightarrow (E)T'E'$ 로 유도되므로 (는  $E$ 의 FIRST이다.

$E \Rightarrow TE' \Rightarrow FT'E' \Rightarrow idT'E'$ 로 유도되므로 id는  $E$ 의 FIRST이다.

$\therefore \text{FIRST}(E) = \{(, id\}$

$E' \Rightarrow +TE'$ 로 유도되므로 +는  $E'$ 의 FIRST이다.

$E' \Rightarrow \epsilon$ 으로 유도되므로  $\epsilon$ 은  $E'$ 의 FIRST이다.

$\therefore \text{FIRST}(E') = \{+, \epsilon\}$

## 6.2 하향식 구문 분석

$T \Rightarrow FT' \Rightarrow (E)T'$ 로 유도되므로 ( $E$ 는  $T$ 의 FIRST이다).

$T \Rightarrow FT' \Rightarrow idT'$ 로 유도되므로  $id$ 는  $T$ 의 FIRST이다.

$$\therefore \text{FIRST}(T) = \{(, id\}$$

$T' \Rightarrow *FT'$ 로 유도되므로  $*$ 는  $T'$ 의 FIRST이다.

$T' \Rightarrow \epsilon$ 으로 유도되므로  $\epsilon$ 는  $T'$ 의 FIRST이다.

$$\therefore \text{FIRST}(T') = \{*, \epsilon\}$$

$F \Rightarrow (E)$ 로 유도되므로 ( $E$ 는  $F$ 의 FIRST이다).

$F \Rightarrow id$ 로 유도되므로  $id$ 는  $F$ 의 FIRST이다.

$$\therefore \text{FIRST}(F) = \{(, id\}$$

그러므로  $\text{FIRST}(E) = \{(, id\}$

$$\text{FIRST}(E') = \{+, \epsilon\}$$

$$\text{FIRST}(T) = \{(, id\}$$

$$\text{FIRST}(T') = \{*, \epsilon\}$$

$$\text{FIRST}(F) = \{(, id\}$$

## 6.2 하향식 구문 분석

- [정의 6-2] nullable하다
  - 논터미널 A가  $\varepsilon$ 을 유도할 수 있으면 A를 nullable하다고 부른다.
  - 즉,  $A \xrightarrow{*} \varepsilon$  이면 nullable하다.
- [예제 6-4] nullable한지 검사하기 1
  - [예제 6-3]의 문법에서 E는 nullable 한가?
  - [풀이]  $E \Rightarrow TE' \Rightarrow FT'E' \Rightarrow (E)T'E'$ 로 유도되므로 nullable 하지 않다.
- [정의 6-3] ring sum  $\oplus$ 
  - 1.  $\varepsilon \notin A$  then  $A \oplus B = A$  *적절한 operand가 2개*.
  - 2. if  $\varepsilon \in A$  then  $A \oplus B = \text{if } (A - \{\varepsilon\}) \cup B$ .
- [정의 6-4] FIRST( $A_1A_2 \dots A_n$ )
  - $\text{FIRST}(A_1A_2 \dots A_n) = \text{FIRST}(A_1) \oplus \text{FIRST}(A_2) \oplus \dots \oplus \text{FIRST}(A_n)$
  - 즉, 어떤 문자열의 FIRST는 문자열의 가장 왼쪽 기호로부터 유도되는 터미널 기호를 찾는 과정이다. 즉 문자열의 첫 번째 기호가 nullable 하면 그 문자열 다음 기호의 FIRST도 해당 문자열의 FIRST에 속한다. 이렇게 nullable이 아닐 때까지 기호들의 FIRST를 합집합한 것이 문자열의 FIRST가 된다.

## 6.2 하향식 구문 분석

### ▪ FIRST(X) 계산 규칙

- ① 만약  $x$ 가 하나의 터미널 기호이면  $\{x\}$ 는  $\text{FIRST}(X)$ 에 포함된다.
- ② 만약  $x$ 가 하나의 논터미널 기호이고  $X \rightarrow a\beta$ 의 생성 규칙이 존재하면 터미널 기호인  $\{a\}$ 는  $\text{FIRST}(X)$ 에 속한다.
- ③ 만약  $X \rightarrow \varepsilon$ 의 생성 규칙이 존재하면  $\{\varepsilon\}$ 도  $\text{FIRST}(X)$ 에 속한다.
- ④ 만약  $X \rightarrow Y_1Y_2 \dots Y_k$ 의 생성 규칙이 존재하면  $\text{FIRST}(X) = \text{FIRST}(X) \cup \text{FIRST}(Y_1Y_2 \dots Y_k)$ 이다.

### ▪ [예제 6-7] 계산 규칙에 따라 FIRST 구하기 2

[예제 6-3]의 문법에서 각 논터미널 기호에 대한 FIRST를  $\text{FIRST}(X)$  계산 규칙으로 구해보자.

**[풀이]** 먼저 생성 규칙 형태에 따라 ②번 규칙을 적용하면 각 논터미널 기호는 다음과 같은 초기값을 갖는다.

$$\text{FIRST}(E) = \{ \}$$

$$\text{FIRST}(E') = \{ + \}$$

$$\text{FIRST}(T) = \{ \}$$

## 6.2 하향식 구문 분석

$$\text{FIRST}(T') = \{ * \}$$

$$\text{FIRST}(F) = \{ (, \text{id} \}$$

다음으로 ③번 규칙을 적용하면 각 논터미널 기호는 다음과 같은 값을 갖는다.

$$\text{FIRST}(E) = \{ \}$$

$$\text{FIRST}(E') = \{ + , \epsilon \}$$

$$\text{FIRST}(T) = \{ \}$$

$$\text{FIRST}(T') = \{ * , \epsilon \}$$

$$\text{FIRST}(F) = \{ (, \text{id} \}$$

마지막으로 ④번과 ①번 규칙을 적용한다.

$$\text{FIRST}(E) = \text{FIRST}(E) \cup \text{FIRST}(TE')$$

$$= \text{FIRST}(E) \cup (\text{FIRST}(T) \oplus \text{FIRST}(E'))$$

$$= \text{FIRST}(E) \cup \text{FIRST}(T)$$

$$\text{FIRST}(T) = \text{FIRST}(T) \cup \text{FIRST}(FT')$$

$$= \text{FIRST}(T) \cup (\text{FIRST}(F) \oplus \text{FIRST}(T'))$$

$$= \text{FIRST}(T) \cup \text{FIRST}(F)$$

$$= \{ (, \text{id} \}$$

## 6.2 하향식 구문 분석

그러므로  $\text{FIRST}(E) = \{(, \text{id}\}$

$\text{FIRST}(E') = \{ + , \epsilon\}$

$\text{FIRST}(T) = \{(, \text{id}\}$

$\text{FIRST}(T') = \{ * , \epsilon\}$

$\text{FIRST}(F) = \{(, \text{id}\}$

[예제 6-3]의 결과와 같다.

## 6.2 하향식 구문 분석

### ▪ [정의 6-5] FOLLOW(A)

- 문법  $G = (V_N, V_T, P, S)$ 가 문맥자유 문법일 때 논터미널 기호 A의  $\text{FOLLOW}(A)$ 는 다음과 같다.
- $\text{FOLLOW}(A) = \{a \in V_T \cup \{\$\} \mid S \xrightarrow{*} \alpha A a \beta, \alpha, \beta \in V^*\}$
- $\text{FOLLOW}(A)$ 는 어떤 문장 형태에서 논터미널 기호 A 다음에 나오는 터미널 기호들의 집합이다. 여기서 \$는 입력 문자열의 끝을 나타내는 기호이고, 시작 기호에 대한  $\text{FOLLOW}$ 는 \$이다.

### ▪ [예제 6-9] FOLLOW 구하기 2

- [예제 6-3]의 문법에서 FOLLOW를 구해보자.
- [풀이] [예제 6-3]의 문법에 다음과 같은 생성 규칙 번호를 부여한다.

- ①  $E \rightarrow TE'$
- ②  $E' \rightarrow +TE' \mid \epsilon$
- ③  $T \rightarrow FT'$
- ④  $T' \rightarrow *FT' \mid \epsilon$
- ⑤  $F \rightarrow (E) \mid \text{id}$

## 6.2 하향식 구문 분석

먼저 FOLLOW(E)를 구한다. E가 시작 기호이므로 입력 문자열의 끝에 \$가 있다. 또한 ⑤번 생성 규칙에서 E 다음에 )가 있다.

$$\therefore \text{FOLLOW}(E) = \{\$, \}\}$$

다음으로 FOLLOW(E')를 구한다. ①번 생성 규칙  $E \rightarrow TE'$ 에서 E' 다음에 나오는 기호는 E 다음에 나오는 기호가 됨을 알 수 있다. 따라서 FOLLOW(E)에 속하는 기호는 FOLLOW(E')에도 속한다. 즉

$$\text{FOLLOW}(E) \subseteq \text{FOLLOW}(E')$$

그 밖에 더 이상 FOLLOW(E')가 없다.

$$\therefore \text{FOLLOW}(E') = \text{FOLLOW}(E)$$

다음으로 FOLLOW(T)를 구한다. ①번 생성 규칙  $E \rightarrow TE'$ 에서  $\text{FOLLOW}(T) \supseteq \text{FIRST}(E') = \{+\}$ 임을 알 수 있다. 단,  $\epsilon$ 은 제외된다. 그런데 ②번 생성 규칙에서  $E' \rightarrow \epsilon$ 이므로 ①번 생성 규칙은  $E \rightarrow T$  가 된다. 따라서 FOLLOW(E)에 속하는 기호는 FOLLOW(T)에도 속한다. 즉

$$\text{FOLLOW}(T) \supseteq \text{FOLLOW}(E) = \{\$, \}\}$$

$$\therefore \text{FOLLOW}(T) = \{\$, \), +\}$$

다음으로 FOLLOW(T')를 구한다. ③번 생성 규칙  $T \rightarrow FT'$ 에서  $\text{FOLLOW}(T') \supseteq \text{FOLLOW}(T) = \{\$, \), +\}$ 임을 알 수 있다.

$$\therefore \text{FOLLOW}(T') = \{\$, \), +\}$$

## 6.2 하향식 구문 분석

다음으로 FOLLOW(F)를 구한다. ③번 생성 규칙  $T \rightarrow FT'$ 에서  $\text{FOLLOW}(F) \supseteq \text{FIRST}(T') = \{*\}$ 임을 알 수 있다. 단,  $\epsilon$ 은 제외된다. 그런데 ④번 생성 규칙에서  $T' \rightarrow \epsilon$ 이므로 ③번 생성 규칙은  $T \rightarrow F$ 가 된다. 따라서  $\text{FOLLOW}(F) \supseteq \text{FOLLOW}(T) = \{\$, , +\}$ 이다.

$$\therefore \text{FOLLOW}(F) = \{\$, , +, *\}$$

$$\text{그러므로 } \text{FOLLOW}(E) = \{\$, \}$$

$$\text{FOLLOW}(E') = \{\$, \}$$

$$\text{FOLLOW}(T) = \{\$, , +\}$$

$$\text{FOLLOW}(T') = \{\$, , +\}$$

$$\text{FOLLOW}(F) = \{\$, , +, *\}$$

## 6.2 하향식 구문 분석

### ▪ FOLLOW(A) 계산 규칙

- ① 만약 A가 시작 기호이면 \$는 FOLLOW(A)에 속한다.
- ② 만약  $B \rightarrow \alpha A \beta$ ,  $\beta \neq \epsilon$ 인 생성 규칙이 존재하면 A의 FOLLOW에  $\epsilon$ 을 제외한 FIRST( $\beta$ )를 첨가 한다.
- ③ 만약  $B \rightarrow \alpha A$ 이거나  $B \rightarrow \alpha A \beta$ 에서  $\beta \xrightarrow{*} \epsilon$ 이면 B의 FOLLOW 전체를 A의 FOLLOW에 첨가 한다.

### ▪ [예제 6-11] FOLLOW 구하기 4

- [예제 6-3]의 문법에서 FOLLOW를 구해보자.
- [풀이] 먼저 FOLLOW의 ①번 규칙에 의해  $\text{FOLLOW}(E) = \{\$\}$ 이다. 그리고 FOLLOW의 ②번 규칙에 의해  $E' \rightarrow + TE'$ ,  $T' \rightarrow * FT'$ ,  $F \rightarrow (E)$ 를 적용하면 다음을 얻는다.

$$\text{FOLLOW}(T) \supseteq \text{FIRST}(E') = \{ + \} (\epsilon \text{은 제외})$$

$$\text{FOLLOW}(F) \supseteq \text{FIRST}(T') = \{ * \} (\epsilon \text{은 제외})$$

$$\text{FOLLOW}(E) \supseteq \text{FIRST}( )) = \{ \} \}$$

## 6.2 하향식 구문 분석

다음으로 FOLLOW의 ③번 규칙에 의해  $E \rightarrow TE'$ ,  $T \rightarrow FT'$ 를 적용하면 다음과 같다.

$$FOLLOW(E') \supseteq FOLLOW(E) = \{\$, \}\}$$

$$FOLLOW(T') \supseteq FOLLOW(T) = \{ + \}$$

또한 FOLLOW의 ③번 규칙에 의해  $E \rightarrow TE'$ ,  $E' \rightarrow \epsilon$ 과  $T \rightarrow FT'$ ,  $T' \rightarrow \epsilon$ 이다.

$$\therefore FOLLOW(T) \supseteq FOLLOW(E) = \{\$, \}\}$$

$$FOLLOW(F) \supseteq FOLLOW(T) = \{ + \}$$

그러므로  $FOLLOW(E) = \{\$, \}\}$

$$FOLLOW(E') = \{\$, \}\}$$

$$FOLLOW(T) = \{\$, \), + \}$$

$$FOLLOW(T') = \{\$, \), + \}$$

$$FOLLOW(F) = \{\$, \), + , * \}$$

## 6.2 하향식 구문 분석

- [정의 6-6] LL 조건
  - LL 조건은 임의의 생성 규칙  $A \rightarrow \alpha \mid \beta \in P$ 에 대해 다음 조건을 만족해야 한다.
    - $\text{FIRST}(\alpha) \cap \text{FIRST}(\beta) = \emptyset$ ;
    - if  $\epsilon \in \text{FIRST}(\alpha)$  then  $\text{FOLLOW}(A) \cap \text{FIRST}(\beta) = \emptyset$
- [예제 6-13] LL 조건 검사하기
  - [예제 6-3]의 문법이 LL 조건을 만족하는지 알아보자.
  - [풀이] [예제 6-7]과 [예제 6-11]에서 구한 FIRST와 FOLLOW를 이용하여 검사한다.
    - $\text{FIRST}(E) = \{ , \text{id}\}$
    - $\text{FIRST}(E') = \{ +, \epsilon\}$
    - $\text{FIRST}(T) = \{ , \text{id}\}$
    - $\text{FIRST}(T') = \{ *, \epsilon\}$
    - $\text{FIRST}(F) = \{ , \text{id}\}$

## 6.2 하향식 구문 분석

$\text{FOLLOW}(E) = \{\$, )\}$

$\text{FOLLOW}(E') = \{\$, )\}$

$\text{FOLLOW}(T) = \{\$, ), +\}$

$\text{FOLLOW}(T') = \{\$, ), +\}$

$\text{FOLLOW}(F) = \{\$, ), +, *\}$

LL 조건을 검사하면 다음과 같다.

