컴파일러: 6장

국민대학교 컴퓨터공학부
강 승 식

제6장 Bottom-up 구문 분석

- LR 파싱
  - Left-to-right scanning & Rightmost derivation
  - Deterministic parsing
  - *우단 역유도* 방식에 따라 *결정적인* 방법으로 파싱

- 우단유도에서 비결정성 문제
  - Shift-reduce conflict
  - Reduce-reduce conflict

- 백트래킹이 없는 결정적 파싱이 가능하려면…
  - 각 단계에서 shift할지, reduce할지 결정되어야 함
  - Reduce할 경우 어떤 생성규칙으로 reduce할지 결정되어 있어야 함

LR(1) 조건, LR(1) 문법

- LR(1) 조건
  - 우단 역유도의 각 단계에서 현재 위치에서 reduce되어야 할 입력(토큰) 1개를 보고 shift할지, reduce할지를 알 수 있고, reduce할 경우 어떤 생성규칙을 적용할지 알 수 있는 결정적 파싱이 가능한 문법

- LR(1) 문법
  - LR(1) 조건을 만족하는 문법

LR(k) 문법

- LR(k) 문법은 현재 위치에서 생성해야 할 d 입력(토큰) k개를 참조하여 결정적 파싱이 가능한 문법

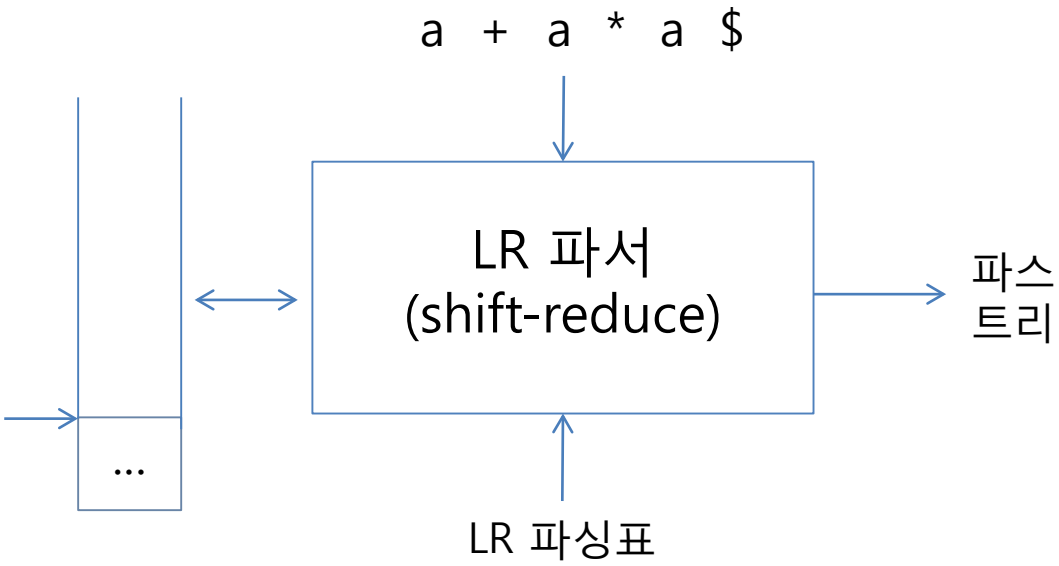
LR 조건을 만족하지 않는 문법

- 파싱표 작성할 때 <state, 터미널> 항에 shift-reduce 혹은 reduce-reduce conflict가 발생하는 문법은 LR 조건을 만족하지 않음

- LR 조건을 만족하지 않는 문법은 그 의미에 따라 강제로 하나의 생성규칙을 선택한다면 결정적인 파서를 구현할 수 있다

LR 파서의 구조

- Shift: 입력 토큰 1개를 스택으로 이동
- Reduce: 스택의 top 부분에서 어떤 생성규칙의 RHS와 일치되는 부분을 LHS로 대치



LR 파서의 작동 방식

1. 스택 내용을 시작 상태(S_0)로 초기화

2. 스택의 top에 있는 '현재 상태 번호'와 입력 버퍼의 터미널 토큰에 대해 LR 파싱표에 지정되어 있는 연산을 수행

3. shift 연산의 경우
   - 입력 버퍼의 터미널 토큰을 스택으로 이동하고,
   - 파싱표에 지정된 다음 상태 번호를 스택에 삽입

4. reduce 연산의 경우
   - 파싱표에 지정된 생성규칙 번호에 의해 reduce를 수행
   - 생성규칙의 LHS와 함께 '다음 상태 번호'를 삽입
     - 스택의 <상태번호, 삽입된 논터미널 기호>에 대해 GOTO 테이블에 지정된 상태 번호를 스택에 삽입

