



第4章 语法分析



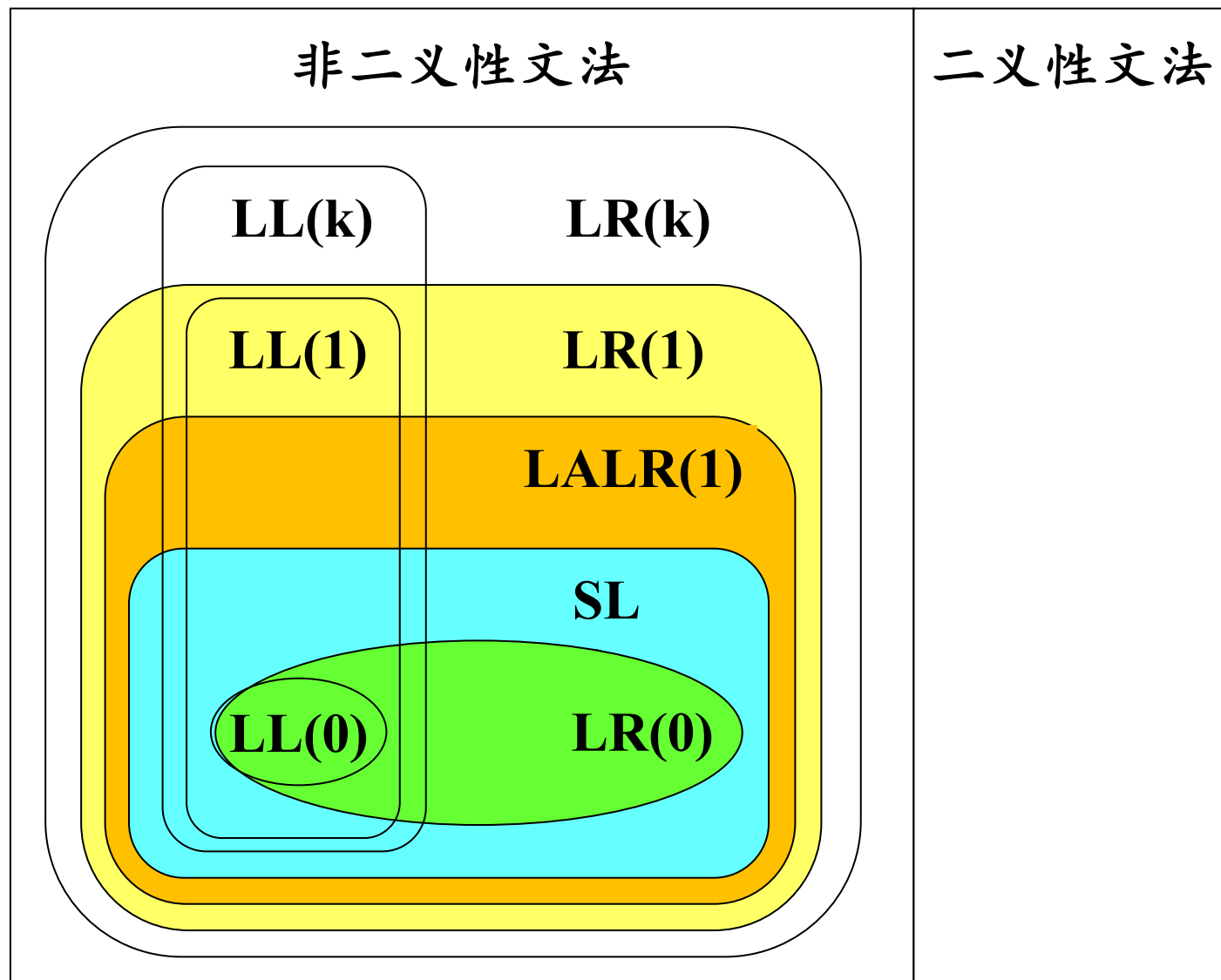
李文生

2024年2月1日 星期四



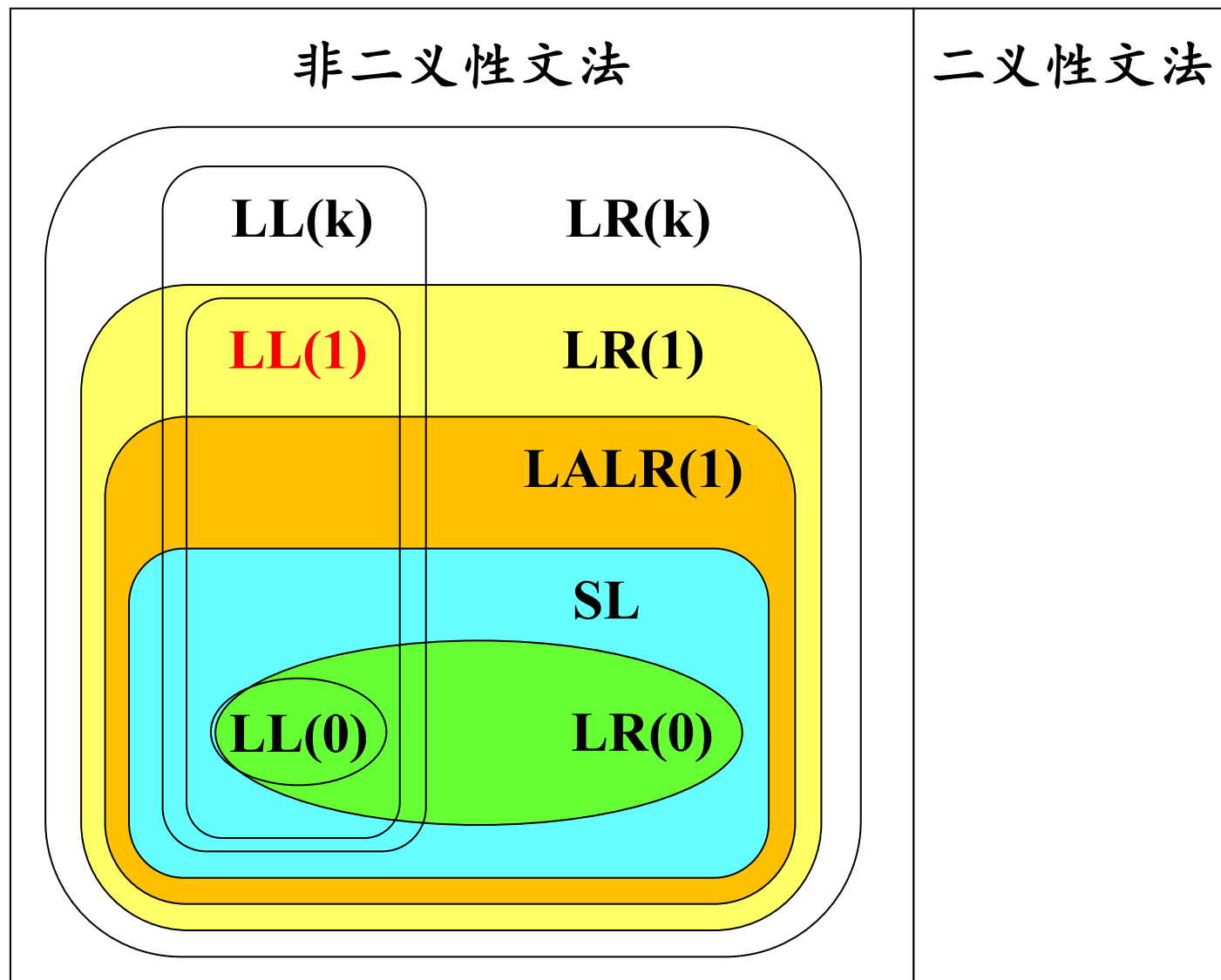
学习任务

- 改造文法，使之满足预测分析方法的要求；
- 为给定文法构造LL(1)分析表，分析输入符号串；
- 为给定文法构造SLR(1)、LR(1)、以及LALR(1)分析表，分析输入符号串



学习任务

- 改造文法，使之满足预测分析方法的要求；
- 为给定文法构造LL(1)分析表，分析输入符号串；
- 为给定文法构造SLR(1)、LR(1)、以及LALR(1)分析表，分析输入符号串



LL (1) 文法考题示例

二、(20 分) 有如下文法 $G[S]$:

$$S \rightarrow SAe | Ae$$
$$A \rightarrow dAbA | dAe | d$$

(1) 判断该文法是否是 LL(1)文法, 说明理由。

若是, 继续做 (3), 若不是, 继续做 (2)。

(2) 改造文法 $G[S]$ 为 LL(1)文法 G' , 继续做 (3)。

(3) 计算文法中每个非终结符号的 FIRST 集合和 FOLLOW 集合。

(4) 为文法构造 LL(1)分析表。

二、(20 分) 有如下文法 $G[S]$:

$$S \rightarrow L+L | L$$
$$L \rightarrow LB | B$$
$$B \rightarrow 0 | 1$$

(1) 判断该文法是否是 LL(1)文法, 说明理由。若是, 继续做 (3), 若不是, 继续做 (2)。

(2) 改造文法 $G[S]$ 为 LL(1)文法 G' 。继续做 (3)。

(3) 计算 (2) 得到的文法 G' 中每个非终结符号的 FIRST 集合和 FOLLOW 集合。

(4) 为文法 G' 构造 LL(1)分析表。

三、(30 分) 有如下文法 $G[S]$:

$$E \rightarrow E+T | T$$
$$T \rightarrow (E) | a$$

(1) 判断该文法是否为 LL(1)文法, 说明原因。若不是, 做 (2), 若是, 做(3)。

(2) 是否可以将其改造为 LL (1) 文法?