생성 규칙  $E' \rightarrow +TE' \mid \epsilon$ 에서  $\text{FIRST}(+TE') \cap \text{FOLLOW}(E') = \{+\} \cap \{\$, )\} = \emptyset$

생성 규칙  $T' \rightarrow *FT' \mid \epsilon$ 에서  $\text{FIRST}(*FT') \cap \text{FOLLOW}(T') = \{*\} \cap \{\$, ), +\} = \emptyset$

$F \rightarrow (E) \mid \text{id}$ 에서  $\text{FIRST}((E)) \cap \text{FIRST}(\text{id}) = \{( \} \cap \{\text{id}\} = \emptyset$

그러므로 LL 조건을 만족하며 이 문법은 LL 문법이다

## 6.2 하향식 구문 분석

- 재귀적 하강 구문분석
  - LL 방법을 실제로 파싱으로 사용하는 구문 분석기
    - 재귀적 하강 구문분석(Recursive-descent parsing)
    - 예측 구문분석(Predictive parsing)
  - 재귀적 하강 구문분석
    - LL 방법의 일종
    - 주어진 입력 문자열을 구문 분석하기 위해 재귀적 프로시저를 사용
    - 재귀적 프로시저는 각 논터미널에 해당하는 것으로 논터미널에 대한 유도를 재귀적 프로시저 호출로 처리하는 방법
- 재귀적 하강 구문분석기를 구현 하는 방법
  - 각 논터미널 기호에 대한 프로시저를 작성하고 터미널 기호에 대한 프로시저를 작성한 다음 이를 통합함으로써 구현할 수 있다. 터미널 기호에 대한 프로시저는 생성 규칙에 있는 터미널 기호와 입력 기호가 같은지 비교하여 만일 같은 경우 다음 입력 기호를 읽게 하면 된다. 또한 논터미널 기호의 경우 현재의 입력 기호를 생성할 수 있는 적절한 생성 규칙이 선택되도록 프로시저를 작성한다.

## 6.2 하향식 구문 분석

- **재귀적 하강 구문분석**
  - 주어진 문자열에 대한 구문 분석은 먼저 현재의 입력 기호를 보고 시작 기호에 대한 프로시저를 호출한다. 그리고 마지막에는 현재의 입력 기호가 입력의 끝을 나타내는 \$이면 accept이고, 그렇지 않으면 에러로 처리한다.
  - 재귀적 하강 구문 분석은 문법으로부터 재귀적 프로시저를 이용하여 구문 분석 기를 쉽고도 빠르게 구성할 수 있으며 오류가 발생할 가능성이 적다는 것이 장점이다. 반면에 프로시저를 부르는 시간이 많이 걸려서 속도가 느리고 구문 분석기의 크기가 커진다는 단점이 있다. 또한 결정적인 구문 분석이 되지 않아 역추적이 필요할 수도 있다. 게다가 생성 규칙에 대한 프로시저를 작성함으로써 생성 규칙이 바뀔 때마다 구문 분석기 전체를 다시 고쳐야 한다.
- [예제 6-14] 재귀적 하강 구문 분석기를 만들고 구문 분석하기
  - 다음 문법에 대해 재귀적 하강 구문 분석기를 만들고 문장 aaabbb\$의 구문 분석을 해보자.

$S \rightarrow aAb$

$A \rightarrow aS$

$A \rightarrow b$

## 6.2 하향식 구문 분석

- [풀이] 먼저 각 터미널 기호와 논터미널 기호에 대한 프로시저를 작성한다.

### 1. 터미널 기호에 대한 프로시저

```
procedure pa;
begin
    if nextsymbol = qa then get_nextsymbol
        else error
end;
procedure pb;
begin
    if nextsymbol = qb then get_nextsymbol
        else error
end;
```

## 6.2 하향식 구문 분석

### 2. 논터미널 기호에 대한 프로시저

```
procedure PS;  
begin  
    if nextsymbol=qa then  
        begin pa; PA:pb end;  
    else error  
end;  
procedure PA;  
begin  
    case nextsymbol of  
        qa :begin pa; PS end;  
        qb : pb;  
        otherwise : error  
    end  
end;
```

## 6.2 하향식 구문 분석

### 3. 주프로그램에 대한 프로시저

```
begin
    get_nextsymbol;
    PS;
    if nextsymbol = q$ then accept
        else error
end;
```

- 이렇게 작성된 재귀적 하강 구문 분석기에서 문자열 aaabbb\$의 구문 분석을 해보자. 먼저 주프로그램에 대한 프로시저에서는 get\_nextsymbol에 의해 nextsymbol이 a가 되고 프로시저 PS를 호출한다. PS에서 nextsymbol이 a이므로 get\_nextsymbol에 의해 nextsymbol이 b가 되고 프로시저 PA를 호출한다. PA에서 nextsymbol이 b이므로 get\_nextsymbol에 의해 nextsymbol이 다시 b가 되고 프로시저 PS로 리턴된다. 다시 PS에서 nextsymbol이 b이므로 get\_nextsymbol에 의해 nextsymbol이 \$가 되고 주 프로그램으로 리턴된다. nextsymbol이 \$이므로 accept 된다.

## 6.2 하향식 구문 분석

### ▪ 예측 구문분석

- 생성 규칙이 바뀌더라도 전체 구문분석기를 고치지 않고 단지 구문 분석기의 행동을 제어하는 파싱 테이블(parsing table)만 수정해서 구문 분석기를 구현하는 방법
- 실제로 스택을 이용하여 구현하며 입력과 스택, 파싱 테이블, 출력으로 구성

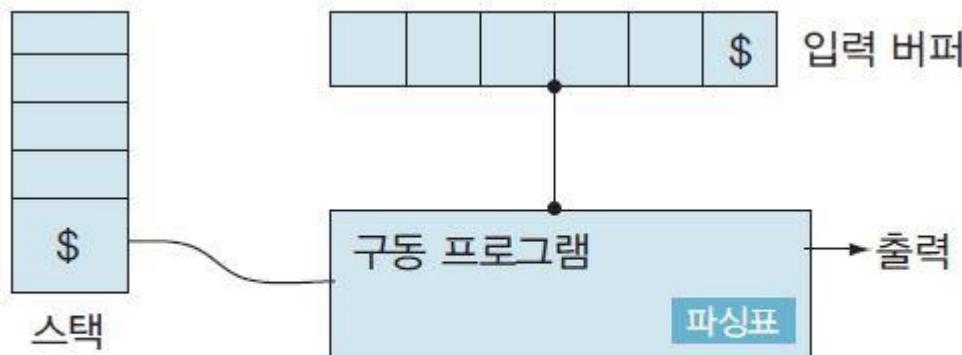


그림 6-2 예측 구문 분석기

- 입력은 구문 분석이 될 입력 문자열과 \$을 저장하고, 스택은 문장 형태에서 입력 문자열과 아직 매칭되지 않은 부분을 유지하며 bottom marker로 역시 \$를 갖는다.
- 출력은 파스 트리나 구문 분석 시 적용된 일련의 생성 규칙 번호(좌 파스)가 될 수 있다.

## 6.2 하향식 구문 분석

- 구문 분석기는 주어진 입력 문자열을 왼쪽에서 오른쪽으로 읽고, 현재 입력 기호와 스택의 톱 기호에 따라 파싱표에서 주어진 행동을 취하며 구문 분석을 한다. 예측 구문 분석기의 행동은 제거, 확장, 인식, 에러 등이며 그 의미는 다음과 같다.
  - **제거(pop)** : 스택의 톱과 현재의 입력 기호가 같은 경우로, 스택의 톱 기호를 제거하고 현재의 입력 기호를 입력 문자열에서 제거한다. 현재의 입력 기호를 입력 문자열에서 제거한다는 것은 입력 버퍼의 제어가 오른쪽으로 한 자리 이동하고 다음 기호를 검조한다는 의미이다.
  - **확장(expand)** : 스택의 톱이 논터미널 기호인 경우로, 생성 규칙을 적용하여 확장한다. 즉 생성 규칙의 왼쪽 기호 대신에 오른쪽 문자열로 대치하는 것이다.
  - **인식(accept)** : 스택의 톱과 현재의 입력 기호가 모두 \$인 경우로, 입력 문자열이 올바른 문자열임을 알려준다. 여기서 \$는 문자열의 끝과 스택의 바닥을 나타낸다. 즉 구문 분석 시 스택의 초기 상태는 \$S로 출발하며 입력 문자열은 w\$로 표시한다.
  - **에러(error)** : 스택의 톱이 논터미널 기호인 경우로, 그 기호로부터 현재 보고 있는 기호를 유도할 수 없음을 나타낸다.

## 6.2 하향식 구문 분석

- [알고리즘 6-1] 예측 파싱표 구성 방법

- [입력] LL 문법

- [출력] 예측 파싱표 M

- [방법] begin

- for each  $A \rightarrow \alpha \in P$  do

- begin

- for  $a \in \text{FIRST}(\alpha)$  do  $M[A, a] = A \rightarrow \alpha;$

- if  $\alpha \xrightarrow{*} \epsilon$  then

- for  $b \in \text{FOLLOW}(A)$  do  $M[A, b] = A \rightarrow \alpha$

- end

- end.

## 6.2 하향식 구문 분석

- [예제 6-15] 예측 파싱표 구성하기

$V_N$	$V_T$	id	+	*	(	)	\$
E		$E \rightarrow TE'$			$E \rightarrow TE'$		
E'			$E' \rightarrow +TE'$			$E' \rightarrow \epsilon$	$E' \rightarrow \epsilon$
T		$T \rightarrow FT'$			$T \rightarrow FT'$		
T'			$T' \rightarrow \epsilon$	$T' \rightarrow *FT'$		$T' \rightarrow \epsilon$	$T' \rightarrow \epsilon$
F		$F \rightarrow id$			$F \rightarrow (E)$		

## 6.2 하향식 구문 분석

### ▪ [예제 6-17] 예측 구문 분석

스택의 내용	입력 문자열	적용된 생성 규칙 번호
\$E	id+id * id\$	1
\$E'T	id+id * id\$	4
\$E'T'F	id+id * id\$	8
\$E'T'id	id+id * id\$	
\$E'T'	+id * id\$	6
\$E'	+id * id\$	2
\$E'T+	+id * id\$	
\$E'T	id * id\$	4
\$E'T'F	id * id\$	8
\$E'T'id	id * id\$	
\$E'T'	* id\$	5
\$E'T'F *	* id\$	
\$E'T'F	id\$	8
\$E'T'id	id\$	
\$E'T'	\$	6
\$E'	\$	3
\$	\$	

## 6.3 상향식 구문 분석

- 상향식 구문 분석은 주어진 문장이 문법에 맞는지 아닌지를 검사하기 위해 입력된 문자열을 읽어가면서 감축에 의해 시작 기호를 찾아가는 방법이다. 주어진 문자열이 시작 기호로 감축되면 올바른 문장이라고 판단하여 파스 트리를 생성하고, 그렇지 않으면 올바르지 않은 문장으로서 에러 메시지를 출력한다.
- [정의 6-7] 감축과 핸들
  - $S \xrightarrow{*} \alpha Aw \Rightarrow \alpha \beta w$ 의 유도 과정이 존재할 때 문장 형태  $\alpha \beta w$ 에서  $\beta$ 를 A로 대체하는 것을 감축(reduce)이라 하고,  $\beta$ 를 문장 형태  $\alpha \beta w$ 의 핸들(handle)이라 한다. 즉 한 문장 형태에서 감축되는 부분이 핸들이다.
- [예제 6-18] 우단 유도와 핸들 찾기
  - 앞에서 자주 사용한 다음 문법에서 문장  $id + id * id$ 에 대해 우단 유도 과정을 보이고 핸들을 찾아보자.

- |                         |                      |
|-------------------------|----------------------|
| ① $E \rightarrow E + T$ | ② $E \rightarrow T$  |
| ③ $T \rightarrow T * F$ | ④ $T \rightarrow F$  |
| ⑤ $F \rightarrow (E)$   | ⑥ $F \rightarrow id$ |

## 6.3 상향식 구문 분석

- [풀이] 우선 우단 유도를 하자.

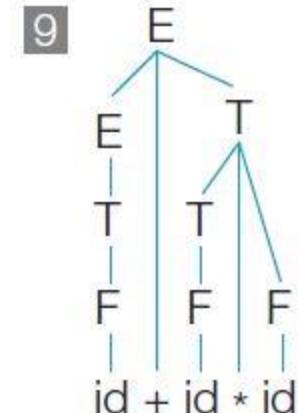
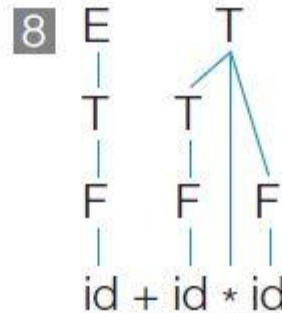
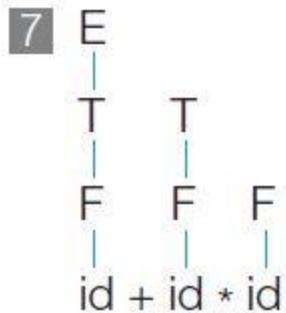
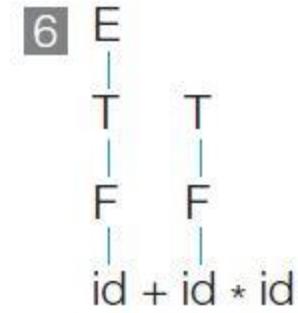
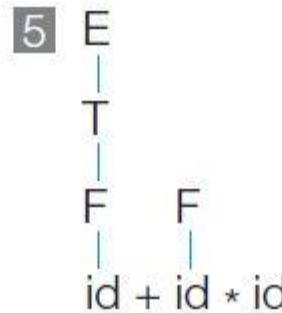
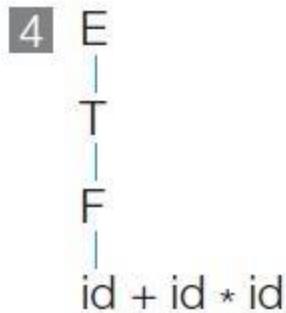
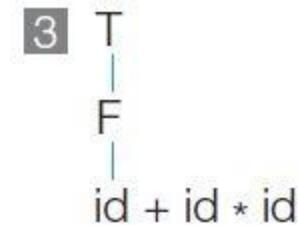
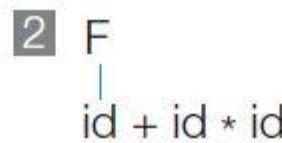
$$\begin{aligned} E &\Rightarrow E + T \quad (1) \\ &\Rightarrow E + T * F \quad (13) \\ &\Rightarrow E + T * id(136) \\ &\Rightarrow E + F * id(1364) \\ &\Rightarrow E + id * id(13646) \\ &\Rightarrow T + id * id(136462) \\ &\Rightarrow F + id * id(1364624) \\ &\Rightarrow id + id * id(13646246) \end{aligned}$$

상향식 구문 분석은 우단 유도의 역순이다.

그러므로  $id + id * id$ 에 대한 상향식 구문 분석 과정은 다음과 같다.

## 6.3 상향식 구문 분석

1  $\text{id} + \text{id} * \text{id}$



## 6.3 상향식 구문 분석

- 다음으로 핸들을 찾아보자. id를 구별하기 위해 id1, id2, id3이라고 한다.