LR 파서

- LR 파서의 스택 내용
  - 초기 상태 번호로 시작
    - 스택의 top 기호는 항상 상태 번호
  - Shift 연산에 의해
    - <입력토큰, next state>쌍을 스택에 push
  - Reduce 연산에 의해
    - RHS에 해당하는 <문법기호, state> 쌍들을 pop
    - LHS에 해당하는 <문법기호, next state> push

LR 파싱표

기호 / 상태	ACTION 테이블	GOTO 테이블
	t_1 t_2 t_3 ... t_n $	N_1 N_2 N_3 ... N_m
0 1 2 ...	<shift, 다음 상태 번호> <reduce, 생성규칙 번호> <accept> <error>	다음 상태 번호

LR 파싱 예제

1. E → E + F
2. E → F
3. F → a

심벌 / 상태	ACTION 테이블			GOTO 테이블	
	a	+	$	E	F
0	s3			1	2
1		s4	acc		
2		r2	r2		
3		r3	r3		
4	s3				5
5		r1	r1		

a+a 에 대한 파싱 과정

스택	입력 버퍼	동작
0	a + a $	s3
0 a 3	+ a $	r3 GOTO 2
0 F 2	+ a $	r2 GOTO 1
0 E 1	+ a $	s4
0 E 1 + 4	a $	s3
0 E 1 + 4 a 3	$	r3 GOTO 5
0 E 1 + 4 F 5	$	r1 GOTO 1
0 E 1	$	accept 파싱 성공

중간이 빈곳을 만나면 syntax Error

<과제> 위 LR 파싱표와 LR 파서를 구현하시오.

LR 파싱표 작성

- LR(0) item 집합과 오토마타 구성
  - 주어진 문법에 대한 오토마타를 구성
    - 오토마타의 각 상태는 LR(0) item 집합
- LR(0) item
  - 각 생성규칙의 RHS 부분에 dot 표시
    생성규칙을 대괄호로 둘러쌈
  - Mark 심벌
    - dot 표시가 있는 터미널 또는 논터미널 기호
    - 예) [A → ・BCD] 에서 mark 심벌은 B

LR(0) item

- LR(0) item 유형
  - Closure item, kernel item, reduce item

- 생성규칙 A → BCD에 대한 LR(0) item

  [A → ・BCD] : closure item

  [A → B・CD] : kernel item

  [A → BC・D] : kernel item

  [A → BCD・] : reduce item

LR(0) item의 의미

- LR(0) item은
  - 생성규칙의 RHS 부분이 스택에서 reduce될 준비가 되어 있는지를 나타낸다.
  - 즉, 생성규칙의 RHS가 스택의 top 부분에 현재 어디까지 완성되어 있는지를 보여준다.

- 예)
  - [A → BC・D] : 현재 BC가 스택의 top 부분에 있고, D가 스택에 삽입되면 reduce될 수 있음
  - [A → BCD・] : reduce할 준비가 되어 있음

스택안에 BC가 들어있음

- Closure item
  - dot 위치가 RHS의 맨 앞
- Kernel item
  - dot 위치가 RHS의 터미널/논터미널 중간에 있는 LR(0) item
- Reduce item
  - dot 위치가 RHS의 맨 끝, reduce 준비 완료

Closure item

- Mark 기호가 non-terminal이면, 그 생성규칙으로 reduce가 되어 있어야 한다

- 예) [A → ・BCD] 의 경우
  - 논터미널 B가 스택에 삽입되려면 B-생성규칙이 먼저 적용되어야 함.
  - 따라서 B-생성규칙으로 reduce될 수 있도록 [A → ・BCD]에 대한 CLOSURE 집합을 구성