如果可以, 给出改造过程和结果, 继续做 (3);

如果不可以, 说明理由。

(3) 构造文法中非终结符号的 FIRST 和 FOLLOW 集合。

(4) 构造文法的 LL(1)分析表。

二、(20 分) 有如下文法 $G[S]$:

$$S \rightarrow bSAe | bA$$
$$A \rightarrow Ab | d$$

(1) 判断该文法是否是 LL(1)文法, 说明理由。

若是, 继续做 (3), 若不是, 继续做 (2)。

(2) 改造文法 $G[S]$ 为 LL(1)文法 G' 。继续做 (3)。

(3) 计算文法中每个非终结符号的 FIRST 集合和 FOLLOW 集合。

(4) 为文法构造 LL(1)分析表。

★左递归的消除

- 一个文法是左递归的，如有非终结符号A，对某个文法符号串 α ，存在推导： $A \xRightarrow{+} A\alpha$
 - 若存在某个 $\alpha=\varepsilon$ ，则称该文法是有环路的。
- 消除左递归的方法：
 - 简单情况：如果文法G有产生式： $A \rightarrow A\alpha \mid \beta$ 可以把A的这两个产生式改写为：
 - 一般情况：假定关于A的全部产生式是：
$$A \rightarrow A\alpha_1 \mid A\alpha_2 \mid \dots \mid A\alpha_m \mid \beta_1 \mid \beta_2 \mid \dots \mid \beta_n$$
产生式可以改写为：

例：消除文法中的左递归

$E \rightarrow E+T \mid T$

$T \rightarrow T * F \mid F$

$F \rightarrow (E) \mid id$

文法改写为：

★左递归的消除（答案）

- 一个文法是左递归的，如有非终结符号A，对某个文法符号串 α ，存在推导： $A \xRightarrow{+} A\alpha$

- 若存在某个 $\alpha=\varepsilon$ ，则称该文法是有环路的。

- 消除左递归的方法：

- 简单情况：如果文法G有产生式： $A \rightarrow A\alpha \mid \beta$
可以把A的这两个产生式改写为： $A \rightarrow \beta A'$

$$A' \rightarrow \alpha A' \mid \varepsilon$$

- 一般情况：假定关于A的全部产生式是：

$$A \rightarrow A\alpha_1 \mid A\alpha_2 \mid \dots \mid A\alpha_m \mid \beta_1 \mid \beta_2 \mid \dots \mid \beta_n$$

产生式可以改写为： $A \rightarrow \beta_1 A' \mid \beta_2 A' \mid \dots \mid \beta_n A'$

$$A' \rightarrow \alpha_1 A' \mid \alpha_2 A' \mid \dots \mid \alpha_m A' \mid \varepsilon$$

例：消除文法中的左递归

$$E \rightarrow E+T \mid T$$

$$T \rightarrow T*F \mid F$$

$$F \rightarrow (E) \mid \text{id}$$

文法改写为：

$$E \rightarrow TE'$$

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

$$T \rightarrow FT'$$

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

$$F \rightarrow (E) \mid \text{id}$$

★提取左公因子

- 如有产生式 $A \rightarrow \alpha\beta_1 \mid \alpha\beta_2$
提取左公因子 α ，改写为：

- 若有产生式
 $A \rightarrow \alpha\beta_1 \mid \alpha\beta_2 \mid \dots \mid \alpha\beta_n \mid \gamma$
可改写为：

- 可能需要多次提取左公因子

- 例：映射IF语句的文法
 $stmt \rightarrow \text{if } expr \text{ then } stmt$
 $\quad \mid \text{if } expr \text{ then } stmt \text{ else } stmt$
 $\quad \mid a$
 $expr \rightarrow b$

- 提取左公因子，得到：

★提取左公因子（答案）

- 如有产生式 $A \rightarrow \alpha\beta_1 \mid \alpha\beta_2$

提取左公因子 α ，改写为：

$$A \rightarrow \alpha A'$$

$$A' \rightarrow \beta_1 \mid \beta_2$$

- 若有产生式

$$A \rightarrow \alpha\beta_1 \mid \alpha\beta_2 \mid \dots \mid \alpha\beta_n \mid \gamma$$

可改写为：

$$A \rightarrow \alpha A' \mid \gamma$$

$$A' \rightarrow \beta_1 \mid \beta_2 \mid \dots \mid \beta_n$$

- 可能需要多次提取左公因子

- 例：映射IF语句的文法

$$\begin{aligned} stmt &\rightarrow \text{if } expr \text{ then } stmt \\ &\quad \mid \text{if } expr \text{ then } stmt \text{ else } stmt \\ &\quad \mid a \\ expr &\rightarrow b \end{aligned}$$

- 提取左公因子，得到：

$$\begin{aligned} stmt &\rightarrow \text{if } expr \text{ then } stmt S' \mid a \\ S' &\rightarrow \text{else } stmt \mid \varepsilon \\ expr &\rightarrow b \end{aligned}$$

构造FIRST、FOLLOW集合

■ 文法：

$E \rightarrow E \vee T \mid T$

$T \rightarrow T \wedge F \mid F$

$F \rightarrow \neg F \mid (E) \mid 1 \mid 0$

■ 消除左递归：

	First	Follow
E		
E'		
T		
T'		
F		

构造FIRST、FOLLOW集合（答案）

■ 文法：

$$E \rightarrow E \vee T \mid T$$
$$T \rightarrow T \wedge F \mid F$$
$$F \rightarrow \neg F \mid (E) \mid 1 \mid 0$$

■ 消除左递归：

$$E \rightarrow TE'$$
$$E' \rightarrow \vee TE' \mid \varepsilon$$
$$T \rightarrow FT'$$
$$T' \rightarrow \wedge FT' \mid \varepsilon$$
$$F \rightarrow \neg F \mid (E) \mid 1 \mid 0$$

	First	Follow
E	$\neg, (, 1, 0$	$\$,)$
E'	\vee, ε	$\$,)$
T	$\neg, (, 1, 0$	$\$, \vee,)$
T'	\wedge, ε	$\$, \vee,)$
F	$\neg, (, 1, 0$	$\$, \vee, \wedge,)$

构造预测分析表

输入：文法G

输出：文法G的预测分析表M

方法：

```
for (文法G的每个产生式  $A \rightarrow \alpha$ ) {  
    for (每个终结符号  $a \in \text{FIRST}(\alpha)$ )  
        把  $A \rightarrow \alpha$  放入  $M[A, a]$  中;  
    if ( $\epsilon \in \text{FIRST}(\alpha)$ )  
        for (任何  $b \in \text{FOLLOW}(A)$ )  
            把  $A \rightarrow \alpha$  放入  $M[A, b]$  中;  
};  
for (所有无定义的  $M[A, a]$ )  
    标上错误标志;
```

```
 $E \rightarrow TE'$   
 $E' \rightarrow +TE' \mid \epsilon$   
 $T \rightarrow FT'$   
 $T' \rightarrow *FT' \mid \epsilon$   
 $F \rightarrow (E) \mid id$ 
```

	FIRST	FOLLOW
E	(, id	\$,)
E'	+, ϵ	\$,)
T	(, id	\$, +,)
T'	*, ϵ	\$, +,)
F	(, id	\$, +, *,)

	id	+	*	()	\$
E						
E'						
T						
T'						
F						

构造预测分析表（答案）

输入：文法G

输出：文法G的预测分析表M

方法：

```
for (文法G的每个产生式  $A \rightarrow \alpha$ ) {  
    for (每个终结符号  $a \in \text{FIRST}(\alpha)$ )  
        把  $A \rightarrow \alpha$  放入  $M[A, a]$  中;  
    if ( $\epsilon \in \text{FIRST}(\alpha)$ )  
        for (任何  $b \in \text{FOLLOW}(A)$ )  
            把  $A \rightarrow \alpha$  放入  $M[A, b]$  中;  
};  
for (所有无定义的  $M[A, a]$ )  
    标上错误标志;
```

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

	FIRST	FOLLOW
E	(, id	\$,)
E'	+, ϵ	\$,)
T	(, id	\$, +,)
T'	*, ϵ	\$, +,)
F	(, id	\$, +, *,)

	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	$F \rightarrow id$			$F \rightarrow (E)$		

期中/期末考试

LL (1) 文法-例1

有文法G[S]: $S \rightarrow (L) \mid a$

$L \rightarrow L, S \mid S$

(1) 判断该文法是否为LL(1)文法? 不是, 做(2); 是, 做(3)。

(2) 改写文法为LL(1)文法, 继续做(3)。

(3) 构造文法的FIRST和FOLLOW集合, 继续做(4)。

(4) 构造文法的LL(1)分析表。

解答:

(1) 文法含有左递归, 故不是LL(1)文法

(2) 改写文法: 消除左递归

$S \rightarrow (L) \mid a$

$L \rightarrow SL'$

$L' \rightarrow , SL' \mid \epsilon$

判断改写后的文法是LL(1)文法:

$\text{FIRST}((L)) \cap \text{FIRST}(a) = \phi$

$\text{FIRST}(SL') \cap \text{FOLLOW}(L') = \phi$

(3) 构造文法的FIRST和FOLLOW集合:

	FIRST	FOLLOW
S	(a	\$,)
L	(a)
L'	, ε)

(4) 构造文法的LL(1)分析表:

	a	()	,	\$
S	$S \rightarrow a$	$S \rightarrow (L)$			
L	$L \rightarrow SL'$	$L \rightarrow SL'$			
L'			$L' \rightarrow \epsilon$	$L' \rightarrow , SL'$	

wenshli@bupt.edu.cn

$$\mathbf{A} \rightarrow \mathbf{aABe|a}$$
$$\mathbf{B} \rightarrow \mathbf{B} \mathbf{b} | \mathbf{d}$$

(1) 试给出与 $G[A]$ 等价的LL(1)文法 $G'[A]$

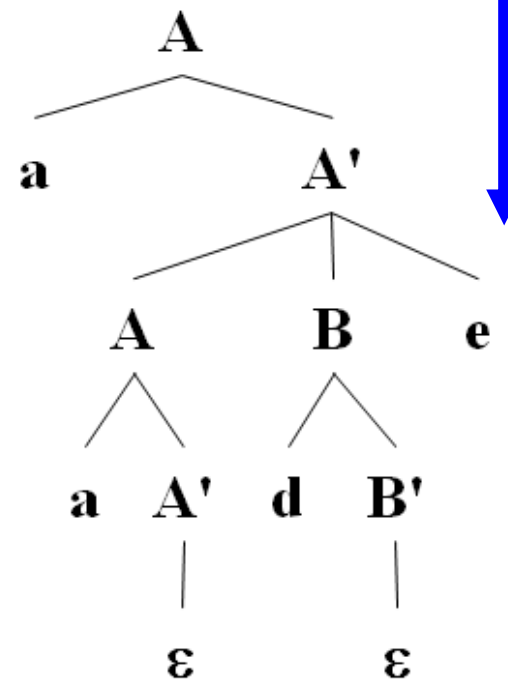
(2) 构造 $G'[A]$ 的预测分析表

(3) 给出输入串aade的分析过程。

$$A \rightarrow aA'$$
$$\mathbf{A}' \rightarrow \mathbf{A} \mathbf{B} \mathbf{e} \mid \varepsilon$$
$$\mathbf{B} \rightarrow \mathbf{d} \mathbf{B}'$$
$$\mathbf{B}' \rightarrow \mathbf{bB}' \mid \varepsilon$$

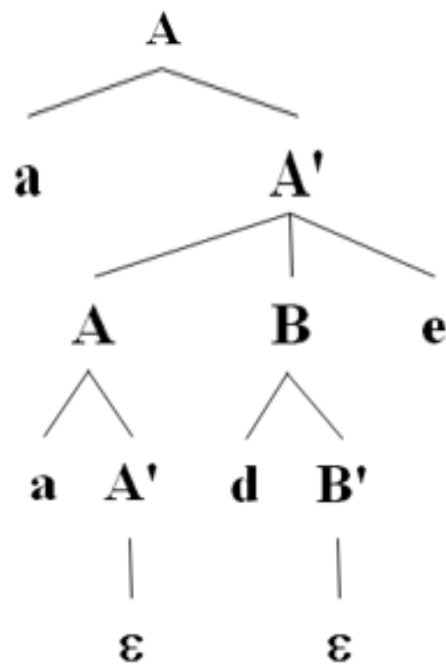
	First	Follow
A	a	\$, d
A'	a, ϵ	\$, d
B	d	e
B'	b, ϵ	e

	a	b	d	e	\$
A	$A \rightarrow aA'$				
A'	$A' \rightarrow ABe$		$A' \rightarrow \epsilon$		$A' \rightarrow \epsilon$
B			$B \rightarrow dB'$		
B'		$B' \rightarrow bB'$		$B' \rightarrow \epsilon$	



★ aade的分析过程

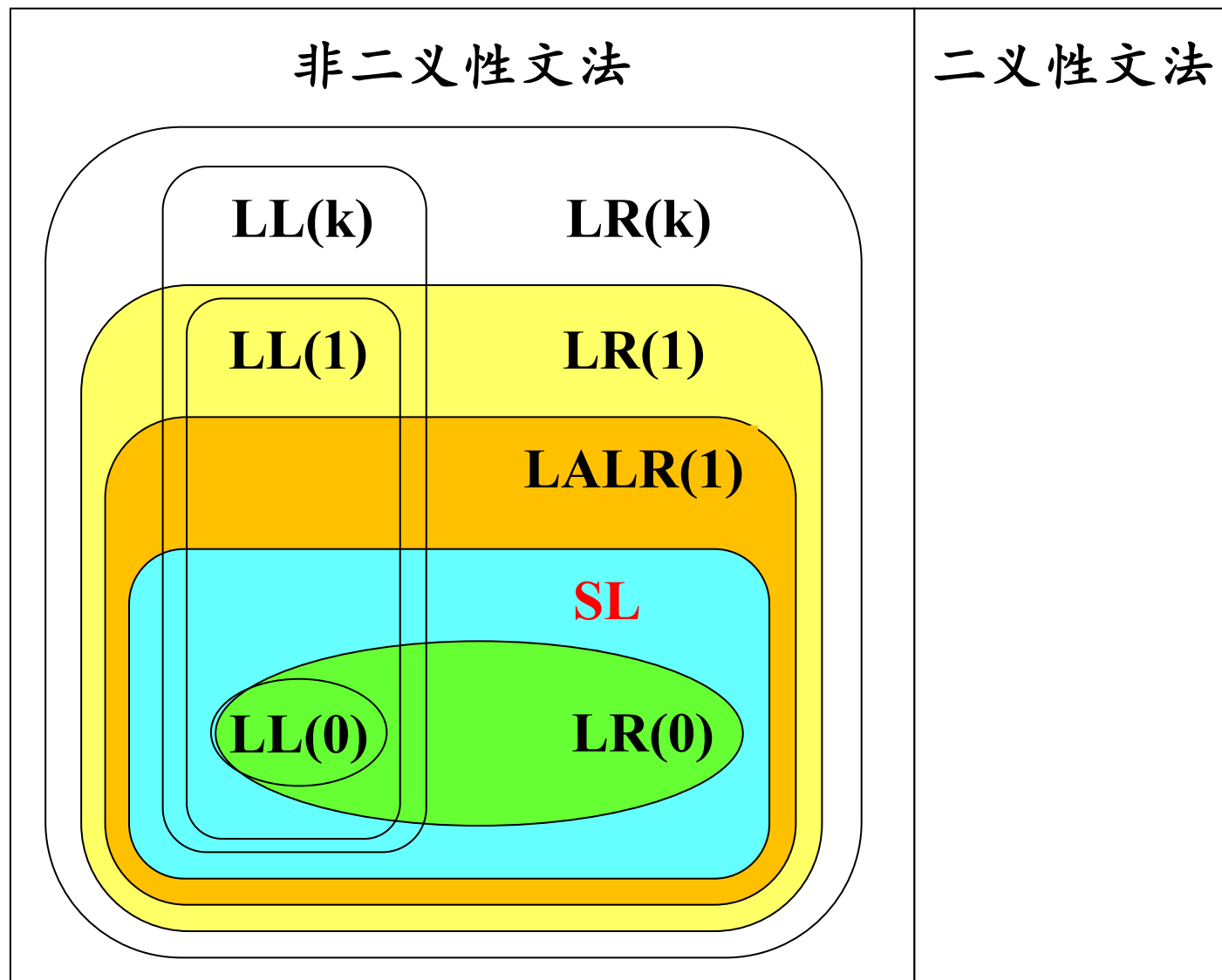
	a	b	d	e	\$
A	$A \rightarrow aA'$				
A'	$A' \rightarrow ABe$		$A' \rightarrow \epsilon$		$A' \rightarrow \epsilon$
B			$B \rightarrow dB'$		
B'		$B' \rightarrow bB'$		$B' \rightarrow \epsilon$	



步骤	栈	输入	分析动作
(1)	\$A	aade\$	$A \rightarrow aA'$
(2)	\$A'a	aade\$	
(3)	\$A'	ade\$	$A' \rightarrow ABe$
(4)	\$eBA	ade\$	$A \rightarrow aA'$
(5)	\$eBA'a	ade\$	
(6)	\$eBA'	de\$	$A' \rightarrow \epsilon$
(7)	\$eB	de\$	$B \rightarrow dB'$
(8)	\$eB'd	de\$	
(9)	\$eB'	e\$	$B' \rightarrow \epsilon$
(10)	\$e	e\$	
(11)	\$	\$	分析成功

学习任务

- 改造文法，使之满足预测分析方法的要求；
- 为给定文法构造LL(1)分析表，分析输入符号串；
- 为给定文法构造SLR(1)、LR(1)、以及LALR(1)分析表，分析输入符号串



LR 文法考题示例

三、(25 分) 有如下文法 $G[S]$:

$S \rightarrow A+B$

$A \rightarrow a+Ab \mid ab \mid \varepsilon$

$B \rightarrow B*b \mid \varepsilon$

- (1) 给出该文法的拓广文法;
- (2) 构造其 LR(1)项目集规范族及识别其所有活前缀的 DFA;
- (3) 基于(2)中的 DFA, 构造文法的 LR(1)分析表;
- (4) 判断该文法是否为 LALR(1)文法, 说明理由。