우문장 형태	핸들	감축에 사용되는 생성 규칙
$\text{id1} + \text{id2} * \text{id3}$	id1	$F \rightarrow \text{id}$
$F + \text{id2} * \text{id3}$	F	$T \rightarrow F$
$T + \text{id2} * \text{id3}$	T	$E \rightarrow T$
$E + \text{id2} * \text{id3}$	id2	$F \rightarrow \text{id}$
$E + F * \text{id3}$	F	$T \rightarrow F$
$E + T * \text{id3}$	id3	$F \rightarrow \text{id}$
$E + T * F$	$T * F$	$T \rightarrow T * F$
$E + T$	$E + T$	$E \rightarrow E + T$
E		

## 6.3 상향식 구문 분석

### ■ [정의 6-8] 핸들 대체

- $S \xrightarrow{\text{fm}} \omega_1 \xrightarrow{\text{rm}} \omega_2 \xrightarrow{\text{rm}} \cdots \xrightarrow{\text{rm}} \omega_{n-1} \xrightarrow{\text{rm}} \omega_n (= \omega)$ 의 유도 과정이 있을 때 각  $\omega_i$ 의 문장 형태
- 에서 핸들을 찾아  $\omega_{i-1}$ 로 가면서 시작 심벌로 감축되는 과정을 핸들 대체 (handle pruning)라고 한다.

### ■ 이동-감축(shift-reduce) 구문 분석

- 이동-감축 구문분석은 상향식 방법의 일종
- 스택(stack)과 입력 버퍼(input buffer)를 사용하여 구현
  - 스택은 보통 파싱 스택(parsing stack)이라 부르며 문장 형태에서 핸들을 찾을 때 까지 필요한 문법 심벌들을 유지하고 입력 버퍼는 주어진 문자열을 보유
- 이동-감축 구문분석기

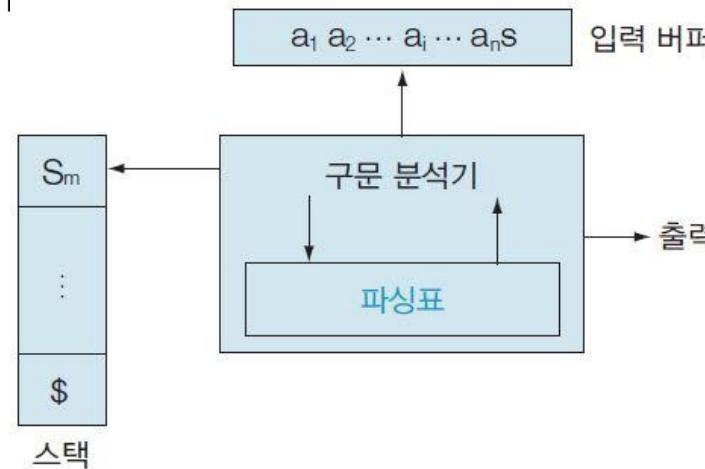


그림 6-3 이동-감축 구문 분석기의 구성

## 6.3 상향식 구문 분석

### ▪ 이동-감축 구문분석기의 행동

- 이동(Shift) : 현재의 입력 기호를 스택의 톱에 옮기는 것을 의미
  - 이 과정은 스택의 톱에 핸들이 나타날 때까지 계속
- 감축(Reduce) : 핸들이 스택의 톱에 나타나면 스택의 톱이 핸들의 오른쪽 끝이 되고, 핸들의 왼쪽 끝을 찾아서 완전한 핸들을 찾은 다음 핸들에 해당되는 생성 규칙의 왼쪽에 있는 기호로 대체되는 것
- 수락(Accept) : 주어진 문자열이 주어진 문법에 맞는 문장이라는 것을 나타냄.
- 에러(Error) : 주어진 문장이 주어진 문법에 맞지 않는 문장임을 의미하고 에러 처리 호출한다.

## 6.3 상향식 구문 분석

- 다음의 이동-감축 구문 분석 과정을 살펴보자.
  - ① 입력 문자열을 읽고 핸들을 발견한다.
  - ② 핸들을 찾으면 감축하고 부분 파스 트리를 구성한다.
  - ③ 같은 방법으로 계속 진행한다.
  - ④ 입력 문자열을 모두 읽은 후 시작 기호를 만나면 주어진 문장은 맞는 문장이 된다
- [예제 6-20] 이동-감축 구문 분석 2
  - 다음 문법에서 문장  $\text{id} + \text{id} * \text{id}$ 에 대해 이동-감축 구문 분석을 해보자.
    - ①  $E \rightarrow E + E$
    - ②  $E \rightarrow E * E$
    - ③  $E \rightarrow \text{id}$
    - ④  $E \rightarrow (\text{E})$

## 6.3 상향식 구문 분석

- [풀이] 구문 분석을 하기 전에 문장  $\text{id} + \text{id} * \text{id}$ 가 생성되는지 우단 유도를 해본다.

$$\begin{aligned} E &\Rightarrow E + E \\ &\Rightarrow E + E * E \\ &\Rightarrow E + E * id \\ &\Rightarrow E + id * id \\ &\Rightarrow id + id * id \end{aligned}$$

시작 기호로부터 문장  $\text{id} + \text{id} * \text{id}$ 가 생성되므로 주어진 문장은 이동-감축 구문 분석에 의해 구문 분석을 하면 맞는 문장이라고 해야 할 것이다. 구문 분석을 하려면 파싱표가 있어야 하지만 파싱표 없이 앞에서 우단 유도한 역순으로 구문 분석을 한다.

단계	스택	입력 기호	구문 분석 행동
1	\$	$\text{id} + \text{id} * \text{id} \$$	이동 $\text{id}$
2	$\$ \text{id}$	$+ \text{id} * \text{id} \$$	감축 $E \rightarrow \text{id}$
3	$\$ E$	$+ \text{id} * \text{id} \$$	이동 $+$
4	$\$ E +$	$\text{id} * \text{id} \$$	이동 $\text{id}$
5	$\$ E + \text{id}$	$* \text{id} \$$	감축 $E \rightarrow \text{id}$
6	$\$ E + E$	$* \text{id} \$$	이동 $*$
7	$\$ E + E *$	$\text{id} \$$	이동 $\text{id}$
8	$\$ E + E * \text{id}$	$\$$	감축 $E \rightarrow \text{id}$
9	$\$ E + E * E$	$\$$	감축 $E \rightarrow E * E$
10	$\$ E + E$	$\$$	감축 $E \rightarrow E + E$
11	$\$ E$	$\$$	수락

## 6.3 상향식 구문 분석

- 그런데 [예제 6-20]의 경우 여러 가지 문제가 대두된다. 두 번째 줄을 보면 핸들이 id가 되어 id를 E로 감축했다. 하지만 이 경우에 감축하지 않고 +를 이동할 수도 있다. 즉 두 번째 줄은 감축할 수도 있고 이동할 수도 있다는 문제점이 있다. 마찬가지로 다섯 번째 줄에서 id가 핸들이 되어 E로 감축할 수도 있고 \*를 이동할 수도 있으며, 여섯 번째 줄에서도 \*를 이동 했지만 E + E가 핸들이 될 수도 있다.
- 이와 같이 이동 -감축 구문 분석에서는 핸들을 어떻게 찾을 것인지, 그리고 찾은 핸들에 대해 생성 규칙이 여러 개 존재한다면 어떤 생성 규칙을 적용할 것인지에 대한 문제가 발생 한다. 먼저 핸들을 어떻게 찾을 것인가에 대한 해결 방법으로 우선순위 구문 분석 방법이 등장했다.

## 6.3 상향식 구문 분석

### ■ 연산자 우선순위 구문 분석

- 연산자 우선순위 구문 분석(operator precedence parsing)은 연산자 상호 간의 우선순위 관계(operator precedence relation)에 의해 핸들을 찾는 방법으로 연산자 우선순위 문법이 필요하다.

### ■ [정의 6-9] 연산자 우선 순위 문법

- 연산자 우선순위 문법(operator precedence grammar)은 연산자 문법이면서 2개의 터미널 기호 사이에 많아야 1개의 연산자 우선순위 관계를 갖는 것을 말한다. 이 문법에 의해 정의된 언어를 연산자 우선순위 언어라고 한다.
- 어떤 문법이 주어졌을 때 그 문법이 연산자 우선순위 문법인지 바로 알 수가 없다. 연산자 우선순위 관계는 연산자 우선순위 파싱표를 만들어봐야 알 수 있기 때문이다.

## 6.3 상향식 구문 분석

- 연산자 우선순위 구문 분석 방법은 연산자 우선순위 문법이 주어졌을 때 생성 규칙의 문법 기호 상호 간의 연산자 우선순위 관계에 의해 핸들을 찾는 방법으로 상향식 구문 분석 방법이다. 이 방법은 파싱표를 작성하기가 쉽고 연산자 간에 우선순위를 정하여 구문 분석을 할 수 있어 산술식을 위한 구문 분석 방법으로 아주 적당하다. 반면에 구문 분석되는 문법의 범위가 작고 터미널과 터미널 만의 우선순위 관계에 의해 핸들을 찾으므로 구문 분석이 완전하게 되지 않는다는 단점이 있다. 그럼에도 불구하고 단순성 때문에 연산자 우선순위 구문 분석 기를 사용한 컴파일러가 많이 만들어졌다.
- 연산자 우선순위 구문 분석기는 연산자 우선순위 관계를 가진 연산자 우선순위 문법을 사용한다. 연산자 우선순위 구문 분석이 정확히 이뤄지도록 연산자 우선순위 관계를 만드는 여러 가지 방법이 있다. [예제 6-20]의 문법에 대해 적합한 우선순위 관계를 얻기 위해 다음과 같은 경험적 방법을 사용해보자. [예제 6-20]에 주어진 문법은 모호한 문법이다. 다음 규칙은 이항 연산자에 대해 결합 법칙과 우선순위를 반영하여 적절한 핸들을 선택하게 한 것이다.

## 6.3 상향식 구문 분석

- ① 만약 연산자  $\theta_1$ 이 연산자  $\theta_2$ 보다 우선순위가 높다면  $\theta_1 > \theta_2$  그리고  $\theta_2 < \theta_1$ 이다. 예를 들어 \*가 +보다 높은 우선순위일 때  $* > +$  그리고  $+ < *$ 이다. 이러한 관계를 통해 식  $E + E * E + E$ 에서 가운데에 있는  $E * E$ 가 가장 먼저 감축될 핸들임을 알 수 있다.
- ② 만약 연산자  $\theta_1$ 과  $\theta_2$ 가 동일한 우선순위이고 연산자들이 왼쪽 결합 법칙을 가지면  $\theta_1 > \theta_2$  그리고  $\theta_2 > \theta_1$ 이다. 또한 연산자들이 오른쪽 결합 법칙을 가지면  $\theta_1 < \theta_2$  그리고  $\theta_2 < \theta_1$ 이다. 예를 들어 +가 왼쪽 결합 법칙을 가지면  $+ > +$ 이다.
- ③ 모든 연산자  $\theta$ 에 대해  $\theta < id$ ,  $id > \theta$ ,  $\theta < ($ ,  $( < \theta, ) > \theta$ ,  $\theta > \$$ ,  $\$ < \theta$ 이다. 또한 다음과 같아야 한다.

$( \approx ) \quad \$ < ( \quad \$ < id$

$( < ( \quad id > \$ \quad ) > \$$

$( < id \quad id > ) \quad ) > )$

- 이 규칙은  $id$ 와  $(E)$ 를 모두  $E$ 로 축소시킨다. 또한  $\$$ 와  $\$$  사이 어디에서나 핸들이 발견되어야 하므로  $\$$ 는 스택의 톱과 입력 버퍼 오른쪽 끝의 표시(right endmarker)로 사용된다.

## 6.3 상향식 구문 분석

### ■ [예제 6-22] 연산자 우선순위 구문분석 2

- [예제 6-20]의 문법에 [예제 6-21]의 연산자 우선순위 파싱표를 적용하여 문장  $\text{id} + \text{id} * \text{id}$ 에 대해 연산자 우선순위 구문 분석을 해보자.

- ①  $E \rightarrow E + E$
- ②  $E \rightarrow E * E$
- ③  $E \rightarrow \text{id}$
- ④  $E \rightarrow (\text{E})$

- [풀이] 문장  $\text{id} + \text{id} * \text{id}$ 를 구문 분석하는 과정은 다음과 같다.

스택	관계	입력 기호	행동	핸들
\$	<	$\text{id} + \text{id} * \text{id}$$	이동	
\$\text{id}	>	$+ \text{id} * \text{id}$$	감축	id
\$E		$+ \text{id} * \text{id}$$		

- 구문 분석이 완전히 이루어지지 않는다.
- 우선순위 문법을 이용한 방법은 문법의 제약이 많고, 구문 분석 시에도 어떻게 핸들을 정확하게 찾을 것인지, 여러 개의 핸들이 존재하면 어떻게 핸들을 결정할 것인지 등의 문제가 있다. 이러한 문제를 해결하기 위한 방법이 바로 LR 구문 분석이다

## 6.3 상향식 구문 분석

### ■ LR 구문 분석

- 결정적인 상향식 구문 분석 방법
- LR (Left to right scanning and Right parse)은 입력 문자열을 왼쪽에서 오른쪽으로 읽어가며, 출력으로 우파스를 생성
- LR 방법으로 구문 분석을 행하는 구문분석기 : LR parser

### ■ 주요 내용

- 주어진 문법으로부터 파싱 테이블을 구성하는 이론과 방법
- 파싱 테이블이 주어졌을 때, LR 파서가 어떻게 동작하는가?
- 모호한 문법으로부터 파싱 테이블을 구성하는 방법
- LR 파서를 실제적인 컴파일러의 구문분석기로 구현하는 내용

## 6.3 상향식 구문 분석

### ■ LR 구문 분석의 장점

- LR 구문 분석기는 모호하지 않은 문맥자유 문법으로 쓰인 모든 프로그래밍 언어에 대해 구성이 가능하다.
- LR 구문 분석 방법은 가장 일반적인 역추적이 없는 결정적인 이동-감축 구문 분석 방법이다.
- LR 구문 분석기는 입력을 왼쪽에서 오른쪽으로 검조하면서 구문 오류를 쉽게 발견할 수 있다.

### ■ LR 구문 분석의 단점

- 프로그래밍 언어에 대해 LR 구문 분석기를 직접 작성하는 일이 너무 방대한 작업

### ■ LR 구문 분석 종류 - 파싱표를 어떻게 구성하느냐에 따라

- SLR(simple LR) 구문 분석 - LR(0) 항목의 집합과 FOLLOW
- CLR(canonical LR) 구문 분석 - LR(1) 항목의 집합
- LALR(lookahead LR) 구문 분석 - LR(0) 항목의 집합과 lookahead로부터 또는 LR(1) 항목의 집합

## 6.3 상향식 구문 분석

### ▪ LR 구문 분석기의 구성

- 이동-감축 구문 분석기와 마찬가지로 구동 프로그램 및 action과 GOTO 두 부분을 포함한 파싱표로 구성되고 파싱표의 행동도 이동-감축 구문 분석기와 똑같다. 구동 프로그램은 LR 구문 분석기가 모두 같지만 파싱표는 구문 분석기에 따라 다르다.

### ▪ LR 구문 분석에 대한 장단점

- SLR 방법은 구현하기가 쉽지만 강력하지 못하며, CLR 방법은 가장 강력하지만 구현하기가 매우 어렵다. LALR 방법은 SLR과 CLR의 중간 형태로 강력함은 CLR과 유사하고 파싱표의 크기는 SLR 방법으로 구성 가능.
- 이 세 가지 방법의 부분집합 관계는 [그림 6-4]와 같다.