CLOSURE 집합

- CLOSURE([A → ・ BCD]) =
  - { [A → ・ BCD] } ∪ {mark 심벌이 논터미널인 생성규칙들에 대한 closure item }

- 예) B → CD, B → EF 에 대해
  - CLOSURE([A → ・ BCD]) =
    { [A → ・ BCD], [B → ・ CD], [B → ・ EF] } ∪
    { C-생성규칙과 E-생성규칙에 대한 closure item }

- 시작기호에 대한 CLOSURE 집합이 오토마타의 초기상태가 된다

LR 파싱표를 위한 오토마타 구성

1) 문법에 새로운 시작기호 추가: ACC → S

2) 초기 상태 S_0
   새로운 시작기호의 closure item에 대한 CLOSURE 집합
   CLOSURE([ACC → ・S]) = { [ACC → ・S], [S → ・α], … }

3) 다음 상태 구성
   – 각 상태의 CLOSURE 집합에서 각 mark 심벌들에 대해 dot 위치를 mark 심벌의 다음 위치로 이동한 LR(0) item에 대해 CLOSURE 집합 구성

4) 더 이상 새로운 상태가 만들어지지 않을 때까지 반복

오토마타 구성

- 현재 상태 S_i에서 mark 기호 X에 대해 다음 상태를 S_j로 구성
  - $GOTO(S_i, X) = S_j$
  - 다음 상태의 개수는? mark 기호의 개수