三、(45 分) 有如下文法 $G[S]$:

$S \rightarrow AB$

$A \rightarrow aaAb \mid ab \mid \varepsilon$

$B \rightarrow Bb \mid \varepsilon$

- (1) 给出文法 G 的拓广文法;
- (2) 构造其 LR (1) 项目集规范族及识别其所有活前缀的 DFA;
- (3) 构造该文法的 LR (1) 分析表;
- (4) 判断该文法是否是 LALR (1) 文法, 说明理由。

三、(25 分) 有如下文法 $G[S]$:

$S \rightarrow bD$

$S \rightarrow Sab$

$D \rightarrow a$

$D \rightarrow aa$

- (1) 给出该文法的拓广文法。
- (2) 构造其 LR(0)项目集规范族及识别其所有活前缀的 DFA。
- (3) 判断该文法是否为 SLR(1)文法, 说明理由。
- (4) 构造其 LR(1)项目集规范族及识别其所有活前缀的 DFA。
- (5) 判断该文法是否为 LR(1)文法, 说明理由。

三、(25 分) 有如下文法 $G[L]$:

$L \rightarrow LB \mid B$

$B \rightarrow BaF \mid F$

$F \rightarrow (L) \mid b$

- (1) 给出该文法的拓广文法;
- (2) 构造其 LR(0)项目集规范族及识别其所有活前缀的 DFA;
- (3) 根据(2), 判断该文法是否为 SLR(1)文法; 若是, 继续做 (4)
- (4) 构造该文法的 SLR(1)分析表。

拓广文法

- 拓广文法 G' 的接受项目是唯一的(即 $S' \rightarrow S \bullet$)

- 文法 4.6

$S \rightarrow aA \mid bB$ $A \rightarrow cA \mid d$ $B \rightarrow cB \mid d$

- 拓广文法 G' :

拓广文法（答案）

- 拓广文法 G' 的接受项目是唯一的(即 $S' \rightarrow S \bullet$)

■ 文法 4.6

$S \rightarrow aA \mid bB$ $A \rightarrow cA \mid d$ $B \rightarrow cB \mid d$

■ 拓广文法 G' :

(0) $S' \rightarrow S$

(1) $S \rightarrow aA$ (2) $S \rightarrow bB$

(3) $A \rightarrow cA$ (4) $A \rightarrow d$

(5) $B \rightarrow cB$ (6) $B \rightarrow d$

LR(0)项目

- 右部某个位置上标有圆点的产生式称为文法G的一个LR(0)项目
- 产生式 $A \rightarrow XYZ$ 对应应有4个LR(0)项目

$A \rightarrow \bullet XYZ$	}	移进-待约项目
$A \rightarrow X \bullet YZ$		
$A \rightarrow XY \bullet Z$		
$A \rightarrow XYZ \bullet$		归约项目

- 移进项目：圆点后第一个符号为终结符号的LR(0)项目
- 待约项目：圆点后第一个符号为非终结符号的LR(0)项目
- 归约项目：圆点在产生式最右端的LR(0)项目
- 接受项目：对文法开始符号的归约项目

产生式 $A \rightarrow \varepsilon$ ，只有一个LR(0)归约项目 $A \rightarrow \bullet$

构造文法G的LR(0)项目集规范族

输入：文法G

输出：G的LR(0)项目集规范族C

方法：

$C = \{\text{closure}(\{S' \rightarrow \bullet S\})\};$

do

for (对C中的每一个项目集I
和每一个文法符号X)

if (go(I, X)不为空且不在C中)

把 go(I, X) 加入C中;

while (没有新项目集加入C中);

■ 文法 4.6

$S \rightarrow aA \mid bB$ $A \rightarrow cA \mid d$ $B \rightarrow cB \mid d$

■ 拓广文法G'：

(0) $S' \rightarrow S$

(1) $S \rightarrow aA$ (2) $S \rightarrow bB$

(3) $A \rightarrow cA$ (4) $A \rightarrow d$

(5) $B \rightarrow cB$ (6) $B \rightarrow d$

■ 活前缀 ε 的有效项目集

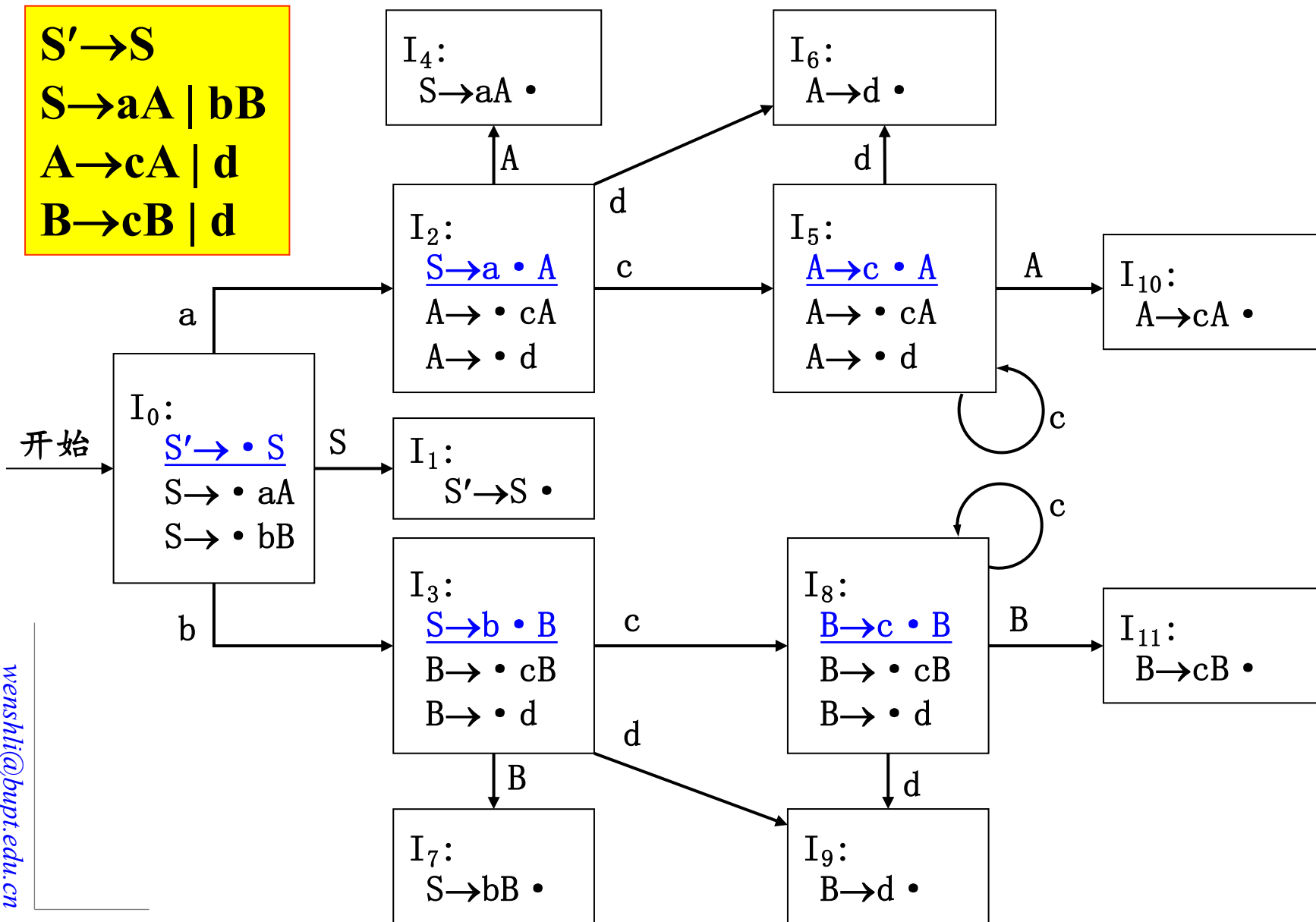
$I_0 = \text{closure}(\{S' \rightarrow \bullet S\})$

$= \{ S' \rightarrow \bullet S, S \rightarrow \bullet aA, S \rightarrow \bullet bB \}$

识别文法G'的所有活前缀的DFA

练习：分析 accd

$S' \rightarrow S$
 $S \rightarrow aA \mid bB$
 $A \rightarrow cA \mid d$
 $B \rightarrow cB \mid d$



a c c d \$

↑ ↑ ↑ ↑ ↑

0	1	4	10	10
-	S	A	A	A

Accept!