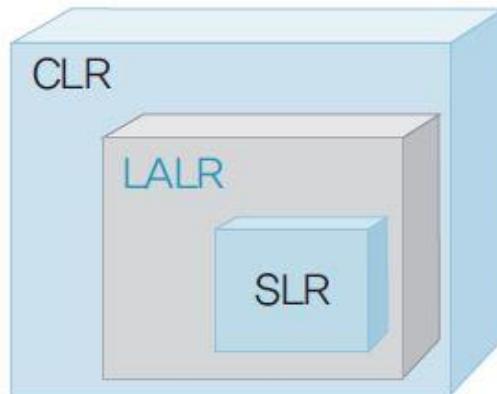


그림 6-4 LR 구문 분석의 부분집합 관계

## 6.3 상향식 구문 분석

### ▪ LR 파싱표 행동 구성

상태 번호	기호	ACTION 표	GOTO 표
		$V_T \cup \{\$\}$	$V_N$
0		이동(shift)	
1		감축(reduce)	
2		수락(accept)	상태 번호
:		에러(error)	

### ▪ LR 파싱표의 4가지 행동

1. 이동 :  $\text{ACTION}[S_m, a_i] = \text{이동 } S$

$S_m$  상태에서 입력 기호  $a_i$ 를 본 행동이 이동  $S$ 라는 것은 “입력 기호를 스택으로 이동하고 다음 상태를  $S$ 로 만들기 위해  $S$ 도 stack에 넣는다.”는 의미

2. 감축 :  $\text{ACTION}[S_m, a_i] = \text{감축 } A \rightarrow \alpha$

$S_m$  상태에서 입력 기호  $a_i$ 를 본 행동이 감축  $A \rightarrow \alpha$  라는 의미는 스택에서 핸들  $\alpha$ 를 제거하고 스택에 생성 규칙의 오른쪽 부분을 다음 상태와 함께 스택에 넣는다.

## 6.3 상향식 구문 분석

3. 수락 :  $\text{ACTION}[S_m, a_i] = \text{수락}$

$S_m$  상태에서 입력 기호  $a_i$ 를 본 행동이 수락이라면 주어진 문자열이 올바른 문자열이라는 의미이며 parsing을 끝낸다.

4. 에러 :  $\text{ACTION}[S_m, a_i] = \text{에러}$

$S_m$  상태에서 입력 기호  $a_i$ 를 본 행동이 에러라면 입력 문자열이 틀린 문자열이라는 의미이며 일반적으로 에러 처리 루틴을 불러 처리

### ■ [정의 6-10] LR(k) 문법

- LR(k) 문법은 모든 항목(entry)에 대해 유일하게 정의되는 파싱표를 만들 수 있는 문법을 말한다. 여기서 k를 lookahead의 길이이다.

### ■ [정의 6-11] 증가 문법

- $G = (V_N, V_T, P, S)$ 에서 G에 추가된 문법으로  $G' = (V_N \cup \{S'\}, V_T, P \cup \{S' \rightarrow S\}, S')$ 이다.

- $S'$  : 새로운 시작 기호

- $S' \rightarrow S$  : 추가된 생성 규칙

- 생성 규칙  $S' \rightarrow S$ 를 두는 이유 - 주어진 문장이 안전하게 수락되도록 하기 위해 사용

## 6.3 상향식 구문 분석

### ■ [예제 6-23] 증가 문법 만들기

- 다음 문법에 대해 증가 문법을 만들어보자.

- ①  $E \rightarrow E + E$
- ②  $E \rightarrow E * E$
- ③  $E \rightarrow id$
- ④  $E \rightarrow (E)$

[풀이]

$S' \rightarrow E$

- ①  $E \rightarrow E + E$
- ②  $E \rightarrow E * E$
- ③  $E \rightarrow id$
- ④  $E \rightarrow (E)$

## 6.3 상향식 구문 분석

### ■ [정의 6-12] LR(0) 항목

- LR(0) 항목은 생성 규칙의 오른쪽에 점 기호(dot symbol)를 가진 생성 규칙이다

### ■ [예제 6-24] LR(0) 항목 구하기

- 생성 규칙  $A \rightarrow BCD$ 에 대해 LR(0) 항목을 구해보자.
- [풀이]

LR(0) 항목은 생성 규칙의 오른쪽에 점 기호를 가진 것으로 다음과 같이 4 개가 존재한다.

$[A \rightarrow \bullet BCD]$ ,  $[A \rightarrow B\bullet CD]$ ,  $[A \rightarrow BC\bullet D]$ ,  $[A \rightarrow BCD\bullet]$

- LR(0) 항목  $A \rightarrow B\bullet CD$ 의 경우 B는 이미 읽었고 CD는 앞으로 읽을 기호임을 나타낸다. 그리고 LR(0) 항목  $A \rightarrow BCD\bullet$ 는 문자열 BCD를 모두 읽었고 이제 BCD를 A로 감축할 수 있음을 의미한다. LR(0) 항목을 만들기 위해 생성 규칙의 오른쪽에 점 기호를 찍는 것을 마(marking)한다고 한다. 또한 LR(0) 항목에서 점 기호 다음에 있는 기호를 마크 기호(mark symbol)라 부른다.

## 6.3 상향식 구문 분석

### ■ [정의 6-13] LR(0) 항목의 세 가지 종류

- LR(0) 항목  $[A \rightarrow \alpha \bullet \beta]$ 에서  $\alpha \neq \epsilon$ 이거나  $A = S'$ ( $S'$ 는 증가 문법의 시작 기호)이면 이 항목을 커널(kernel) 항목
  - LR(0) 항목  $[A \rightarrow \bullet \alpha]$ 와 같이 점 기호가 생성 규칙 처음에 있는 항목을 클로저(closure) 항목
  - LR(0) 항목  $[A \rightarrow \alpha \bullet]$ 와 같이 생성 규칙 끝에 점 기호가 있는 항목을 감축 항목
- 
- 정규 항목 집합(canonical collection)이라 불리는, 어떤 문법에 대한 LR(0) 항목으로 구성된 집합은 LR 파싱표를 구성하는 데 반드시 필요하다. 주어진 문법에 대한 정규 항목 집합을 구성하려면 하나의 증가 문법과 2개의 함수 CLOSURE, GOTO를 정의해야 한다.

## 6.3 상향식 구문 분석

### ■ [정의 6-14] CLOSURE(I)를 구하는 규칙

- I가 문법 G에 대한 LR(0) 항목으로 구성된 집합이면 CLOSURE(I)는 다음 두 가지 규칙에 따라 구한다.
  - 초기에 I에 속한 모든 LR(0) 항목을 CLOSURE(I)에 추가한다.
  - $[A \rightarrow \alpha \bullet B\beta]$ 가 CLOSURE(I)에 포함되어 있고  $B \rightarrow \gamma$ 의 생성 규칙이 존재하는 경우,  $B \rightarrow \bullet \gamma$ 가 CLOSURE(I)에 포함되어 있지 않으면 이 항목을 CLOSURE(I)에 추가한다. 이러한 규칙은 새로운 LR(0) 항목이 CLOSURE(I)에 더 이상 추가될 수 없을 때까지 반복적으로 계속 적용된다.
  - 즉,  $CLOSURE(I) = I \cup \{[B \rightarrow \cdot \gamma] \mid [A \rightarrow \alpha \cdot B\beta] \in CLOSURE(I), B \rightarrow \gamma \in P\}$

### ■ CLOSURE(I)를 구하는 알고리즘 [알고리즘 6-4]와 같다.

### ■ [예제 6-25] CLOSURE 구하기

- 다음 문법에서 LR(0) 항목  $E' \rightarrow \bullet E$ 와  $E \rightarrow E + \bullet T$ 의 CLOSURE를 구해보자.

$E' \rightarrow E$

$E \rightarrow E + T \mid T$

$T \rightarrow T * F \mid F$

$F \rightarrow (E) \mid id$

## 6.3 상향식 구문 분석

[풀이]

$$\text{CLOSURE}([E' \rightarrow \bullet E]) = \{ [E' \rightarrow \bullet E], [E \rightarrow \bullet E + T], [E \rightarrow \bullet T], [T \rightarrow \bullet T^* F], [T \rightarrow \bullet F], [F \rightarrow \bullet(E)], [F \rightarrow \bullet \text{id}] \}$$

$$\text{CLOSURE}([E \rightarrow E + \bullet T]) = \{ [E \rightarrow E + \bullet T], [T \rightarrow \bullet T^* F], [T \rightarrow \bullet F], [F \rightarrow \bullet(E)], [F \rightarrow \bullet \text{id}] \}$$

### ■ [정의 6-15] GOTO 함수

- LR(0) 항목의 GOTO 함수는 I가 항목의 집합이고  $x \in V$ 이면  $\text{GOTO}(I, x) = \text{CLOSURE}(\{[A \rightarrow \alpha x \bullet \beta] \mid [A \rightarrow \alpha \bullet x \beta \in I]\})$ 이다.

### ■ [예제 6-26] GOTO 함수 계산하기

- [예제 6-25]의 문법에서  $I = \{[E' \rightarrow E \bullet], [E \rightarrow E \bullet + T]\}$ 일 때  $\text{GOTO}(I, +)$ 를 계산해보자.
- [풀이]  $\text{GOTO}(I, +) = \text{CLOSURE}([E \rightarrow E + \bullet T])$   
 $= \{[E \rightarrow E + \bullet T], [T \rightarrow \bullet T^* F], [T \rightarrow \bullet F], [F \rightarrow \bullet(E)], [F \rightarrow \bullet \text{id}] \}$

## 6.3 상향식 구문 분석

### ■ [정의 6-16] LR(0) 항목 집합의 정규 항목 집합

- LR(0) 항목 집합의 정규 항목 집합은  $C_0$ 으로 표기하며,  $C_0 = \{\text{CLOSURE } (\{[S' \rightarrow \bullet S]\})\} \cup \{\text{GOTO } (I, X) \mid I \in C_0, X \in V\}$ 이다.

### ■ [예제 6-27] LR(0) 항목 집합의 정규 항목 집합 구하기

- 다음 문법에서 LR(0) 항목 집합의 정규 항목 집합을 구해보자.
- ①  $E \rightarrow E + T$  ②  $E \rightarrow T$  ③  $T \rightarrow T * F$  ④  $T \rightarrow F$  ⑤  $F \rightarrow (E)$  ⑥  $F \rightarrow \text{id}$
- [풀이] 1. 먼저 증가 문법을 만든다.

$S' \rightarrow E$  ①  $E \rightarrow E + T$  ②  $E \rightarrow T$  ③  $T \rightarrow T * F$  ④  $T \rightarrow F$  ⑤  $F \rightarrow (E)$  ⑥  $F \rightarrow \text{id}$

2. LR(0) 항목 집합의 정규 항목 집합은 다음과 같다.

$I_0 : \text{CLOSURE}([S' \rightarrow \bullet E]) = \{[S' \rightarrow \bullet E], [E \rightarrow \bullet E + T], [E \rightarrow \bullet T], [T \rightarrow \bullet T * F], [T \rightarrow \bullet F], [F \rightarrow \bullet (E)], [F \rightarrow \bullet \text{id}]\}$

$$\begin{aligned} \text{GOTO}(I_0, E) &= I_1 = \text{CLOSURE}([S' \rightarrow E \bullet], [E \rightarrow E \bullet + T]) \\ &= \{[S' \rightarrow E \bullet], [E \rightarrow E \bullet + T]\} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{GOTO}(I_0, T) &= I_2 = \text{CLOSURE}([E \rightarrow T \bullet], [T \rightarrow T \bullet * F]) \\ &= \{[E \rightarrow T \bullet], [T \rightarrow T \bullet * F]\} \end{aligned}$$

## 6.3 상향식 구문 분석

$$\begin{aligned} \text{GOTO}(I_0, F) &= I_3 = \text{CLOSURE}([T \rightarrow F \bullet]) \\ &= \{[T \rightarrow F \bullet]\} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{GOTO}(I_0, ( ) ) &= I_4 = \text{CLOSURE}([F \rightarrow (\bullet E)]) \\ &= \{[F \rightarrow (\bullet E)], [E \rightarrow \bullet E + T], [E \rightarrow \bullet T], [T \rightarrow \bullet T * F], [T \rightarrow \bullet F], [F \rightarrow \bullet (E)], [F \rightarrow \bullet id]\} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{GOTO}(I_0, id) &= I_5 = \text{CLOSURE}([F \rightarrow id \bullet]) \\ &= \{[F \rightarrow id \bullet]\} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{GOTO}(I_1, + ) &= I_6 = \text{CLOSURE}([E \rightarrow E + \bullet T]) \\ &= \{[E \rightarrow E + \bullet T], [T \rightarrow \bullet T * F], [T \rightarrow \bullet F], [F \rightarrow \bullet (E)], [F \rightarrow \bullet id]\} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{GOTO}(I_2, * ) &= I_7 = \text{CLOSURE}([T \rightarrow T * \bullet F]) \\ &= \{[T \rightarrow T * \bullet F], [F \rightarrow \bullet (E)], [F \rightarrow \bullet id]\} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{GOTO}(I_4, E) &= I_8 = \text{CLOSURE}([F \rightarrow (E \bullet)], [E \rightarrow E \bullet + T]) \\ &= \{[F \rightarrow (E \bullet)], [E \rightarrow E \bullet + T]\} \end{aligned}$$

$$\text{GOTO}(I_4, T) = I_2$$

$$\text{GOTO}(I_4, F) = I_3$$

$$\text{GOTO}(I_4, ( ) ) = I_4$$

## 6.3 상향식 구문 분석

$$\text{GOTO}(I_4, \text{id}) = I_5$$

$$\begin{aligned}\text{GOTO}(I_6, T) &= I_9 = \text{CLOSURE}([E \rightarrow E + T^\bullet], [T \rightarrow T^\bullet * F]) \\ &= \{[E \rightarrow E + T^\bullet], [T \rightarrow T^\bullet * F]\}\end{aligned}$$

$$\text{GOTO}(I_6, F) = I_3$$

$$\text{GOTO}(I_6, ()) = I_4$$

$$\text{GOTO}(I_6, \text{id}) = I_5$$

$$\begin{aligned}\text{GOTO}(I_7, F) &= I_{10} = \text{CLOSURE}([T \rightarrow T * F^\bullet]) \\ &= \{[T \rightarrow T * F^\bullet]\}\end{aligned}$$

$$\text{GOTO}(I_7, ()) = I_4$$

$$\text{GOTO}(I_7, \text{id}) = I_5$$

$$\begin{aligned}\text{GOTO}(I_8, ()) &= I_{11} = \text{CLOSURE}([F \rightarrow (E)^\bullet]) \\ &= \{[F \rightarrow (E)^\bullet]\}\end{aligned}$$

$$\text{GOTO}(I_8, +) = I_6$$

$$\text{GOTO}(I_9, *) = I_7$$

# 6.3 상향식 구문 분석

## ■ SLR 구문 분석

- SLR 구문 분석은 LR 구문 분석 방법 중 가장 간단하게 구현할 수 있는 방법으로, LR(0) 항목 집합과 FOLLOW를 이용하여 SLR 파싱표를 만든다. SLR 파싱표는 LR(0) 항목의 정규 항목 집합으로부터 이동과 GOTO 행동을 구하고, 생성 규칙에 있는 논터미널 기호의 FOLLOW를 가지고 감축을 결정한다. SLR 구문 분석기의 파싱표 구성은 [알고리즘 6-5]와 같다.