- 초기 상태로부터 시작하여 각 상태에서 X-transition에 의해 다음 상태 구성

오토마타 구성 예제

(1) 새로운 시작 기호 추가

0. ACC → E
1. E → E + F
2. E → F
3. F → a

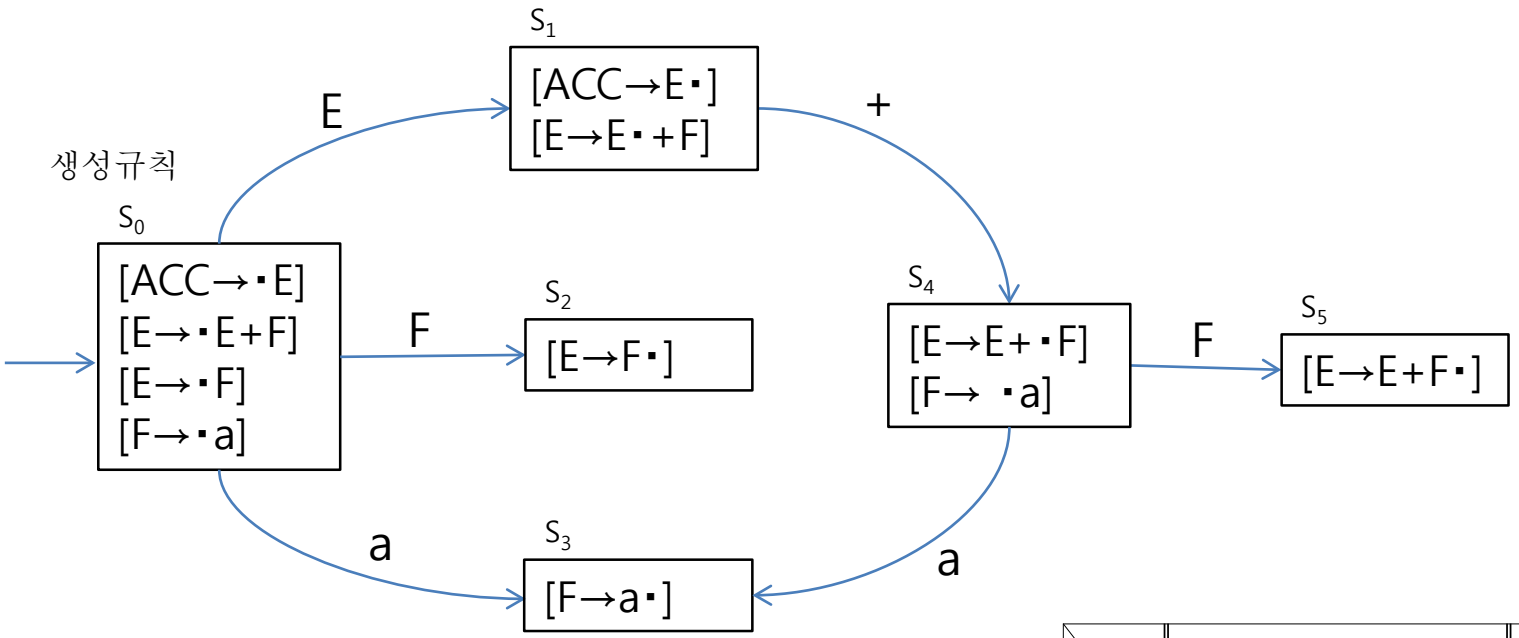
(2) 오토마타 구성

S_0 = CLOSURE({ [ACC→・E] }) = { [ACC→・E], [E→・E+F], [E→・F], [F→・a] }

GOTO(S_0, E) = S_1 = { [ACC→E・], [E→E・+F] }
GOTO(S_0, F) = S_2 = { [E→F・] }
GOTO(S_0, a) = S_3 = { [F→a・] }

GOTO(S_1, +) = S_4 = { [E→E+・F], [F→・a] }

GOTO(S_4, F) = S_5 = { [E→E+F・] }
GOTO(S_4, a) = S_3



FOLLOW(acc) = {$}

FOLLOW(E) = { +, $ }

FOLLOW(F) = { +, $ }

심벌 / 상태	ACTION 테이블			GOTO 테이블	
	a	+	$	E	F
0	s3			1	2
1		s4	acc		
2		r2	r2		
3		r3	r3		
4	s3				5
5		r1	r1		

SLR 파싱표

- LR 파싱표를 구성하는 가장 간단한 방법
- LR(0) item 집합과 mark 심벌들에 대한 다음 상태들로 구성된 오토마타로부터 구성

1) 상태 S_i 에서 mark 심벌이 터미널 a인 경우
   GOTO(S_i, a) = S_j 에 대해 ACTION[i][a] = <shift, j>

2) 상태 S_i 에서 mark 심벌이 논터미널 A인 경우
   GOTO(S_i, A) = S_j 에 대해 GOTO[i][A] = j

3) 상태 S_i 에서 reduce item [A→ α・] 가 존재하는 경우
   FOLLOW(A)에 속하는 모든 터미널 a에 대해
   ACTION[i][a] = <reduce, 생성규칙 번호>