LR(0)分析表和LR(0)文法

- 一个文法是LR(0)文法，当且仅当该文法的每个活前缀的有效项目集中：
 - 要么所有元素都是移进-待约项目
 - 要么只含有唯一的归约项目
- 具有LR(0)分析表的文法，称为LR(0)文法。
 - 在执行算法4.6的过程中，不需要向前看任何输入符号以解决冲突，则构造的SLR(1)分析表称为LR(0)分析表。

LR(0)项目集中的冲突及解决

- 如项目集： $I=\{X\rightarrow\alpha\bullet b\beta, A\rightarrow\alpha\bullet, B\rightarrow\beta\bullet\}$
 - 存在移进-归约冲突
 - 存在归约-归约冲突
- 冲突的解决：查看 FOLLOW(A) 和 FOLLOW(B)
 - $\text{FOLLOW}(A)\cap\text{FOLLOW}(B)=\Phi$
 - $b\notin\text{FOLLOW}(A)$ 并且 $b\notin\text{FOLLOW}(B)$
 - 决策：
 - 当 $a=b$ 时，把 b 移进栈顶；
 - 当 $a\in\text{FOLLOW}(A)$ 时，用 $A\rightarrow\alpha$ 进行归约；
 - 当 $a\in\text{FOLLOW}(B)$ 时，用 $B\rightarrow\beta$ 进行归约。

示例

- 判断文法4.3是LR(0)文法，还是SLR(1)文法？

$E \rightarrow E+T \mid T$

$T \rightarrow T*F \mid F$

$F \rightarrow (E) \mid id$

- 解答：

□ 拓广文法4.3为 G' ：

(0) $E' \rightarrow E$

(1) $E \rightarrow E+T$

(2) $E \rightarrow T$

(3) $T \rightarrow T*F$

(4) $T \rightarrow F$

(5) $F \rightarrow (E)$

(6) $F \rightarrow id$

□ 构造 G' 的LR(0)项目集规范族及识别其所有活前缀的DFA：

$I_0:$

$E' \rightarrow \bullet E$

$E \rightarrow \bullet E+T$

$E \rightarrow \bullet T$

$T \rightarrow \bullet T*F$

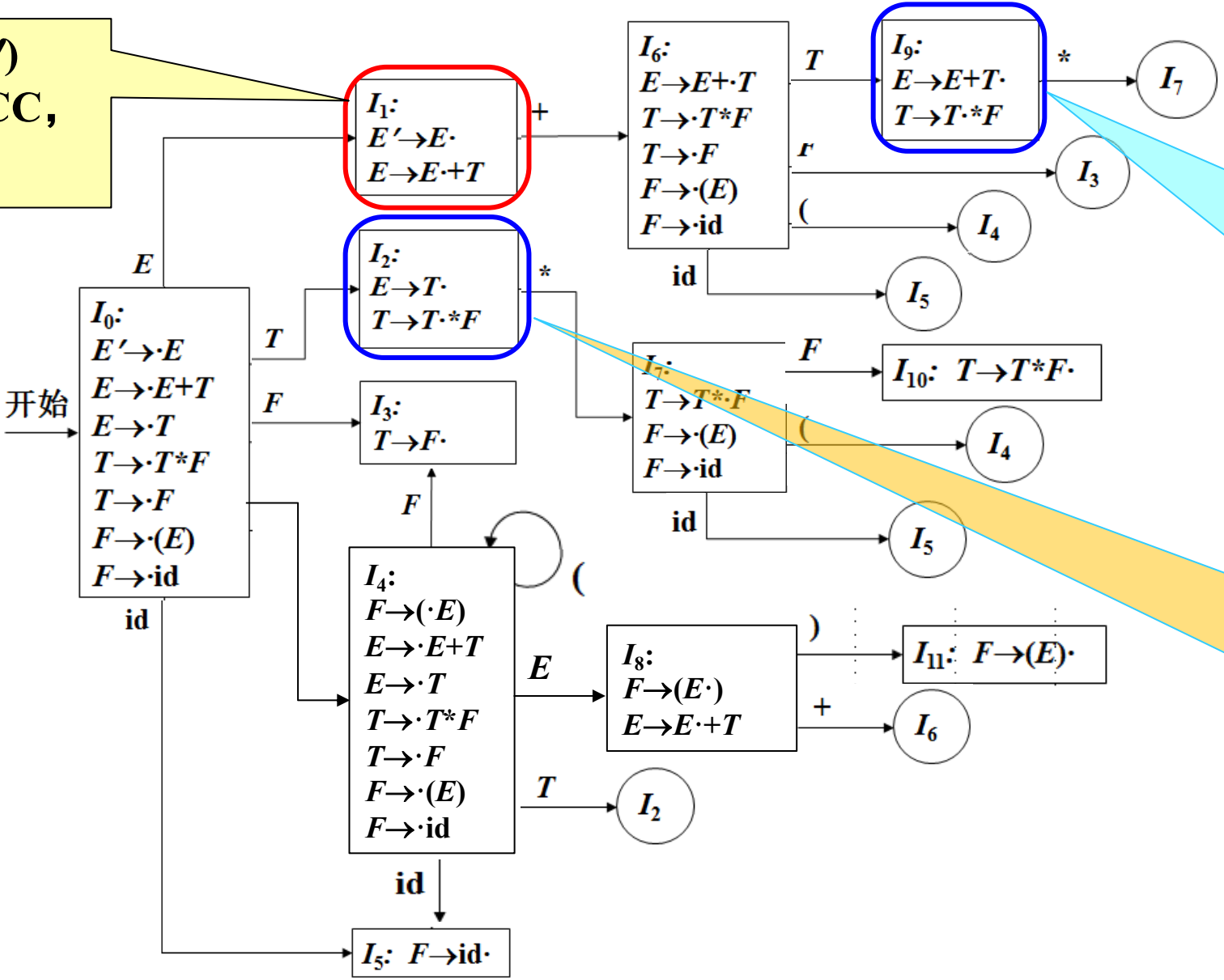
$T \rightarrow \bullet F$

$F \rightarrow \bullet (E)$

$F \rightarrow \bullet id$

G'的 LR(0)项目集规范族及识别它所有活前缀的DFA

$+\notin \text{FOLLOW}(E')$
 $\text{action}[1, \$] = \text{ACC}$,
 $\text{action}[1, +] = S6$



$*\notin \text{FOLLOW}(E)$
 $\text{action}[9, +]$
 $= \text{action}[9,)]$
 $= \text{action}[9, \$] = R1$
 $\text{action}[9, *] = S7$

$*\notin \text{FOLLOW}(E)$
 $\text{action}[2, +]$
 $= \text{action}[2,)]$
 $= \text{action}[2, \$] = R2$
 $\text{action}[2, *] = S7$

	FOLLOW
E'	\$
E	+,)
T	+, *,)
F	+, *,)

构造SLR(1)分析表

- (0) $S' \rightarrow S$
- (1) $S \rightarrow aA$ (2) $S \rightarrow bB$ (3) $A \rightarrow cA$
- (4) $A \rightarrow d$ (5) $B \rightarrow cB$ (6) $B \rightarrow d$

	FOLLOW
S'	\$
S	\$
A	\$
B	\$

状态	action					goto		
	a	b	c	d	\$	S	A	B
0	S2	S3				1		
1					acc			
2			S5	S6			4	
3			S8	S9				7
4					R1			
5			S5	S6			10	
6					R4			
7					R2			
8			S8	S9				11
9					R6			
10					R3			
11					R5			

$I_0: \underline{S' \rightarrow \cdot S} \quad S \rightarrow \cdot aA$
 $S \rightarrow \cdot bB$

$I_2: \underline{S \rightarrow a \cdot A} \quad A \rightarrow \cdot cA$
 $A \rightarrow \cdot d$

$I_4: S \rightarrow aA \cdot$

$I_6: A \rightarrow d \cdot$

$I_8: \underline{B \rightarrow c \cdot B} \quad B \rightarrow \cdot cB$
 $B \rightarrow \cdot d$

$I_{10}: A \rightarrow cA \cdot$

$I_1: S' \rightarrow S \cdot$

$I_3: \underline{S \rightarrow b \cdot B} \quad B \rightarrow \cdot cB$
 $B \rightarrow \cdot d$

$I_5: \underline{A \rightarrow c \cdot A} \quad A \rightarrow \cdot cA$
 $A \rightarrow \cdot d$