## ■ [알고리즘 6-5] SLR 파싱표 구성

- [입력] 문법  $G = (V_N, V_T, P, S)$
- [출력] 증가 문법  $G'$ 에 대한 SLR 파싱표
- [방법] ①  $G'$ 를 위한 LR(0) 항목 집합의 정규 항목 집합  $C_0 = \{I_0, I_1, \dots, I_n\}$ 을 구성한다. ② 상태  $i$ 는  $I_i$ 에서 구성되었다. 상태  $i$ 를 위한 구문 분석 동작은 다음과 같이 결정된다.
  - 만약 LR(0) 항목  $[A \rightarrow \alpha \bullet a\beta] \in I_i$ ,  $GOTO(I_i, a) = I_j$ 이면 action 표의  $M[i, a] =$  이동  $j$
  - 만약 LR(0) 항목  $[A \rightarrow \alpha \bullet] \in I_i$ 이면 논터미널 기호  $A$ 의  $FOLLOW(A)$ 에 속한 모든 기호  $a$ 에 대해 action 표의  $M[i, a] =$  감축  $A \rightarrow \alpha$
  - 만약 LR(0) 항목  $[S' \rightarrow S \bullet] \in I_i$ 이면 action 표의  $M[i, \$] =$  수락 ③
  - 만약 LR(0) 항목  $[A \rightarrow \alpha \bullet B\beta] \in I_i$ 이고  $GOTO(I_i, B) = I_j$ 이면 GOTO 표의  $M[i, B] = j$  ④이렇게 해서 정의되지 않은 파싱표의 항목들은 모두 에러가 되며, 첨가된 생성 규칙의 LR(0) 항목  $[S' \rightarrow \bullet S]$ 를 포함하는 상태가 시작 상태이다

## 6.3 상향식 구문 분석

- **SLR 구문 분석기를 만드는 과정**

- ① 문법이 주어진다.
- ② 증가 문법을 만든다.
- ③ LR(0) 항목 집합의 정규 항목 집합을 구한다.
- ④ 감축 행동을 결정하기 위해 FOLLOW를 계산한다.
- ⑤ SLR 파싱표를 작성한다.

- **[예제 6-28] SLR 파싱표 구하기 1**

- [예제 6-27]의 문법에 대한 SLR 파싱표를 만들어보자.
- [풀이]

- (1) 증가 문법

0. $S' \rightarrow E$	1. $E \rightarrow E + T$
2. $E \rightarrow T$	3. $T \rightarrow T * F$
4. $T \rightarrow F$	5. $F \rightarrow (E)$
6. $F \rightarrow id$	

- (2) LR(0) 항목 집합의 정규 항목 집합과 GOTO 그래프

## 6.3 상향식 구문 분석

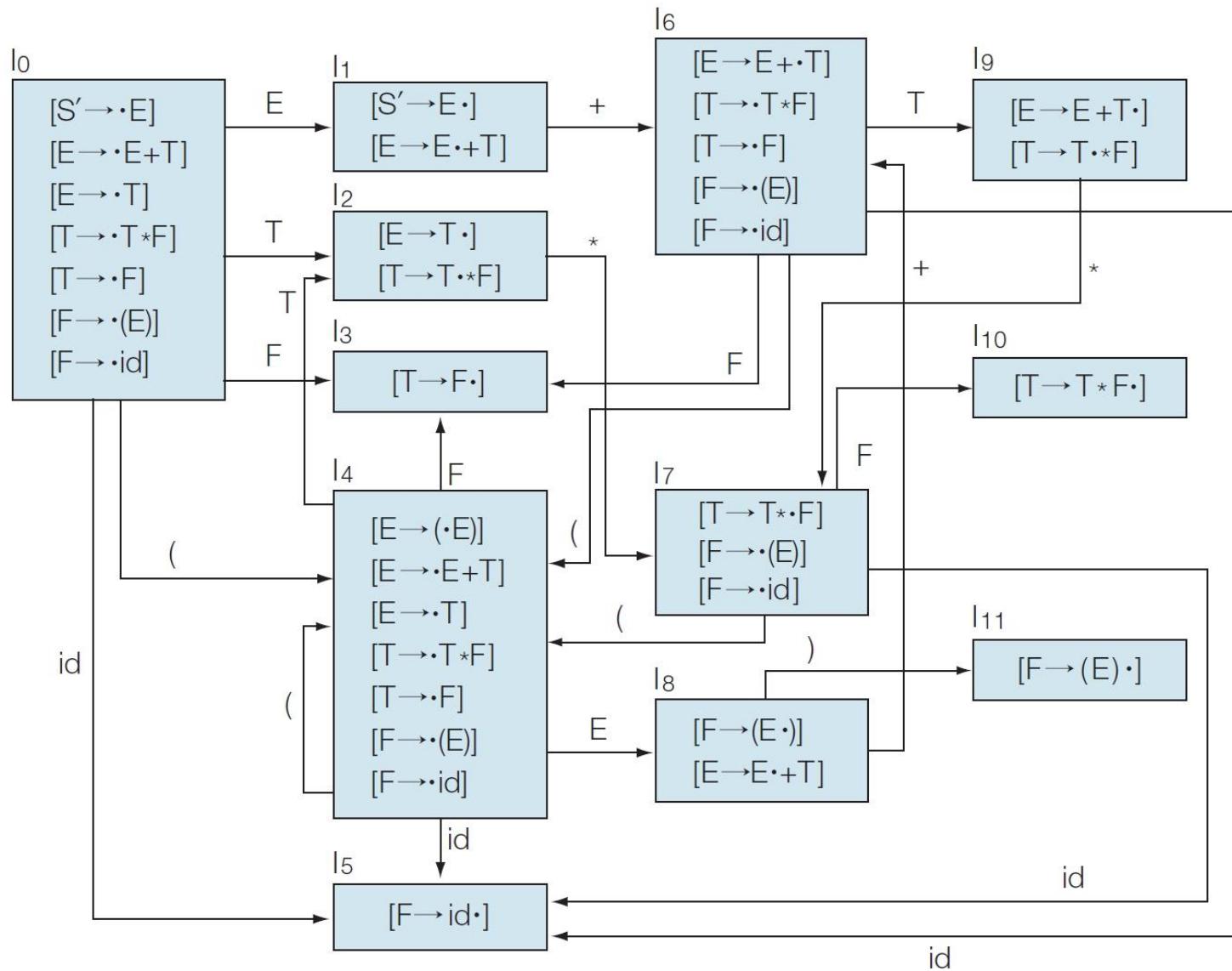


그림 6-5 정규 항목 집합과 GOTO 그래프

## 6.3 상향식 구문 분석

(3) FOLLOW 의 계산 :

$$\text{FOLLOW}(E) = \{\$, +, )\}$$

$$\text{FOLLOW}(T) = \{*, +, ), \$\}$$

$$\text{FOLLOW}(F) = \{*, +, ), \$\}$$

## 6.3 상향식 구문 분석

(4) 파싱표 작성 :

표 6-3 SLR 파싱표

상태	구문 분석기 행동						GOTO 함수		
	id	+	*	(	)	\$	E	T	F
0	s5			s4			1	2	3
1		s6				acc			
2		r2	s7		r2	r2			
3		r4	r4		r4	r4			
4	s5			s4			8	2	3
5		r6	r6		r6	r6			
6	s5			s4			9	3	
7	s5			s4				10	
8		s6			s11				
9		r1	s7		r1	r1			
10		r3	r3		r3	r3			
11		r5	r5		r5	r5			

## 6.3 상향식 구문 분석

### ■ [알고리즘 6-6] LR 구문 분석 알고리즘

- [입력] 입력 문자열  $w$ 와 LR 파싱표
- [출력] 만약  $w$ 가  $L(G)$  안에 있으면  $w$ 에 대한 파스 트리를 생성하고, 그렇지 않으면 에러
- [방법] 구문 분석기는 스택의 초기 상태인  $s_0$ 을 가지고 있다.

begin

ip는  $w\$$ 의 처음 기호를 나타낸다.

repeat

$s$  는 stack의 톱 상태

$a$  는 ip에 의해 지적된 기호;

if action  $[s, a] =$  이동  $s'$

then begin  $a$ 를 스택에 삽입하고 그 다음에  $s'$ 를 스택에 삽입한다.

ip 가 다음 입력 기호로 이동한다.

end

else if action  $[s, a] =$  감축  $s'(\text{생성 } A \rightarrow \beta)$

then begin  $|\beta|$  개의 기호를 스택에서 삭제한다.

$A$  를 스택에 삽입한다.

GOTO $[s', A] = n$ 이라면  $n$ 을 스택에 삽입한다.

end

else if action  $[s, a] =$  수락

then return

else 에러

until (ip = \$이고 스택의 톱 = \$)

end.

## 6.3 상향식 구문 분석

### ■ [예제 6-29] SLR 파싱표를 이용하여 구문 분석하기

- [예제 6-28]에서 만들어진 파싱표를 이용하여 문장  $id * (id * id)$ 의 구문 분석을 해보자.
- [풀이] 파싱표인 [표 6-3]을 이용하고 [알고리즘 6-6]을 적용하여 구문 분석을 한다.

단계	스택	입력 기호	구문 분석 내용
0	0	$id * (id * id)\$$	이동 5
1	0id5	$* (id * id)\$$	감축 6
2	0F	$* (id * id)\$$	GOTO 3
3	0F3	$* (id * id)\$$	감축 4
4	0T	$* (id * id)\$$	GOTO 2
5	0T2	$* (id * id)\$$	이동 7
6	0T2 * 7	$(id * id)\$$	이동 4
7	0T2 * 7(4	$id * id)\$$	이동 5
8	0T2 * 7(4id5	$* id)\$$	감축 6
9	0T2 * 7(4F	$* id)\$$	GOTO 3

## 6.3 상향식 구문 분석

단계	스택	입력 기호	구문 분석 내용
10	0T2 * 7(4F3	* id)\$	감축 4
11	0T2 * 7(4T	* id)\$	GOTO 2
12	0T2 * 7(4T2	* id)\$	이동 7
13	0T2 * 7(4T2 * 7	id)\$	이동 5
14	0T2 * 7(4T2 * 7id5	)\$	감축 6
15	0T2 * 7(4T2 * 7F	)\$	GOTO 10
16	0T2 * 7(4T2 * 7F10	)\$	감축 3
17	0T2 * 7(4T	)\$	GOTO 2
18	0T2 * 7(4T2	)\$	감축 2
19	0T2 * 7(4E	)\$	GOTO 8
20	0T2 * 7(4E8	)\$	이동 11
21	0T2 * 7(4E8)11	\$	감축 5
22	0T2 * 7F	\$	GOTO 10
23	0T2 * 7F10	\$	감축 3
24	0T	\$	GOTO 2
25	0T2	\$	감축 2
26	0E	\$	GOTO 1
27	0E1	\$	수락

## 6.3 상향식 구문 분석

- [예제 6-28]과 [예제 6-29]에서 SLR 구문 분석 방법은 순위 구문 분석에서 발생한, 핸들을 어떻게 찾을 것인지와 핸들이 2개 이상인 경우 정확한 핸들을 어떻게 결정할 것인지에 대한 모든 문제를 해결했다. 그런데 모든 SLR(1) 문법은 모호하지 않지만 SLR(1)이 아닌 모호한 문법이 존재한다. 다음 예제를 살펴보자.
  - [예제 6-30] SLR 파싱표 구하기 2
    - 다음 문법에 대한 SLR 파싱표를 만들어보자.
- ①  $S \rightarrow L = R$
- ②  $S \rightarrow R$
- ③  $L \rightarrow * R$
- ④  $L \rightarrow id$
- ⑤  $R \rightarrow L$

## 6.3 상향식 구문 분석

- [풀이] 1. 증가 문법을 만든다.

$S' \rightarrow S$

- ①  $S \rightarrow L = R$
- ②  $S \rightarrow R$
- ③  $L \rightarrow * R$
- ④  $L \rightarrow id$
- ⑤  $R \rightarrow L$

## 6.3 상향식 구문 분석

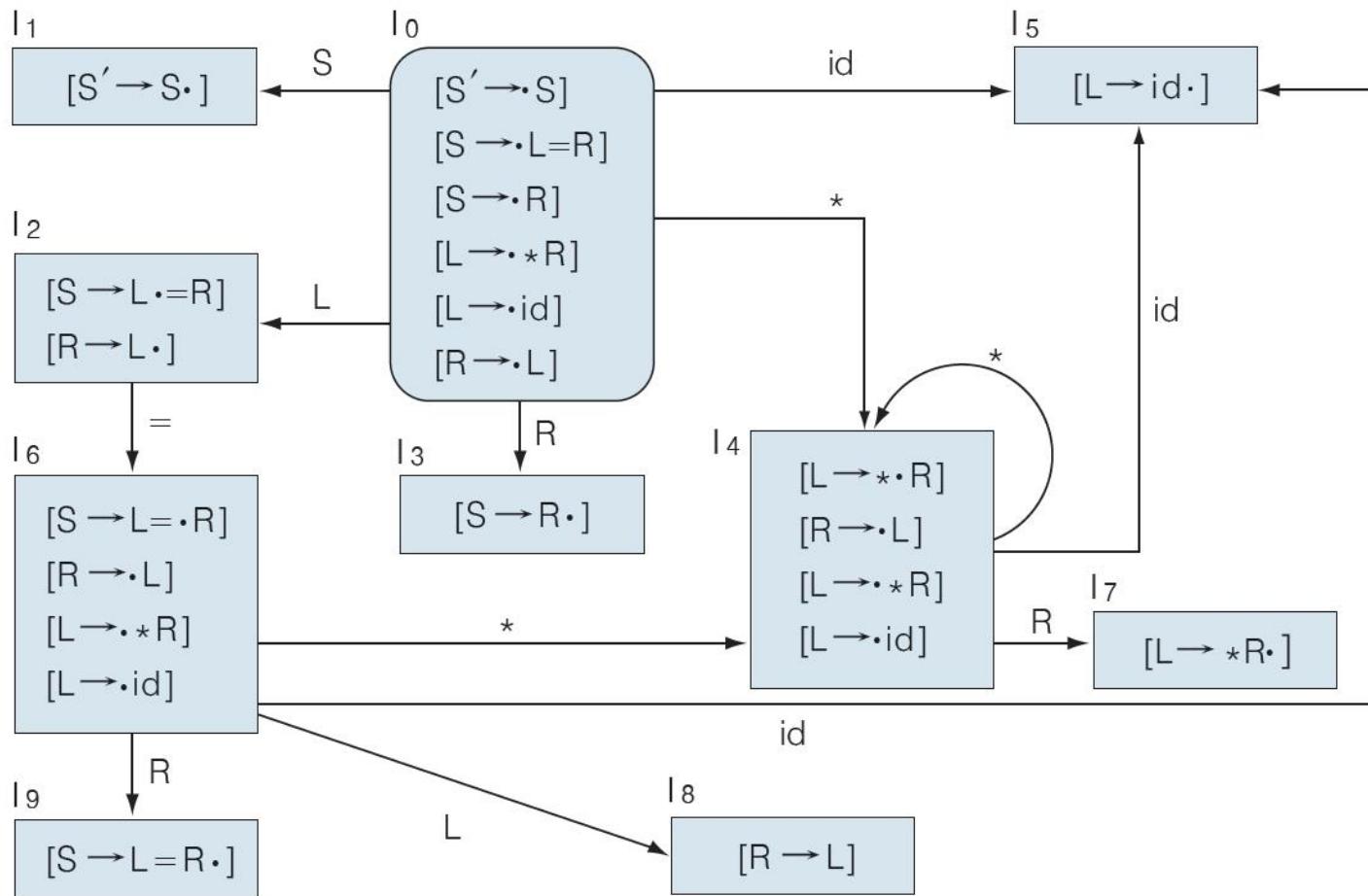


그림 6-6 정규 항목 집합과 GOTO 그래프

## 6.3 상향식 구문 분석

- FOLLOW를 계산한다.

$$\text{FOLLOW}(S) = \{\$\}$$

$$\text{FOLLOW}(R) = \{\$, =\}$$

$$\text{FOLLOW}(L) = \{\$, =\}$$

## 6.3 상향식 구문 분석

표 6-4 SLR 파싱표

상태	구문 분석기 행동				GOTO 함수		
	=	*	id	\$	S	R	L
0		s4	s5		1	3	2
1				acc			
2	r5, s6			r5			
3				r2			
4		s4	s5		7	8	
5	r4			r4			
6		s4	s5		9	8	
7	r3			r3			
8	r5			r5			
9				r1			

## 6.3 상향식 구문 분석

- [표 6-4]의 파싱표에서 2번 상태:

ACTION[2,=] := "*shift* 6"

ACTION[2,=] := "*reduce* 5"

⇒ 이동 - 감축 충돌(shift-reduce conflict)

∴ [예제 6-30]에 주어진 문법은 SLR 문법이 아니다.