SLR 파싱표 작성 연습

Predictive 파싱에서 예로 들었던 문법

S → bAb | aB | ε
A → aAb | bBa
B → b | ε

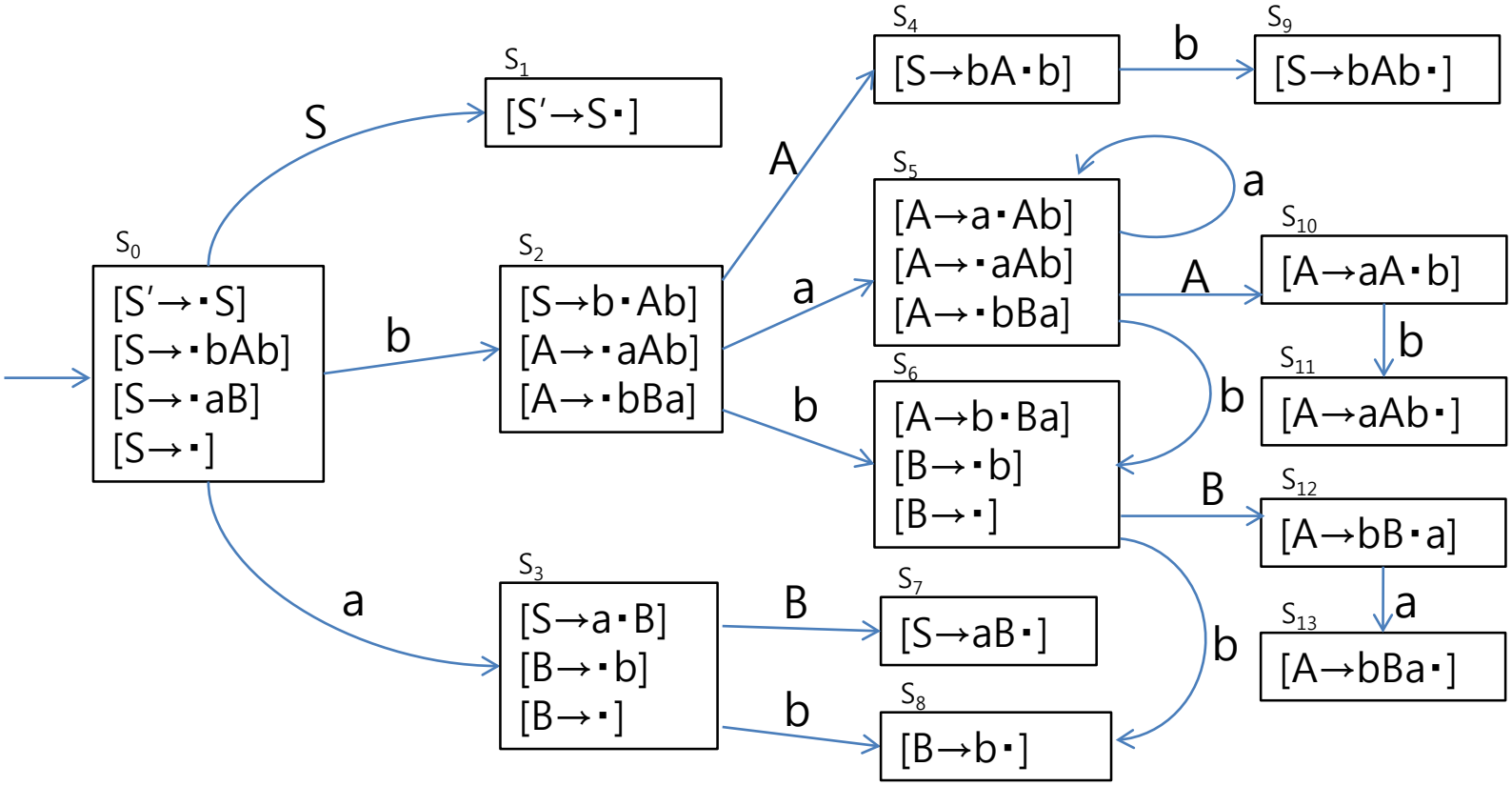
새로운 시작 기호 추가

0. S' → S
1. S → bAb
2. S → aB
3. S → ε
4. A → aAb
5. A → bBa
6. B → b
7. B → ε

<참고> 위 문법에 대한 yacc 입력 파일을 작성하고 입력 bbab, babbabb에 대한 파싱 결과를 출력하시오.

C_0와 GOTO 그래프

- 오토마타 구성



- FIRST와 FOLLOW

  FIRST(S) = { a, b, ε }

  FIRST(A) = { a, b }

  FIRST(B) = { b, ε }

  FOLLOW(S) = FOLLOW(S') = { $ }

  FOLLOW(A) = { b } // 책 에러 수정

  FOLLOW(B) = { a, $ }

심벌 / 상태	ACTION 테이블			GOTO 테이블		
	a	b	$	S	A	B
0	s3	s2	r3	1		
1			acc			
2	s5	s6			4	
3	r7	s8	r7			7
4		s9				
5	s5	s6			10	
6	r7	s8	r7			12
7			r2			
8	r6		r6			
9			r1			
10		s11				
11		r4				
12	s13					
13		r5				

<참고> 위 파싱표에 따라 bbab, babbabb에 대한 파싱 과정을 보이고 yacc로 파싱한 결과와 동일한지 비교하시오.