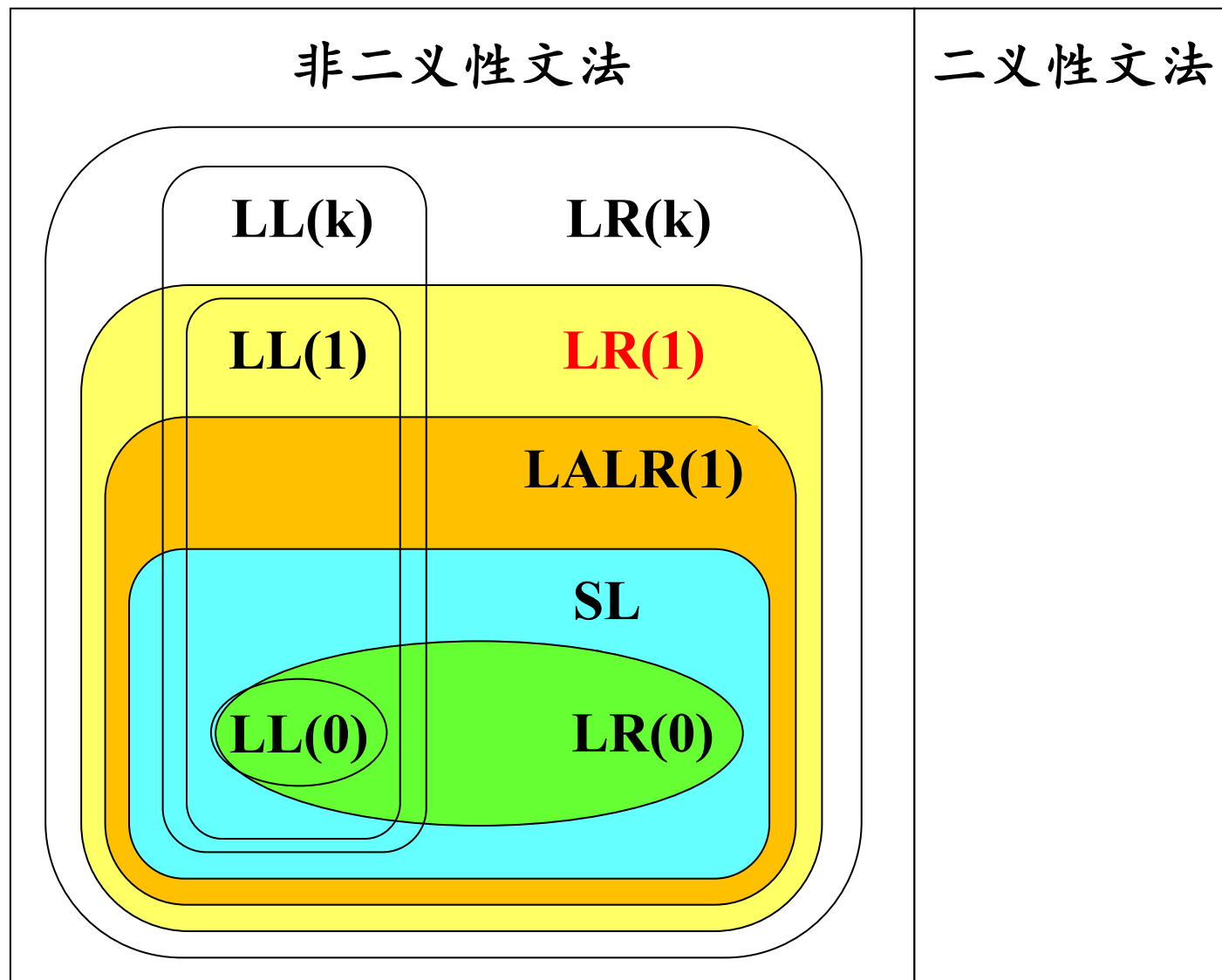
$I_7: S \rightarrow bB \cdot$

$I_9: B \rightarrow d \cdot$

$I_{11}: B \rightarrow cB \cdot$

学习任务

- 改造文法，使之满足预测分析方法的要求；
- 为给定文法构造LL(1)分析表，分析输入符号串；
- 为给定文法构造SLR(1)、LR(1)、以及LALR(1)分析表，分析输入符号串



构造文法G的LR(1)项目集规范族

输入：拓广文法 G'

输出： G' 的LR(1)项目集规范族

方法：

$C = \{\text{closure}(\{ [S' \rightarrow \bullet S, \$] \})\};$

do

for (C 中的每一个项目集 I 和每一个文法符号 X)

if ($\text{go}(I, X)$ 不为空, 且不在 C 中)

把 $\text{go}(I, X)$ 加入 C 中;

while (没有新项目集加入 C 中).

例：构造文法 $G[S]$ 的LR(1)项目集规范族：

(1) $S \rightarrow CC$ (2) $C \rightarrow cC$ (3) $C \rightarrow d$ (文法4.8)

拓广文法：

(0) $S' \rightarrow S$

(1) $S \rightarrow CC$ (2) $C \rightarrow cC$ (3) $C \rightarrow d$

$I_0 = \text{closure}(\{ [S' \rightarrow \bullet S, \$] \})$

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

构造 LR(1) 项目集规范族及识别其所有活前缀的 DFA

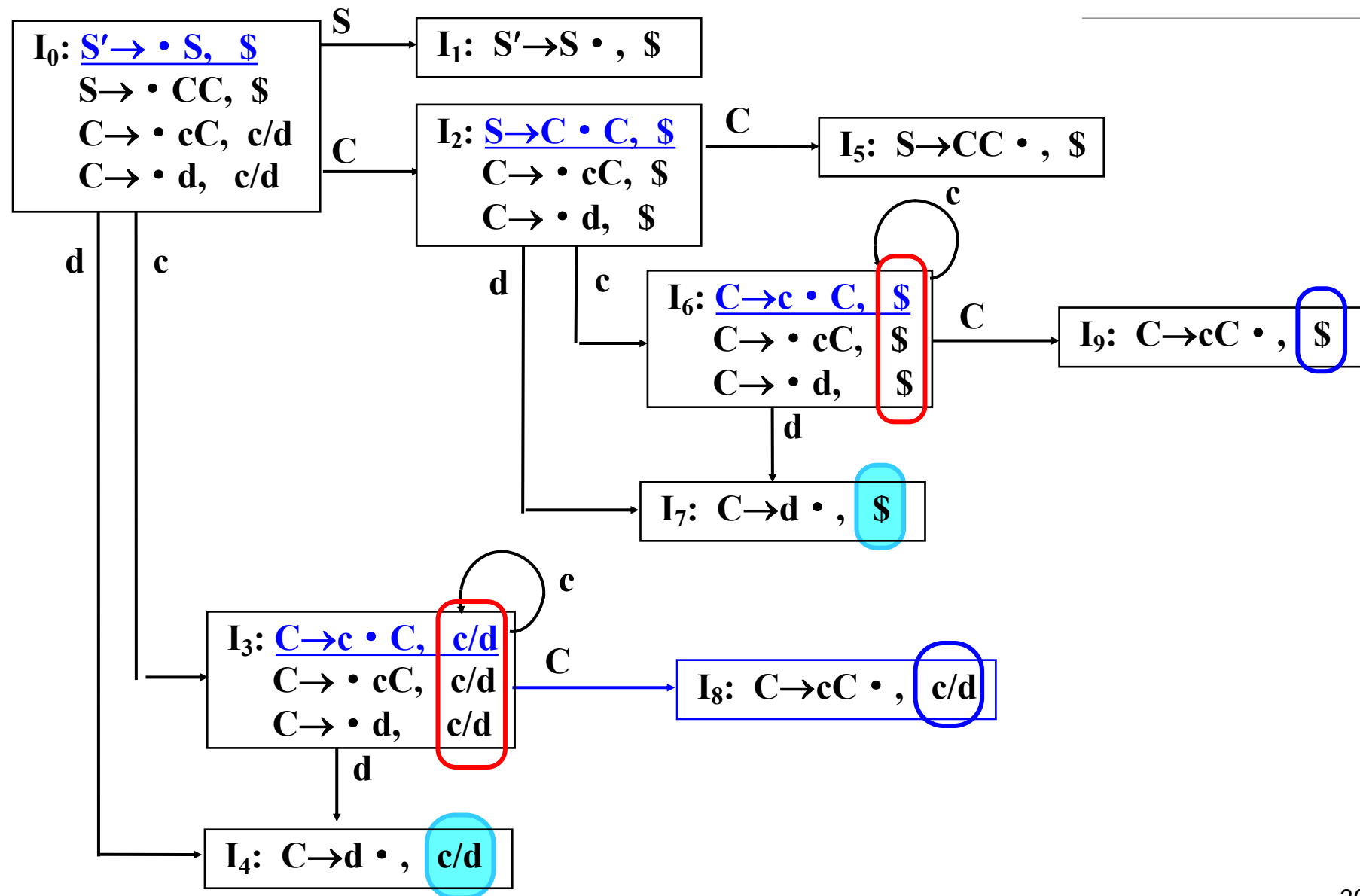
例：文法G[S]：

(1) $S \rightarrow CC$

(2) $C \rightarrow cC$

(3) $C \rightarrow d$ (文法4.8)

(0) $S' \rightarrow S$
(1) $S \rightarrow CC$
(2) $C \rightarrow cC$
(3) $C \rightarrow d$



例：构造文法4.8的LR(1)分析表

- (0) $S' \rightarrow S$
- (1) $S \rightarrow CC$
- (2) $C \rightarrow cC$
- (3) $C \rightarrow d$

$I_0: S' \rightarrow \cdot S, \$$
 $S \rightarrow \cdot CC, \$$
 $C \rightarrow \cdot cC, c/d$
 $C \rightarrow \cdot d, c/d$

$I_2: S \rightarrow C \cdot C, \$$
 $C \rightarrow \cdot cC, \$$
 $C \rightarrow \cdot d, \$$

$I_4: C \rightarrow d \cdot, c/d$

$I_6: C \rightarrow c \cdot C, \$$
 $C \rightarrow \cdot cC, \$$
 $C \rightarrow \cdot d, \$$

$I_8: C \rightarrow cC \cdot, c/d$

状态	action			goto	
	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		

$I_1: S' \rightarrow S \cdot, \$$

$I_3: C \rightarrow c \cdot C, c/d$
 $C \rightarrow \cdot cC, c/d$
 $C \rightarrow \cdot d, c/d$