- 위에서 왜 이런 문제가 발생했는지를 살펴보자.

- 지금 2번 상태에서 다음 입력으로 '='를 만나게 되면 충돌 발생한다. 감축이 발생한 이유는 2번 상태에서 감축 항목에 있는 R에 대해서 FOLLOW를 계산했다.  
 $\text{FOLLOW}(R) = \{\$, =\}$  이다. 그런데 실제로는 R 다음에 '='이 나타나는 우문장 형태는 존재하지 않는다.
- 따라서 2번 상태에서 감축 행동은 유효하지 않다.
- SLR 구문 분석기를 구성할 때 충돌이 발생하는 것은 SLR 문법이 충분히 강력하지 않기 때문이다.

그래서 결정적인 LR 파싱을 하기 위해 ⇒ SLR 문법보다 훨씬 강력한 CLR 문법과 LALR 문법으로 구문 분석기를 작성

- 충돌의 종류는 이동 - 감축 충돌과 감축-감축 충돌(reduce-reduce conflict)이 있는데 이에 대해서는 4절에서 좀 더 자세히 설명하겠다.

## 6.3 상향식 구문 분석

### ■ CLR 구문 분석

- SLR 방법에서 파싱표를 작성할 때 FOLLOW에 속하는 기호에 대해 감축 행동을 만들었다. 그러나 어떤 상태에서는 감축 항목  $[A \rightarrow \alpha \bullet]$ 에 대한 FOLLOW(A)에는 속하지만 그 상태에서 A 다음에 나올 수 없는 기호가 존재한다. 반면에 한 상태에서 어떤 논터미널 기호 다음에 나올 수 있는 정확한 터미널 기호를 lookahead라고 하는데, 이를 이용하는 방법이 CLR 구문 분석이다.
- LR(0) 항목에서 lookahead 정보를 첨가한 것이 LR(1) 항목이며, 이는 [정의 6-17]과 같다.

### ■ [정의 6-17] LR(1) 항목

- LR(1) 항목은  $[A \rightarrow \alpha \bullet \beta, a]$  형태이며, 여기서  $A \rightarrow \alpha \beta \in P$ 이고  $a \in \{V_T \cup \$\}$ 이다.
  - 첫 번째 부분인  $A \rightarrow \alpha \bullet \beta$ 를 코어(core)라 하며, 이는 LR(0) 항목과 같은 의미이다.
  - 두 번째 부분인  $a$ 를 lookahead라 하며, 이는 감축 항목일 때 그 기호에 대해 감축 행동을 하라는 것이다.

## 6.3 상향식 구문 분석

### ▪ CLR 파싱표 작성

- LR(1) 항목 집합의 정규 항목 집합으로 구성
  - CLOSURE 함수와 GOTO 함수가 필요
  - GOTO 함수는 LR(0) 항목 집합의 정규 항목 집합을 구할 때와 같지만, CLOSURE 함수는 lookahead 정보 때문에 약간 수정해야 함

### ▪ [정의 6-18] LR(1) 항목에서의 CLOSURE 함수 구하기

$$\text{CLOSURE}(I) = I \cup \{[B \rightarrow .\gamma, b] \mid [A \rightarrow \alpha.B\beta, a] \in \text{CLOSURE}(I), \\ B \rightarrow .\gamma \in P, b \in \text{FIRST}(\beta a)\}$$

- LR(1) 항목 집합의 CLOSURE는 LR(0) 항목 집합의 CLOSURE와 유사하며 lookahead를 구해서 첨가 하는 것만이 차이점
  - $[A \rightarrow \alpha.B\beta, a]$ 에서 마크 기호 B다음에 오는  $\beta$ 의 FIRST가 항목  $[B \rightarrow .\gamma]$ 의 lookahead
  - 만일  $\beta$ 가  $\varepsilon$ 을 유도 할 수 있으면, 항목  $[A \rightarrow \alpha.B\beta]$ 의 lookahead인 a도 lookahead가 된다.
    - 항목  $[B \rightarrow .\gamma]$ 의 lookahead는  $\beta a$ 의 FIRST가 된다.

## 6.3 상향식 구문 분석

### ▪ [예제 6-31] LR(1) 항목에 대한 CLOSURE 구하기

- 다음 문법에서 LR(1) 항목  $[S' \rightarrow \bullet S, \$]$ 에 대한 CLOSURE를 구해보자.

$S' \rightarrow S$

$S \rightarrow CC$

$C \rightarrow Cc$

$C \rightarrow d$

- [풀이]

$\text{CLOSURE}([S' \rightarrow \bullet S, \$]) = \{[S' \rightarrow \bullet S, \$], [S \rightarrow \bullet CC, \$], [C \rightarrow \bullet cC, c/d], [C \rightarrow \bullet d, c/d]\}$

여기서  $[C \rightarrow \bullet cC, c/d]$ 는 2개의 항목  $[C \rightarrow \bullet cC, c]$ 와  $[C \rightarrow \bullet cC, d]$ 가 축약된 표현이다.

## 6.3 상향식 구문 분석

- LR(1) 항목의 정규 항목 집합을 만드는 방법은 SLR에서 LR(0) 항목의 정규 항목 집합을 구하는 방법과 동일하며, 이는 [알고리즘 6-7]과 같다.
- **[예제 6-31] LR(1) 항목에 대한 CLOSURE 구하기**
  - 다음 문법에서 LR(1) 항목  $[S' \rightarrow \bullet S, \$]$ 에 대한 CLOSURE를 구해보자.

$S' \rightarrow S$

$S \rightarrow CC$

$C \rightarrow Cc$

$C \rightarrow d$

▪ [풀이]

$$\text{CLOSURE}([S' \rightarrow \bullet S, \$]) = \{[S' \rightarrow \bullet S, \$], [S \rightarrow \bullet CC, \$], [C \rightarrow \bullet cC, c/d], [C \rightarrow \bullet d, c/d]\}$$

여기서  $[C \rightarrow \bullet cC, c/d]$ 는 2개의 항목  $[C \rightarrow \bullet cC, c]$ 와  $[C \rightarrow \bullet cC, d]$ 가 축약된 표현이다.

## 6.3 상향식 구문 분석

- [예제 6-32, 33] LR(1) 항목의 정규 항목 집합 구하고 구문 분석하기

- 다음 문법에서 LR(1) 항목의 정규 항목 집합을 구해보자.

$S \rightarrow CC$

$C \rightarrow cC$

$C \rightarrow d$

- [풀이]

(1) 증가 문법 :

0.  $S' \rightarrow S$

1.  $S \rightarrow CC$

2.  $C \rightarrow cC$

3.  $C \rightarrow d$

## 6.3 상향식 구문 분석

### (2) CLR 정규 항목 집합과 GOTO 그래프

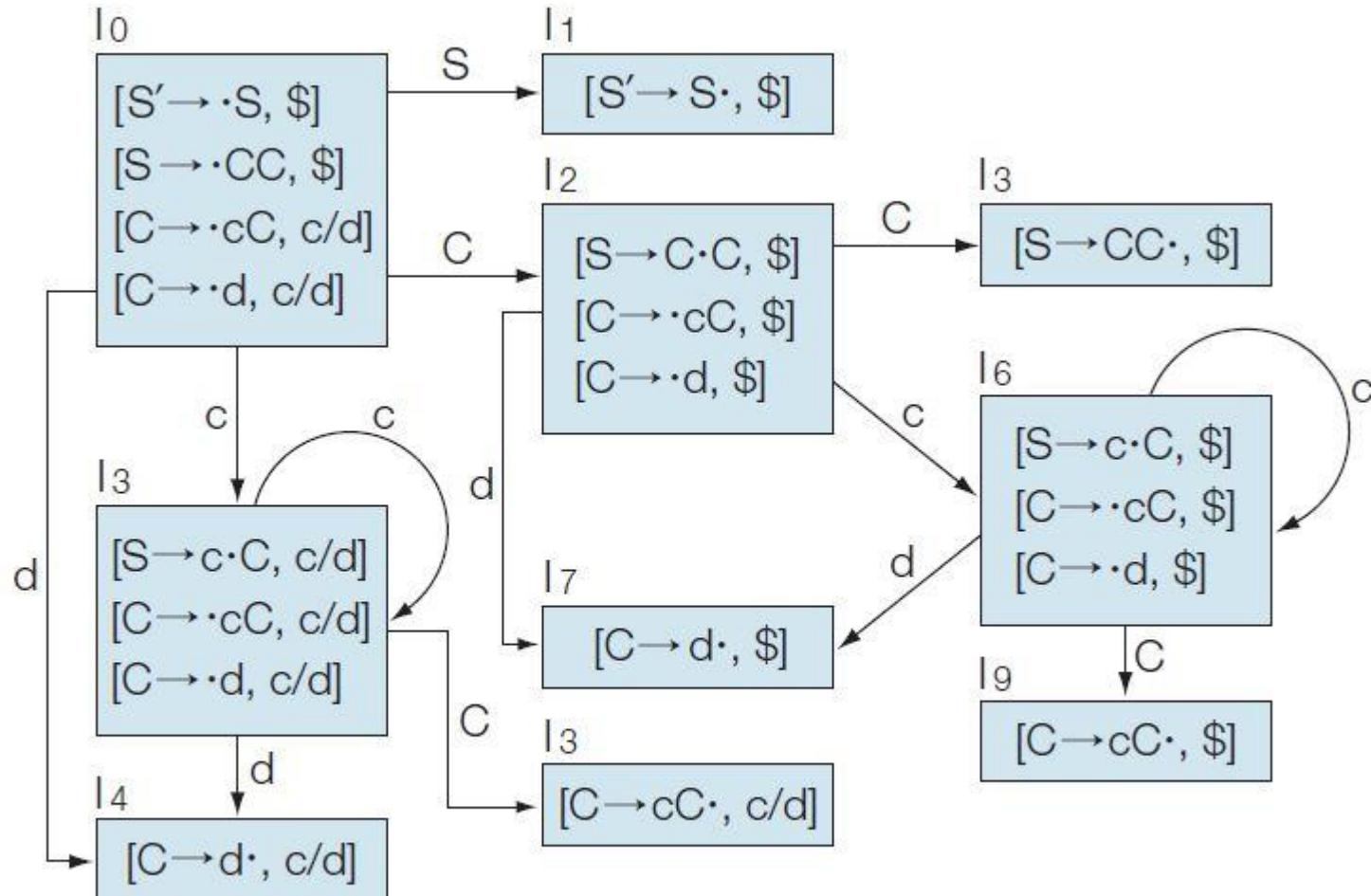


그림 6-7 CLR 정규 항목 집합과 GOTO 그래프

## 6.3 상향식 구문 분석

### (3) CLR 파싱표

표 6-5 CLR 파싱표

상태	구문 분석기 행동			GOTO 함수	
	c	d	\$	S	C
0	s3	s4		1	2
1			acc		
2	s6	s7			5
3	s3	s4			8
4	r3	r3			
5			r1		
6	s6	s7			9
7			r3		
8	r2	r2			
9			r2		

## 6.3 상향식 구문 분석

(4) 문장 ccdd의 구문 분석은 다음과 같다.

단계	스택	입력 기호	구문 분석 내용
0	0	ccdd\$	이동 3
1	0c3	cdd\$	이동 3
2	0c3c3	dd\$	이동 4
3	0c3c3d4	d\$	감축 3
4	0c3c3C	d\$	GOTO 8
5	0c3c3C8	d\$	감축 2
6	0c3C	d\$	GOTO 8
7	0c3C8	d\$	감축 2
8	0C	d\$	GOTO 2
9	0C2	d\$	이동 7
10	0C2d7	\$	감축 3
11	0C2C	\$	GOTO 5
12	0C2C5	\$	감축 1
13	0S	\$	GOTO 1
14	0S1	\$	수락

## 6.3 상향식 구문 분석

- 이제 [예제 6-30]에서 SLR 파싱표를 구했으나 충돌이 발생하여 SLR 문법이 아닌 것을 확인한 문법에 대해 이번에는 CLR 파싱표를 구해보자.