SLR 파싱표: 모호한 문법

우선순위가 반영안되서 모호한 문법
conflict 발생 shift,reduce가 두개가 들어가는 경우 발생

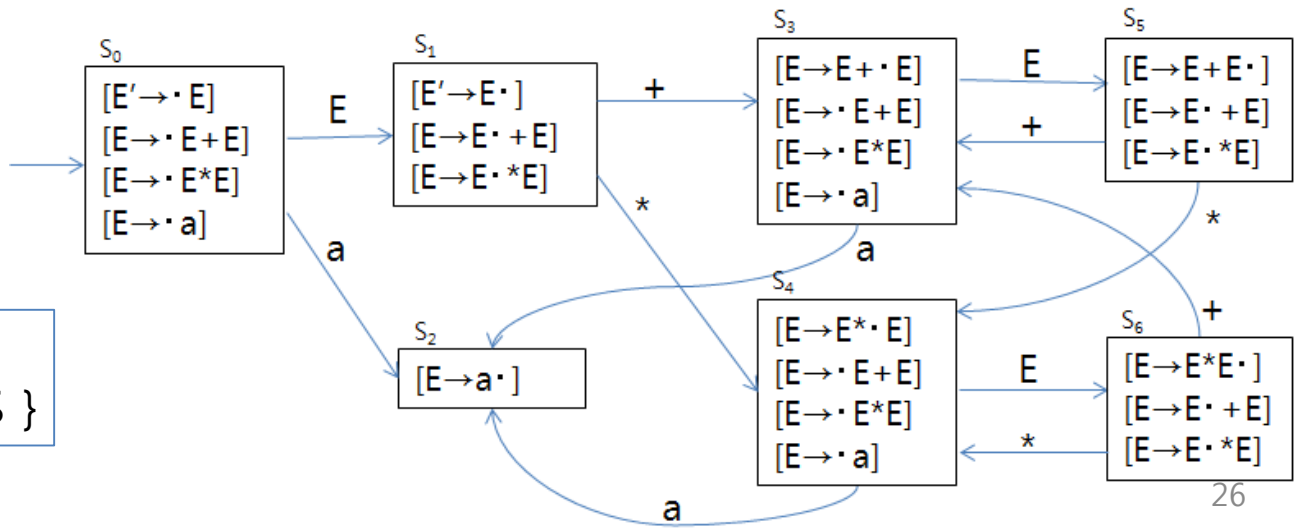
$$E \rightarrow E + E \mid E * E \mid a$$

LR테이블을 만들때(개념적)
3가지 SLR(파싱테이블 만드는방법) 나머지두개 CLR, ~

새로운 시작 기호 추가

0. E' → E
1. E → E + E
2. E → E * E
3. E → a

심벌 / 상태	ACTION 테이블				GOTO 테이블
	a	+	*	$	E
0					
1				acc	
2					
3					
4					
5					
6					



FIRST(E) = { a }
FOLLOW(E) = { +, *, $ }

LR(1) item

- LR(0) item의 reduce item [A→α・]에 대해
  - FOLLOW(A)에 속하는 모든 터미널 a에 대해 reduce 연산을 수행
  - 문제점: FOLLOW(A)에는 다른 유도 과정에서 발생하는 터미널이 포함되는 경우가 발생 가능

LR(1) item = LR(0) + lookahead

- LR(1) item : [A → B・CD, a/b/c]
  - 시작 기호로부터 현재 상태까지 유도 과정을 고려
  - 시작 상태로부터 현재 상태까지 유도 과정에서 reduce가 허용되는 터미널 집합을 lookahead라 하고, LR(0) item에 lookahead를 추가한 것

  - 추가된 생성규칙 [S' → ・S]의 lookahead는 '$' 이므로 시작 상태는 [S' → ・S, $]의 closure item에 대한 CLOSURE 집합