$I_5: S \rightarrow CC \cdot, \$$

$I_7: C \rightarrow d \cdot, \$$

$I_9: C \rightarrow cC \cdot, \$$

示例

说明文法G[X]是LR(1)文法，但不是SLR(1)文法。

$$X \rightarrow Ma \mid bMc \mid dc \mid bda$$
$$M \rightarrow d$$

解答：

■ 首先，拓广文法

(0) $S \rightarrow X$

(1) $X \rightarrow Ma$

(2) $X \rightarrow bMc$

(3) $X \rightarrow dc$

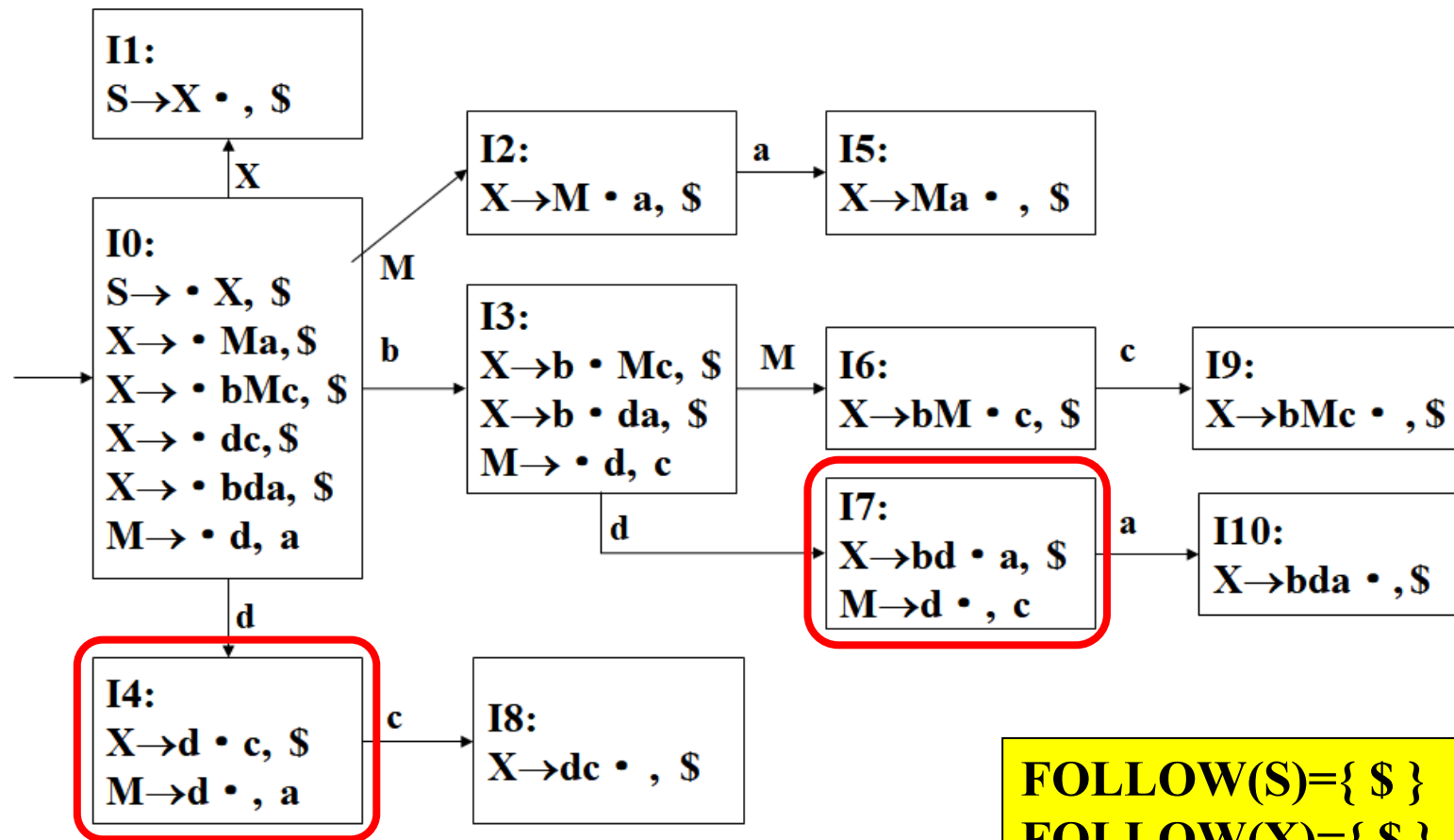
(4) $X \rightarrow bda$

(5) $M \rightarrow d$

解答:

- (0) $S \rightarrow X$
- (1) $X \rightarrow Ma$
- (2) $X \rightarrow bMc$
- (3) $X \rightarrow dc$
- (4) $X \rightarrow bda$
- (5) $M \rightarrow d$

其次，构造文法的LR(1)项目集规范族及识别其所有活前缀的DFA。



- ① 集合I0、I3中没有归约项目，所以，不存在冲突；
- ② 集合I1、I2、I5、I6、I8、I9、I10各只有一个归约项目，所以这些集合中没有冲突；
- ③ 集合I4和I7中既有移进项目又有归约项目，但是归约符号和移进符号不同，所以也没有冲突。

结论：是LR(1)。

判断该文法是LR(1)文法：

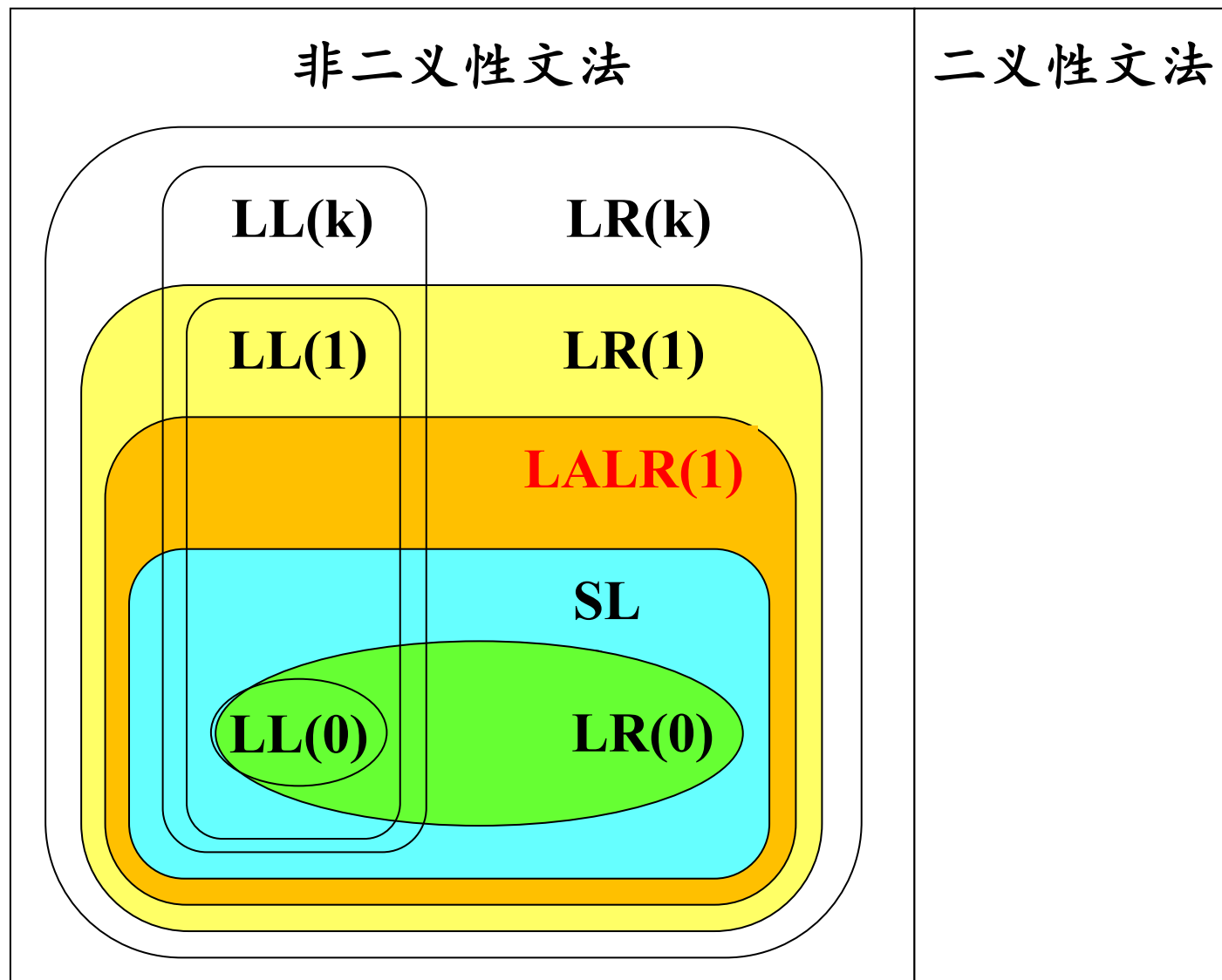
然后，构造文法的LR(0)项目集规范族及识别其所有活前缀的DFA。

FOLLOW(S)={ \$ }
FOLLOW(X)={ \$ }
FOLLOW(M)={ a, c }

I₄、I₇：存在移进-归约冲突。
FOLLOW(M)={ a, c }
用SLR(1)方法无法解决，
所以该文法不是SLR(1)文法。

学习任务

- 改造文法，使之满足预测分析方法的要求；
- 为给定文法构造LL(1)分析表，分析输入符号串；
- 为给定文法构造SLR(1)、LR(1)、以及LALR(1)分析表，分析输入符号串



LALR(1)分析表的构造

- 定义：同心集

如果两个LR(1)项目集去掉搜索符号之后是相同的，则称这两个项目集**具有相同的心（core）**，即这两个项目集是**同心集**。

- 基本思想：合并LR(1)项目集规范族中的同心集，以减少分析表的状态数。

- **同心集的合并**，可能导致**归约-归约**的冲突

$I_3: C \rightarrow c \cdot C, \quad c/d$ $C \rightarrow \cdot cC, \quad c/d$ $C \rightarrow \cdot d, \quad c/d$
--