### [예제 6-34] CLR 파싱표 구하고 구문 분석하기 2

- [예제 6-30]에서 만든 LR(1) 항목의 정규 항목 집합을 이용하여 CLR 파싱표를 구성하고, 이 파싱표를 이용하여  $* \text{id} = \text{id}$ 의 구문 분석을 해보자.
- [풀이]

(1) 다음과 같이 증가 문법을 만든다.

$$S' \rightarrow S$$

①  $S \rightarrow L = R$

②  $S \rightarrow R$

③  $L \rightarrow * R$

④  $L \rightarrow \text{id}$

⑤  $R \rightarrow L$

## 6.3 상향식 구문 분석

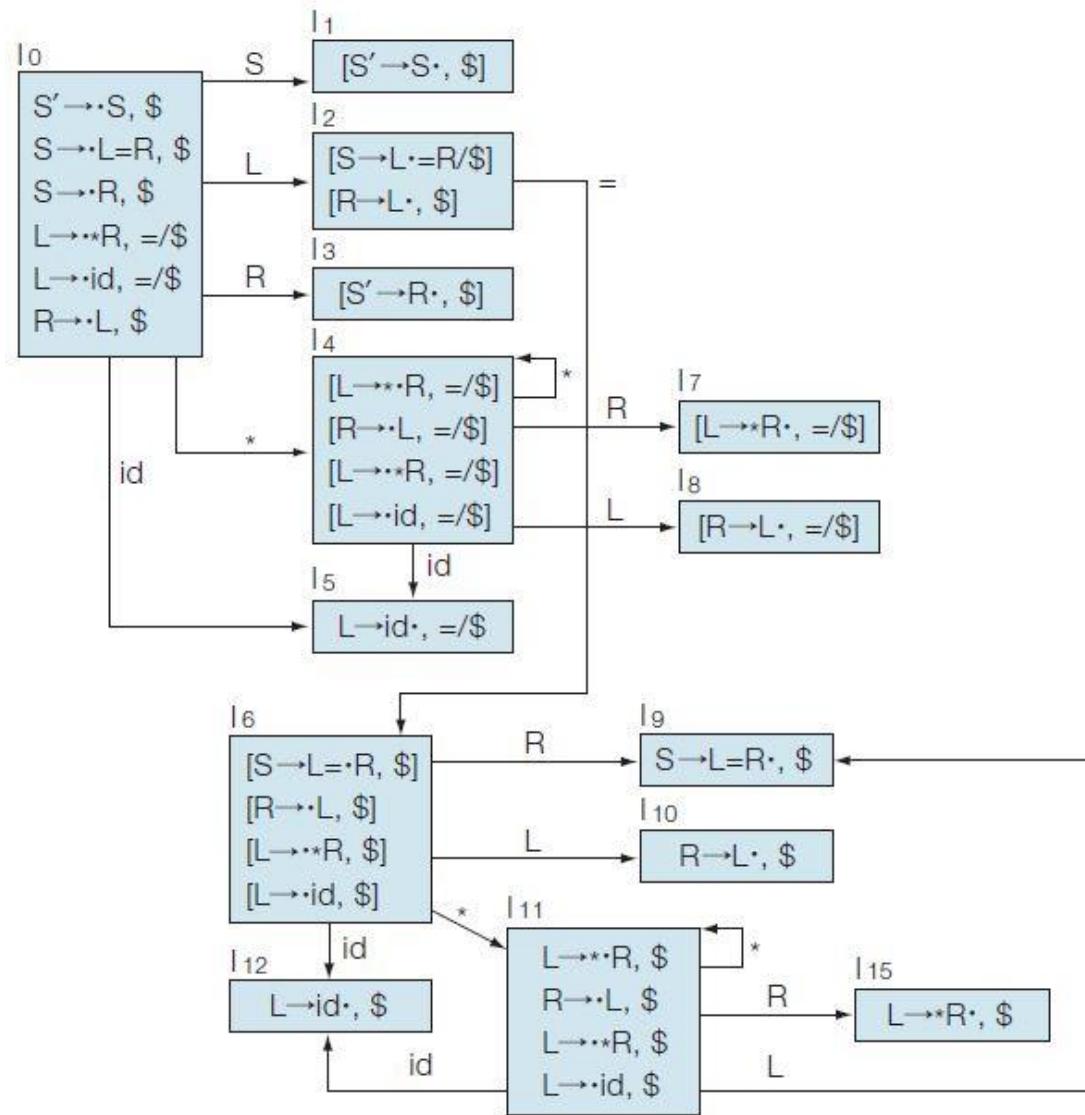


그림 6-8 GOTO 그래프

## 6.3 상향식 구문 분석

표 6-6 CLR 파싱표

상태	구문 분석기 행동				GOTO 함수		
	=	*	id	\$	S	R	L
0		s4	s5		1	3	2
1				acc			
2	s6			r5			
3				r2			
4		s4	s5		7	8	
5	r4						
6		s11	s12		9	10	
7	r3			r3			
8	r5			r3			
9				r1			
10				r5			
11		s11	s12		13	10	
12				r4			
13				r3			

- SLR 파싱표에서 나타났던 충돌 문제가 CLR 파싱표에서는 나타나지 않는다. 그러므로 예제에 주어진 문법은 SLR 문법은 아니지만 CLR 문법에는 맞는다는 것을 알 수 있다.

## 6.3 상향식 구문 분석

- 문장  $* \text{id} = \text{id}$ 의 구문 분석은 다음과 같다.

단계	스택	입력 기호	구문 분석 내용
0	0	$* \text{id} = \text{id\$}$	이동 4
1	0 * 4	$\text{id} = \text{id\$}$	이동 5
2	0 * 4id5	$= \text{id\$}$	감축 4
3	0 * 4L	$= \text{id\$}$	GOTO 8
4	0 * 4L8	$= \text{id\$}$	감축 5
5	0 * 4R	$= \text{id\$}$	GOTO 7
6	0 * 4R7	$= \text{id\$}$	감축 3
7	0L	$= \text{id\$}$	GOTO 2
8	0L2	$= \text{id\$}$	이동 6
9	0L2 = 6	$\text{id\$}$	이동 12
10	0L2 = 6id12	$\$$	감축 4
11	0L2 = 6L	$\$$	GOTO 10
12	0L2 = 6L10	$\$$	감축 5
13	0L2 = 6R	$\$$	GOTO 9
14	0L2 = 6R9	$\$$	감축 1
15	0S	$\$$	GOTO 1
16	0S1	$\$$	수락

## 6.3 상향식 구문 분석

- CLR 방법은 SLR 방법보다 매우 강력하지만 lookahead를 구해야 하므로 과정이 복잡하고 시간이 오래 걸리며 파싱표가 커진다는 단점이 있다. 따라서 이러한 단점을 보완하기 위해 LR(1)의 경우처럼 감축 행동은 lookahead를 이용하고 파싱표의 크기는 되도록 작게 구성할 수 있는 방법을 적용하게 되었는데 이를 LALR 방법이라 한다.
  - LALR 방법을 이해하기 위해 다음 예제를 살펴보자
- [예제 6-35] CLR 파싱표를 구성하고 SLR 파싱표와 CLR 파싱표의 크기 비교
- [예제 6-27]의 문법에 대해 [예제 6-28]에서 SLR 파싱표를 만들었다. 이 문법에 대한 CLR 파싱표를 구성하고 SLR 파싱표와 CLR 파싱표의 크기를 비교해보자.
  - [풀이]
    1. 다음과 같이 증가 문법을 만든다.

$$E' \rightarrow E$$

- ①  $E \rightarrow E + T$
- ②  $E \rightarrow T$
- ③  $T \rightarrow T * F$
- ④  $T \rightarrow F$
- ⑤  $F \rightarrow (E)$
- ⑥  $F \rightarrow id$

## 6.3 상향식 구문 분석

### 2. CLR 파싱표

표 6-7 CLR 파싱표

상태	구문 분석기 행동						GOTO 함수		
	+	*	(	)	id	\$	E	T	F
0			s4		s5		1	2	3
1	s6					acc			
2	r2	s7				r2			
3	r4	r4				r4			
4			s11		s12		8	9	10
5	r6	r6				r6			
6			s4		s5			13	3
7			s4			s5			14
8	s16			s15					

## 6.3 상향식 구문 분석

9	r2	s17		r2				
10	r4	r4		r4				
11			s11		s12		18	19
12	r6	r6		r6				
13	r1	s7				r1		
14	r3	r3				r3		
15	r5	r5				r5		
16			s11		s12		20	10
17			s11		s12			21
18	s16			s15				
19	r2	s17		r2				
20	r1	s17		r1				
21	r3	r3		r3				

- [표 6-3]의 SLR 파싱표와 [표 6-7]의 CLR 파싱표를 비교해보자. 똑같은 예제를 가지고 SLR 파싱 표와 CLR 파싱표를 작성했는데 SLR 파싱표는  $12 \times 9$  행렬이고 CLR 파싱표는  $22 \times 9$  행렬이다. 단 순 비교이지만 SLR 방법이 CLR 방법보다 파싱표의 크기를 작게 할 수 있음을 알 수 있다.

## 6.3 상향식 구문 분석

### ■ LALR 구문 분석

- LALR 구문 분석 방법은 lookahead 정보를 이용하기 때문에 lookahead LR 방법이라고도 한다.
  - SLR 방법보다 훨씬 강력하고, 파싱표의 크기가 CLR 방법보다 상당히 작으면서도 프로그래밍 언어의 구문 구조를 대부분 편리하게 표현할 수 있다는 것이 장점이다. 파싱표의 크기를 비교해보면 SLR 파싱표와 LALR 파싱표는 주어진 문법에 대해 항상 동일한 개수의 상태로 만들 수 있으며, c 언어의 경우 전형적으로 수백 개 정도이다. 반면에 CLR 파싱표는 동일한 규모의 언어에 대해 전형적으로 수천 개의 상태이다. 그러므로 CLR 파싱표보다 SLR 파싱표나 LALR 파싱표를 구성하는 것이 훨씬 더 쉽고 경제적이다.
  - 또한 모호하지 않은 문맥자유 문법으로 표현된 거의 모든 언어를 인식할 수 있으며, 에러를 초기에 탐지할 수 있다. 그러나 LALR 방법은 LR(0) 항목의 집합을 구한 후 파싱표를 만들기 위해 감축 항목이 있는 각 상태에서 lookahead 기호를 구하는 데 상당한 시간과 노력이 소요된다.
  - LALR 파싱표를 구성하는 방법은 두 가지가 있다. 파싱표를 구성하기가 쉽지만 파싱표의 크기가 커지는 LR(1)을 가지고 구성하는 방법과 효율적으로 파싱표를 구성할 수 있는 LR(0)과 lookahead를 가지고 구성하는 방법이 그것이다. 첫 번째 방법은 먼저 LR(1) 항목을 가지고 파싱표를 구성하는 방법으로 같은 코어를 가진 LR(1) 항목을 묶어서 하나의 상태로 구성하는 것이며, lookahead는 LR(1) 항목의 lookahead를 합한 것이다.

## 6.3 상향식 구문 분석

### ■ [예제 6-36] CLR 파싱표로 부터 LALR 파싱표 구하기

- [예제 6-32]의 문법과 [예제 6-33]의 CLR 파싱표를 가지고 LALR 파싱표를 구해보자.
- [풀이] [예제 6-32]의 [그림 6-7]에서 LR(1) 항목의 정규 항목 집합을 구했다. 여기서 코어가 같은 상태를 찾아보자. 우선 상태 I3과 I6이 같은 코어를 가지므로 다음과 같다.

$$I3 \cup I6 \Rightarrow I36 = \{[C \rightarrow c \bullet C, c/d/\$], [C \rightarrow \bullet cC, c/d/\$], [C \rightarrow \bullet d, c/d/\$]\}$$

같은 방법으로 다음과 같이 된다.

$$I4 \cup I7 \Rightarrow I47 = \{[C \rightarrow d \bullet, c/d/\$]\}$$

$$I8 \cup I9 \Rightarrow I89 = \{[C \rightarrow cC \bullet, c/d/\$]\}$$

따라서 LALR 파싱표는 [표 6-8]과 같다.

## 6.3 상향식 구문 분석

표 6-8 LALR 파싱표

상태	구문 분석기 행동			GOTO 함수	
	c	d	\$	S	C
0	s36	s47		1	2
1			acc		
2	s36	s47			5
36	s36	s47			89
47	r3	r3	r3		
5			r1		
89	r2	r2	r2		

## 6.3 상향식 구문 분석

- LALR parsing table 작성 방법
  - LR(1) 항목의 집합으로부터 작성하는 방법
    - 이론적으로 쉽게 설명
    - $C_1$  의 크기가 너무 커져서 실질적인 방법이 되지 못함
      - Lookahead에 따라 상태수가 매우 커지고 시간이 오래 걸리기 때문
  - LR(0) 항목의 집합으로부터 작성하는 방법
    - 이론적으로 복잡하고 어려움
    - 시간과 기억 공간이 작아지는 실질적인 방법

## 6.3 상향식 구문 분석

### ■ [정의 6-19] lookahead의 정의

- 상태  $p$ 에서 LR(0) 항목  $[A \rightarrow \alpha.\beta]$ 의 lookahead는  $LA(p, [A \rightarrow \alpha.\beta])$ 로 표기하며  $p$  상태에서  $A$  다음에 나올 수 있는 터미널 기호의 집합이다.

$$LA(p, [A \rightarrow \alpha.\beta]) = \{a \mid a \in FIRST(\delta), S^* \Rightarrow \gamma A \delta \Rightarrow \gamma \alpha \beta \delta, \gamma \alpha \text{ accesses } p\}.$$

- $\gamma \alpha$ 가 상태  $p$ 를 access한다는 것은 시작 상태로부터  $\gamma \alpha$ 만큼 보고 상태  $p$ 로 이동을 하였다는 의미

### ■ [예제 6-38] LALR 파싱표를 구성하고 구문 분석하기

- [예제 6-30]과 [예제 6-34]에서 같은 문법을 가지고 SLR 파싱표와 CLR 파싱표를 만들었다. 이번에는 LALR 파싱표를 만들고 문장  $* \text{id} = \text{id}$ 의 구문 분석을 해보자.

## 6.3 상향식 구문 분석

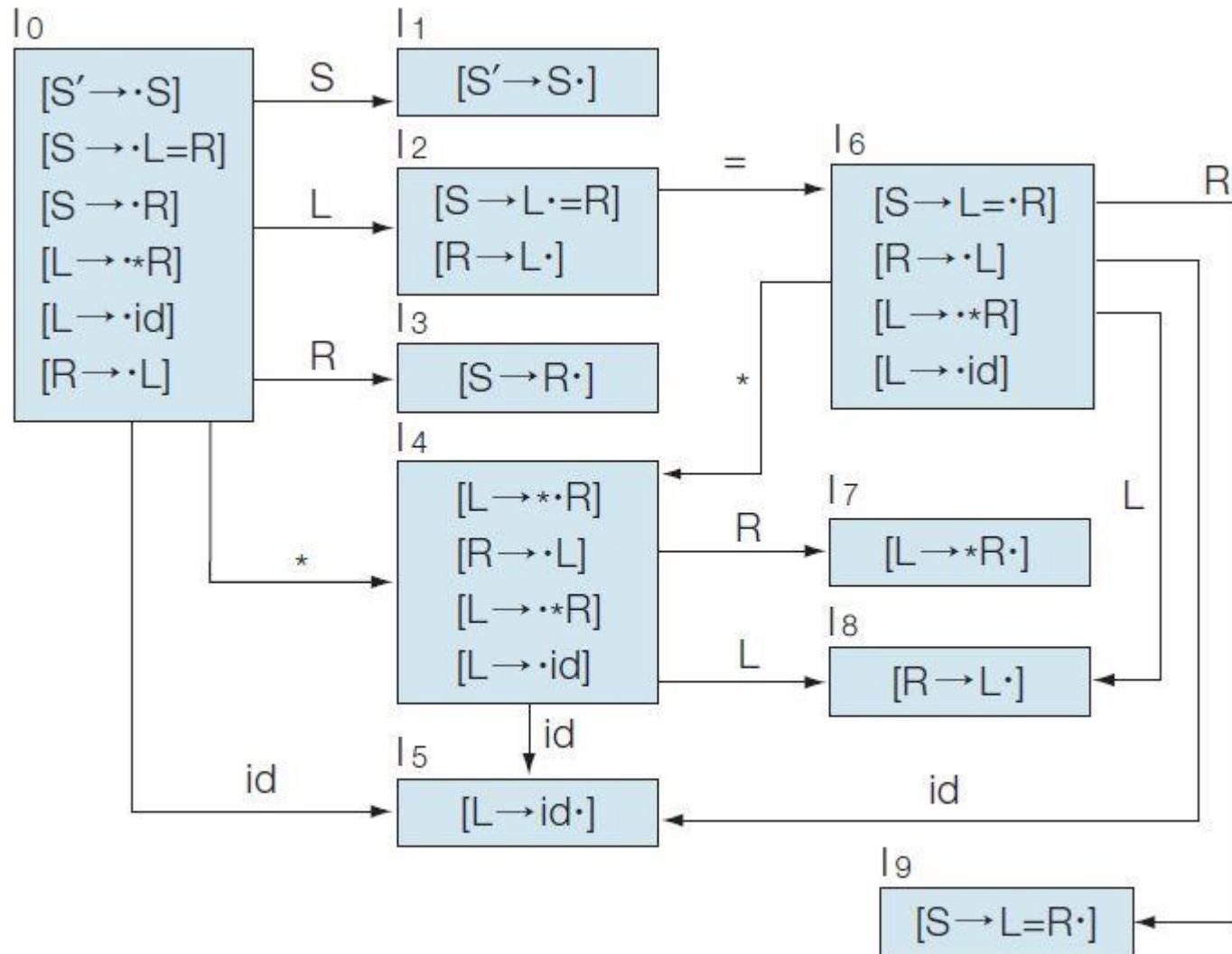


그림 6-9 LR(0) 항목의 정규 항목 집합

## 6.3 상향식 구문 분석

표 6-9 LALR 파싱표

상태	구문 분석기 행동				GOTO 함수		
	=	*	id	\$	S	R	L
0		s4	s5		1	3	2
1				acc			
2	s6			r5			
3				r2			
4		s4	s5		7	8	
5	r4			r4			
6		s4	s5		9	8	
7	r3			r3			
8	r5			r5			
9				r1			