LR(1) item의 lookahead 계산

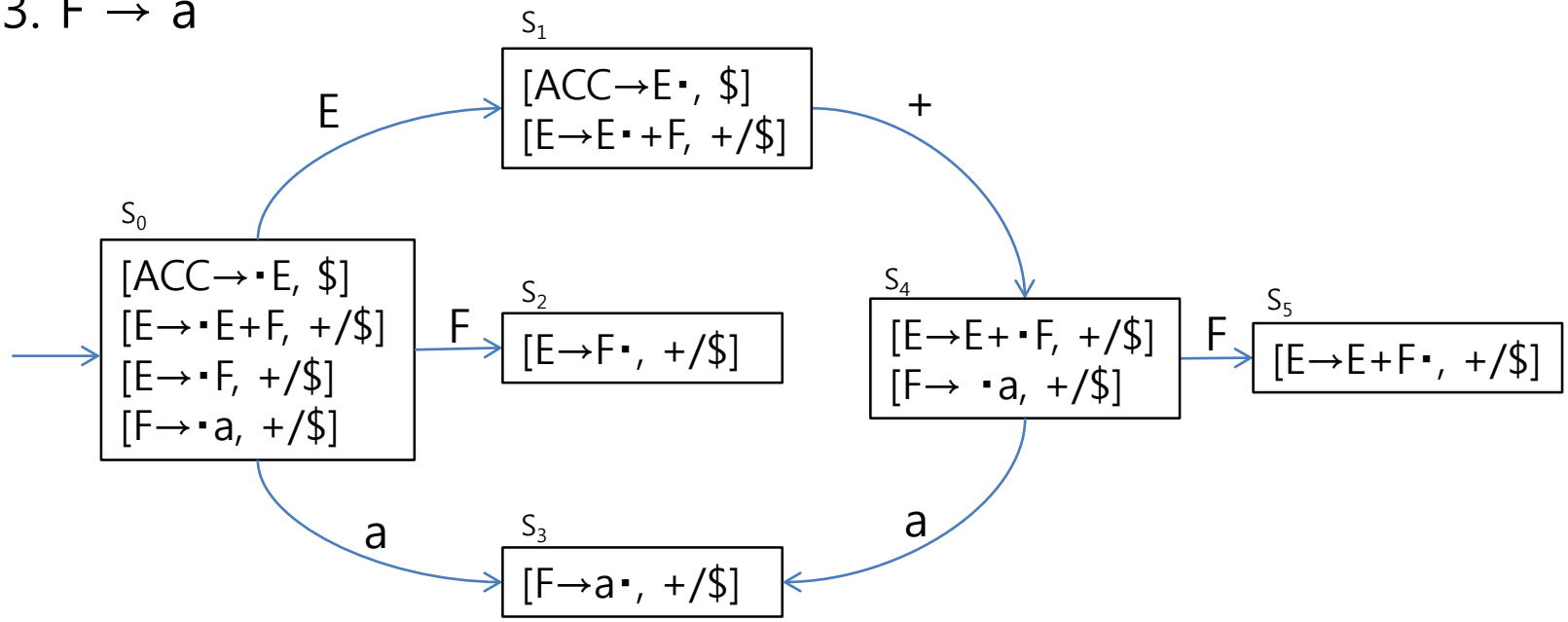
- X-transition의 경우
  - dot가 mark 기호를 넘어 다음 상태로 이동
    - Lookahead는 전 상태의 lookahead와 동일함
  - 예) [A → ・BCD, a/b/c] 로부터 다음 상태 B-transition의 LR(1) item은 [A →B ・CD, a/b/c]

- ε-transition의 경우
  - CLOSURE 집합을 구할 때 mark 심벌에 대한 closure item

    CLOSURE([A → ・BCD, a/b/c]) = {
    [A → ・BCD, a/b/c],
    [B → ・CD, d/e/f],
    [B → ・EF, d/e/f],
    C-생성규칙에 대한 closure item,
    E-생성규칙에 대한 closure item }
  - B-생성규칙의 lookahead 계산:
    - FIRST(CD{a/b/c}) = FIRST(C) ⊕ FIRST(D) ⊕ {a, b, c}

C_1과 GOTO 그래프

- (1) 새로운 시작 기호 추가
  0. ACC → E
  1. E → E + F
  2. E → F
  3. F → a



- S_0의 LR(1) item 중에서 [E→・E+F, +/$]의 lookahead +/$ 계산
  - [ACC→・E, $]의 mark 심벌 E에 대한 ε-transition에 의하여
    - [E→・E+F, $]와 [E→・F, $] 추가
  - 추가된 LR(1) item의 mark 심벌 E에 대해 ε-transition에 의하여
    - [E→・E+F, +]와 [E→・F, +] 추가

- 파싱표: SLR 파싱표와 동일함

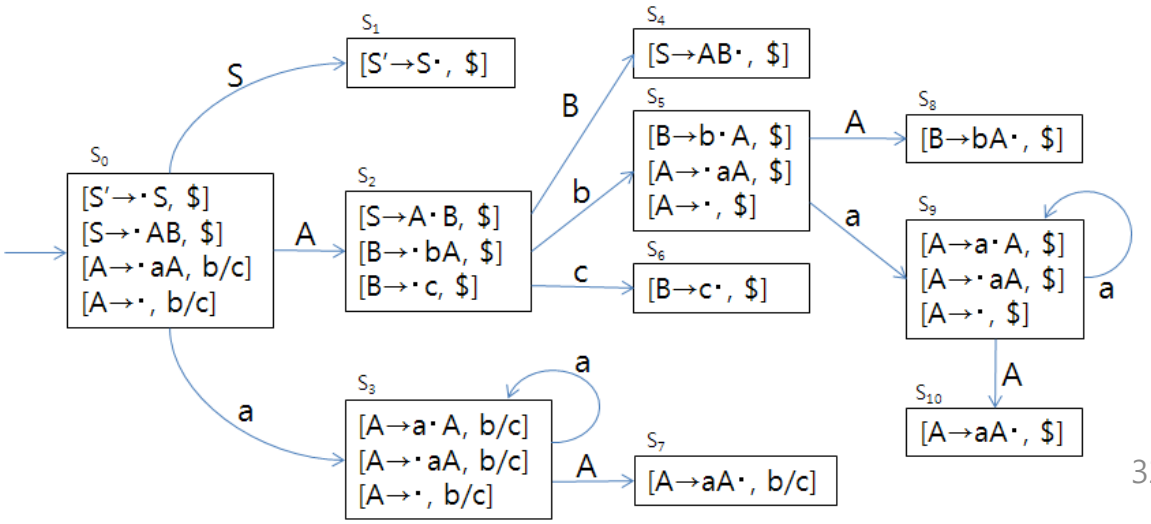
심벌 / 상태	ACTION 테이블			GOTO 테이블	
	a	+	$	E	F
0	s3			1	2
1		s4	acc		
2		r2	r2		
3		r3	r3		
4	s3				5
5		r1	r1		

CLR 파싱표 연습

S → AB
A → aA | ε
B → bA | c

- (1) 새로운 시작 기호 추가
  0. S' → S
  1. S → AB
  2. A → aA
  3. A → ε
  4. B → bA
  5. B → c

심벌 / 상태	ACTION 테이블				GOTO 테이블		
	a	b	c	$	S	A	B
0	s3	r3	r3		1	2	
1				acc			
2		s5	s6				4
3	s3	r3	r3			7	
4				r1			
5	s9			r3		8	
6				r5			
7		r2	r2				
8				r4			
9	s9			r3		10	
10				r2			



aabaa에 대한 파싱

LALR 파싱표

- SLR 파싱표
  - 크기 작으나 reduce 행동에서 FOLLOW에 대해 생성규칙을 적용하므로 정확도가 낮음
- CLR 파싱표
  - 정확한 lookahead에 대해 reduce
  - 파싱표의 크기가 커지는 단점
- LALR 파싱표
  - SLR과 CLR의 장단점에 대한 절충안
  - 파싱표의 크기는 SLR과 같고 lookahead는 CLR 방식에 따라 계산

LALR 파싱표 구성 방법

- CLR 파싱표에서 구하는 방법
  - LR(0) item 부분이 동일하고 lookahead만 다른 상태들을 통합(merge)

- SLR 파싱 과정에 lookahead를 추가하는 방법
  - SLR 파싱 과정을 수정하여 각 상태에서 lookahead 계산 과정 추가
  - CLR 파싱표로부터 구하는 방법 보다 SLR 파싱 과정에 lookahead를 계산하는 알고리즘은 좀더 복잡

- CLR 파싱표: 3번과 9번, 7번과 10번 통합

심벌 / 상태	ACTION 테이블				GOTO 테이블		
	a	b	c	$	S	A	B
0	s3	r3	r3		1	2	
1				acc			
2		s5	s6				4
3	s3	r3	r3	**r3**		7	
4				r1			
5	**s3**			r3		8	
6				r5			
7		r2	r2	**r2**			
8				r4			