## 6.3 상향식 구문 분석

단계	스택	입력 기호	구문 분석 내용
0	0	* id = id\$	이동 4
1	0 * 4	id = id\$	이동 5
2	0 * 4 id5	= id\$	감축 4
3	0 * 4 L	= id\$	GOTO 8
4	0 * 4 L8	= id\$	감축 5
5	0 * 4 R	= id\$	GOTO 7
6	0 * 4 R7	= id\$	감축 3
7	0 L	= id\$	GOTO 2
8	0 L2	= id\$	이동 6
9	0 L2 = 6	id\$	이동 5
10	0 L2 = 6 id5	\$	감축 4
11	0 L2 = 6 L	\$	GOTO 8
12	0 L2 = 6 L8	\$	감축 5
13	0 L2 = 6 R	\$	GOTO 9
14	0 L2 = 6 R9	\$	감축 1
15	0 S	\$	GOTO 1
16	0 S1	\$	수락

## 6.3 상향식 구문 분석

- [표 6-9]의 파싱표에 2개 이상의 행동이 함께 정의되어 있지 않으므로 주어진 문법은 LALR 문법이다. [예제 6-30], [예제 6-34], [예제 6-38]에서 한 가지 문법을 가지고 SLR, CLR, LALR 파싱표를 만들어보았다. 파싱표에 충돌이 있는지 없는지에 따라 문법을 말할 수 있는데, 이 문법은 CLR, LALR 문법이지만 SLR 문법은 아니다. CLR, LALR 문법에 맞으므로 파싱표의 크기를 비교할 수 있으며, LALR 파싱표가 CLR 파싱표보다 매우 작다.

## 6.4 모호한 문법의 사용과 에러 처리 루틴

### ▪ 모호한 문법의 사용과 에러 처리 루틴

- 모호한 문법은 언어의 명세에서 매우 유용하다. 표현식과 같은 언어 구조에 대해 모호한 문법은 동등한 모호하지 않은 문법보다 더 짧고 더 자연스러운 명세를 제공한다. 즉 모호한 문법은 동등한 모호하지 않은 문법보다 문법의 표현이 간단하며, 사람들이 사용하기에 훨씬 자연스러운 문법이다.
- 모호한 문법을 가지고 파싱표를 작성하면 항상 이동 - 감축 충돌이나 감축 - 감축 충돌을 야기한다.
- 이러한 충돌을 없애는 두 가지 방법이 있다. 첫 번째 방법은 앞에서 다루었던 모호한 문법을 동등한 의미를 가진 모호하지 않은 문법으로 변환하는 것이다. 두 번째 방법은 모호한 문법을 가지고 파싱표를 작성한 다음 파싱표에서 발생하는 충돌을 제거하는 것.
- 두 가지의 모호한 문법을 통해 파싱표에 나타난 충돌을 제거하는 방법을 도입. 첫 번째는 산술식에서 연산자 우선순위와 결합 법칙을 이용하여 충돌을 제거하는 것이고, 두 번째는 현수 else라고 하는 모호한 문법이다.
- 먼저 산술식에서 연산자 우선순위와 결합 법칙을 이용하여 충돌을 제거하는 방법을 살펴보자. 충돌은 이동 - 감축 충돌과 감축 - 감축 충돌이 있는데, 이동 - 감축 충돌의 경우 감축되는 생성 규칙과 입력 기호의 우선순위를 비교하여 생성 규칙의 우선순위가 높으면 감축을 선택하고, 그렇지 않으면 이동을 선택한다. 생성 규칙의 우선순위는 그 생성 규칙 내에 있는 터미널 기호로 결정할 수 있다. 반면에 감축 - 감축 충돌은 감축되는 생성 규칙의 우선순위를 비교하여 우선순위가 높은 쪽으로 감축하면 된다

## 6.4 모호한 문법의 사용과 에러 처리 루틴

### ▪ 충돌을 제거하는 방법

- 이동-감축 충돌인 경우 충돌을 해결하는 방법
  - 감축되는 생성규칙과 입력 기호의 우선 순위를 비교하여 결정
    - 생성규칙의 순위가 높으면 감축을 선택, 그렇지 않으면 이동을 선택
  - 같은 순서인 경우에는 결합 법칙을 이용
    - 좌측 결합을 만족하면 감축, 우측 결합을 만족하면 이동을 선택
- 감축-감축 충돌인 경우 충돌을 해결하는 방법
  - 감축되는 생성규칙들의 순위를 비교하여 어느 생성규칙으로 감축할 것인가를 결정하는데 우선 순위가 높은 것을 선택
    - 생성규칙의 순위는 그 생성규칙 내에 있는 터미널 기호로 결정 가능

## 6.4 모호한 문법의 사용과 에러 처리 루틴

- [예제 6-40] 모호한 문법에 대한 SLR 파싱표를 만들고 충돌 제거하기
  - [예제 6-39]에 주어진 모호하지 않은 문법에 대한 SLR 파싱표를 만들고, 모호한 문법에 대해서도 SLR 파싱표를 만들어 충돌이 발생하는지 확인한다. 충돌이 발생하면 연산자 우선순위와 결합 법칙을 적용하여 충돌을 제거하고, 충돌을 제거한 후 모호하지 않은 문법의 파싱표와 비교해보자.
  - [풀이]
    - [예제 6-27]과 [예제 6-28]에서 모호하지 않은 문법으로 변환된 문법에 대해 [표 6-3]과 같은 파싱표를 만들었으며, [표 6-3]에서는 충돌이 발생하지 않았다. 여기서는 모호한 문법에 대해 SLR 파싱표를 만들어보자.
- 1. 증가 문법을 만든다.
- 2. FOLLOW를 계산한다.
  - $\text{FOLLOW}(E) = \{+, *, (), \$\}$

## 6.4 모호한 문법의 사용과 에러 처리 루틴

### 3. SLR 파싱표

상태	구문 분석기 행동							GOTO 함수
	id	+	*	(	)	\$	E	
0	s3				s2			1
1		s4	s5			acc		
2	s3				s2			6
3		r4	r4			r4	r4	
4	s3				s2			7
5	s3				s2			8
6		s4	s5			s9		
7		s4, r1	s5, r1		r1	r1		
8		s4, r2	s5, r2		r2	r2		
9		r3	r3		r3	r3		

## 6.4 모호한 문법의 사용과 에러 처리 루틴

- 이 문법에서는 상태  $I_7, I_8$ 에서 이동 -감축 충돌이 발생했다. 파싱표의 크기를 비교해보면 모호하지 않은 문법에 대한 파싱표는  $12 \times 9$  행렬인 데 비해 모호한 문법에 대한 파싱표는  $10 \times 9$  행렬이다. 즉 충돌만 해결한다면 모호한 문법에 대한 파싱표를 모호하지 않은 문법에 대한 파싱표보다 작게 만들 수 있고 구문 분석 시간도 빠르게 할 수 있다.
- 상태  $I_7$ 과  $I_8$ 에 대한 파싱표 다음과 같다.

$$LA(I_7, [E \rightarrow E + E.]) = \{+, *, ), \$\}$$

$$LA(I_8, [E \rightarrow E * E.]) = \{+, *, ), \$\}$$

상태	id	+	*	(	)	\$	E
$I_7$		r1,s4	r1,s5		r1	r1	
$I_8$		r2,s4	r2,s5		r2	r2	

- 충돌의 해결
  - 생성 규칙에 있는 기호와 이동 기호의 순위를 비교하여 생성규칙에 있는 기호의 순위가 높으면 감축하고 그렇지 않으면 이동한다.
  - 같은 순위일 경우, 좌측 결합을 만족하면 감축하고 우측 결합을 만족하면 이동한다.

## 6.4 모호한 문법의 사용과 에러 처리 루틴

표 6-10 충돌을 제거한 파싱표

상태	구문 분석기 행동						GOTO 함수
	id	+	*	(	)	\$	
0	s3			s2			1
1		s4	s5			acc	
2	s3			s2			6
3		r4	r4		r4	r4	
4	s3			s2			7
5	s3			s2			8
6		s4	s5		s9		
7		r1	s5		r1	r1	
8		r2	r2		r2	r2	
9		r3	r3		r3	r3	

## 6.4 모호한 문법의 사용과 에러 처리 루틴

- 입력 문장  $id + id * id$ 에 대해 모호한 문법의 파싱표를 가지고 구문 분석을 해보자.

스택	입력 기호	구문 분석 내용
0	$id + id * id\$$	이동 3
0id3	$+ id * id\$$	감축 4
0E	$+ id * id\$$	GOTO 1
0E1	$+ id * id\$$	이동 4
0E1 + 4	$id * id\$$	이동 3
0E1 + 4id3	$* id\$$	감축 4
0E1 + 4E	$* id\$$	GOTO 7
0E1 + 4E7	$* id\$$	충돌 발생

- 더 이상 진행하지 못한다.

## 6.4 모호한 문법의 사용과 에러 처리 루틴

- 마지막으로 입력 문장  $\text{id} + \text{id} * \text{id}$ 에 대해 충돌을 해결한 파싱표를 가지고 구문 분석을 해보자.

단계	스택	입력 기호	구문 분석 내용
0	0	iiaeas\$	이동 2
1	0i2	iaeas\$	이동 2
2	0i2i2	aea\$	이동 3
3	0i2i2a3	ea\$	감축 3
4	0i2i2S	ea\$	GOTO 4
5	0i2i2S4	ea\$	이동 5
6	0i2i2S4e5	a\$	이동 3
7	0i2i2S4e5a3	\$	감축 3
8	0i2i2S4e5S	\$	GOTO 6

## 6.4 모호한 문법의 사용과 에러 처리 루틴

단계	스택	입력 기호	구문 분석 내용
9	0E1 + 4E7 * 5id3	\$	감축 4
10	0E1 + 4E7 * 5E	\$	GOTO 8
11	0E1 + 4E7 * 5E8	\$	감축 2
12	0E1 + 4E	\$	GOTO 7
13	0E1 + 4E7	\$	감축 1
14	0E	\$	GOTO 1
15	0E1	\$	수락

- 구문 분석을 해보니 모호하지 않은 문법에 대해서는 22단계의 과정을 거치지만, 모호한 문법에 대해 파싱표를 만든 후 충돌을 제거한 파싱표를 이용하여 구문 분석을 하면 16단계 만에 똑같은 결과를 얻는다. 따라서 모호하지 않은 문법에 대한 파싱표보다 모호한 문법에 대한 파싱표가 크기도 작고 구문 분석 시간도 단축할 수 있다.

## 6.4 모호한 문법의 사용과 에러 처리 루틴

- [예제 6-42] 에러 검출과 처리

- 다음의 모호한 문법에 대한 SLR 파싱표를 구성하고 에러 처리에 대해 설명해보자.

$E \rightarrow E + E \mid E * E \mid (E) \mid id$

- [풀이]

- 에러 검출과 에러 처리를 위해 수정된 SLR 파싱표는 [표 6-12]와 같다.

## 6.4 모호한 문법의 사용과 에러 처리 루틴

표 6-12 에러 검출과 처리를 위한 파싱표

상태	구문 분석기 행동						GOTO 함수
	id	+	*	(	)	\$	
0	s3	e1	e1	s2	e2	e1	1
1	e3	s4	s5	e3	e2	acc	
2	s3	e1	e1	s2	e2	e1	6
3	r4	r4	r4	r4	r4	r4	
4	s3	e1	e1	s2	e2	e1	7
5	s3	e1	e1	s2	e2	e1	8
6	e3	s4	s5	e3	s9	e4	
7	r1	r1	s5	r1	r1	r1	
8	r2	r2	r2	r2	r2	r2	
9	r3	r3	r3	r3	r3	r3	

- [표 6-12]에서 상태 3과 id, 상태 3과 (, 상태 7과 id, 상태 7과 (, 상태 8과 id, 상태 8과 (, 상태 9와 id, 상태 9와 (는 에러 자리이지만 에러를 바로 찾지 못하므로 감축을 하고 다음 단계에서 에러를 검출한다.

## 6.4 모호한 문법의 사용과 에러 처리 루틴

- 에러 처리 내용은 다음과 같다.
- e1 : 이 루틴은 상태 0, 2, 4, 5로부터 호출된다. 이러한 상태는 모두 id를 기대하는데 +, \*, \$가 발견되었다.
- ‘missing operand’를 출력한다.
- 계속 처리한다면 상태 0, 2, 4, 5에서 id를 읽어갈 수 있는 상태 3이므로 id를 push하고 상태 3을 push 한다.
- e2 : 오른쪽 괄호를 발견했을 때 상태 0, 1, 2, 4, 5로부터 호출된다. 왼쪽 괄호 없이 오른쪽 괄호를 발견한 경우 이므로 입력에서 오른쪽 괄호를 제거하라고 하거나 왼쪽 괄호를 추가하라고 한다.
- ‘unbalanced right parenthesis’를 출력한다.
- 계속 처리한다면 입력에서 오른쪽 괄호를 제거한다.
- e3 : 이 루틴은 상태 1, 6으로부터 호출된다. 피연산자를 읽고 연산자를 기대하고 있는데 id나 오른쪽 괄호가 발견된 경우이다.
- ‘missing operator’를 출력한다.
- 계속한다면 +에 상응하는 상태 4를 스택에 저장한다.
- e4 : 이 루틴은 상태 6으로부터 호출되고 입력의 끝인 \$가 발견되었다. 왼쪽 괄호는 나왔는데 오른쪽 괄호가 없는 경우이다.
- ‘missing right parentheses’를 출력한다.
- 계속한다면 오른쪽 괄호에 상응하는 상태 9를 스택에 저장한다

## 6.4 모호한 문법의 사용과 에러 처리 루틴

### ■ [예제 6-43] 에러 복구를 위한 구문 분석하기

- [예제 6-42]의 파싱표를 이용하여 입력 문장 id+)\$의 구문 분석을 해보자.
- [풀이]

스택	입력 기호	에러 메시지와 처리
0	id + )\$	이동 3
0id3	+ )\$	감축 4
0E	+ )\$	GOTO 1
0E1	+ )\$	이동 4
0E1 + 4	)\$	e2 발생
0E1 + 4	\$	'unbalanced right parenthesis' e2는 오른쪽 괄호를 제거한다.
0E1 + 4	\$	'missing operand' e1은 스택 속에 id3을 넣는다.
0E1 + 4id3	\$	감축 4
0E1 + 4E	\$	GOTO 7
0E1 + 4E7	\$	감축 1
0E	\$	GOTO 1
0E1	\$	수락