$I_6: C \rightarrow c \cdot C, \quad \$$ $C \rightarrow \cdot cC, \quad \$$ $C \rightarrow \cdot d, \quad \$$

$I_4: C \rightarrow d \cdot, \quad c/d$

$I_7: C \rightarrow d \cdot, \quad \$$
--

$I_8: C \rightarrow cC \cdot, \quad c/d$
--

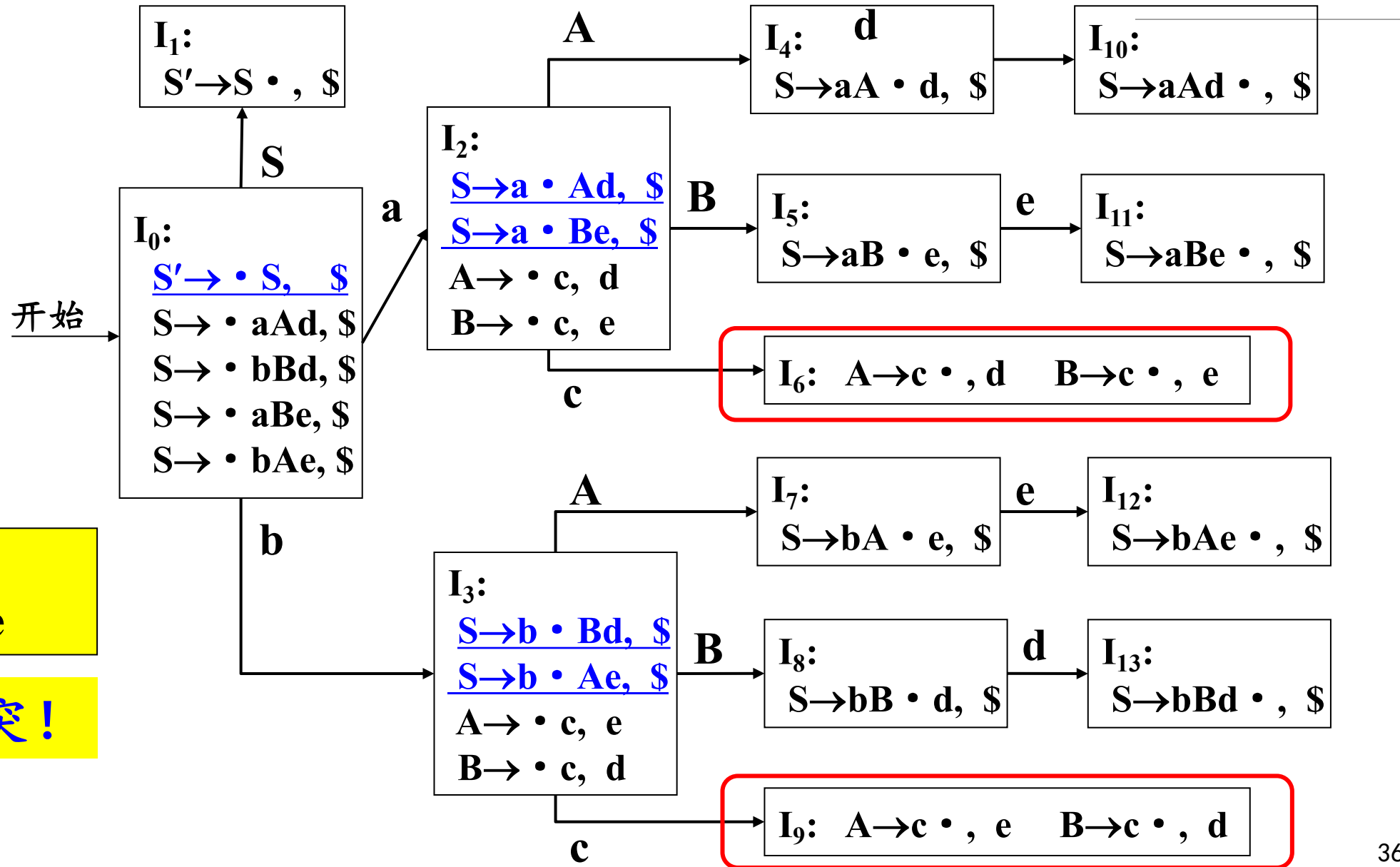
$I_9: C \rightarrow cC \cdot, \quad \$$

示例：同心集的合并可能导致归约-归约冲突（答案）

- 0) $S' \rightarrow S$
- 1) $S \rightarrow aAd$
- 2) $S \rightarrow bBd$
- 3) $S \rightarrow aBe$
- 4) $S \rightarrow bAe$
- 5) $A \rightarrow c$
- 6) $B \rightarrow c$

$I_{69}: A \rightarrow c \cdot, d/e$
 $B \rightarrow c \cdot, d/e$

归约-归约冲突！



★期中/期末考试 LR (1) 文法-例1

有如下文法G[A]:

$$A \rightarrow BA \mid a$$
$$B \rightarrow aB \mid b$$

(1) 判断该文法是以下哪些类型的文法，要求给出判断过程。

LL(1)、LR(0)、SLR(1)

(2) 构造该文法的LR(1)项目集规范族及识别其所有活前缀的DFA。

(3) 构造该文法的LR(1)分析表

(4) 给出对输入符号串abb的分析过程。

不是LL(1)文法，理由？

(0) $S \rightarrow A$
(1) $A \rightarrow BA$
(2) $A \rightarrow a$
(3) $B \rightarrow aB$
(4) $B \rightarrow b$

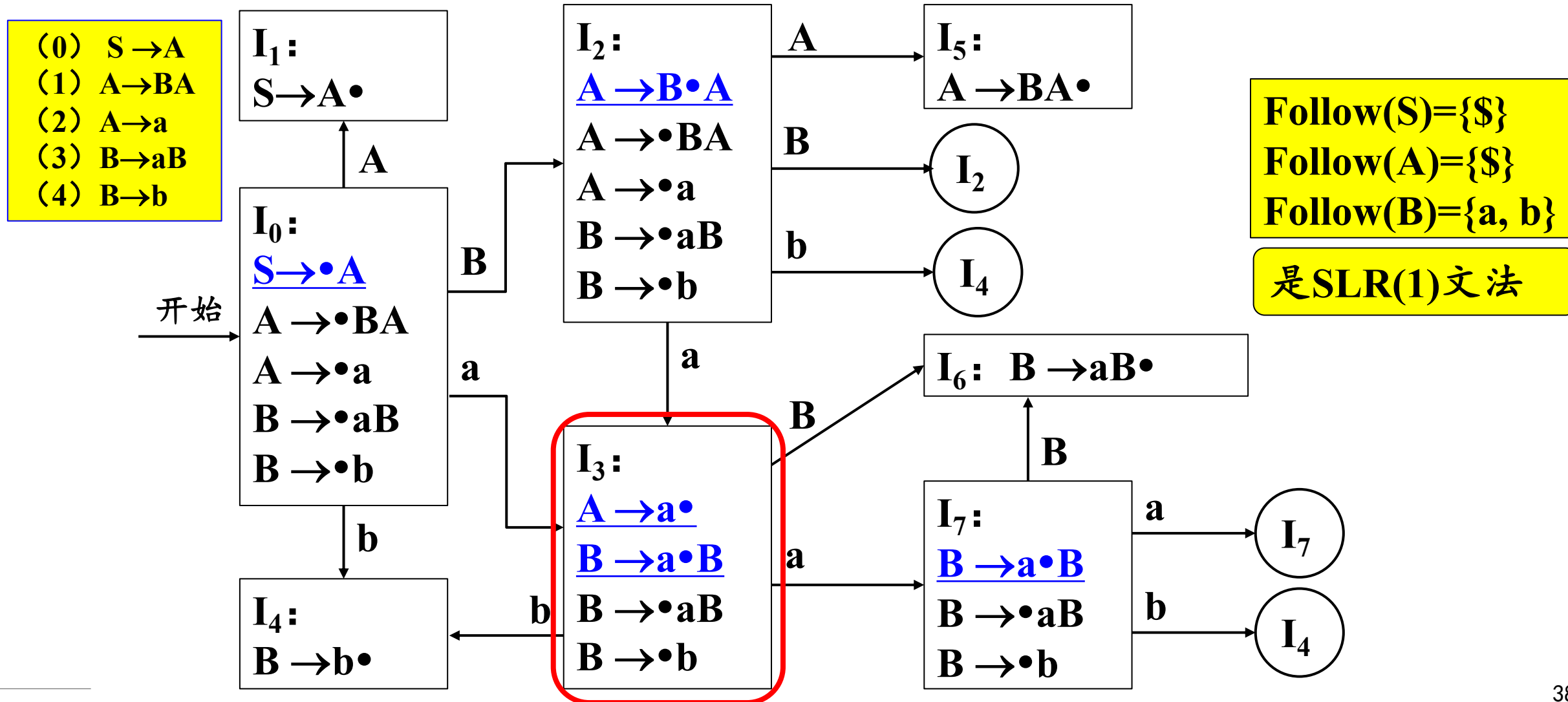
★ 参考答案

LR(0)文法，项目集中：

- (1) 要么所有元素都是移进-待约项目
- (2) 要么只含有唯一的归约项目

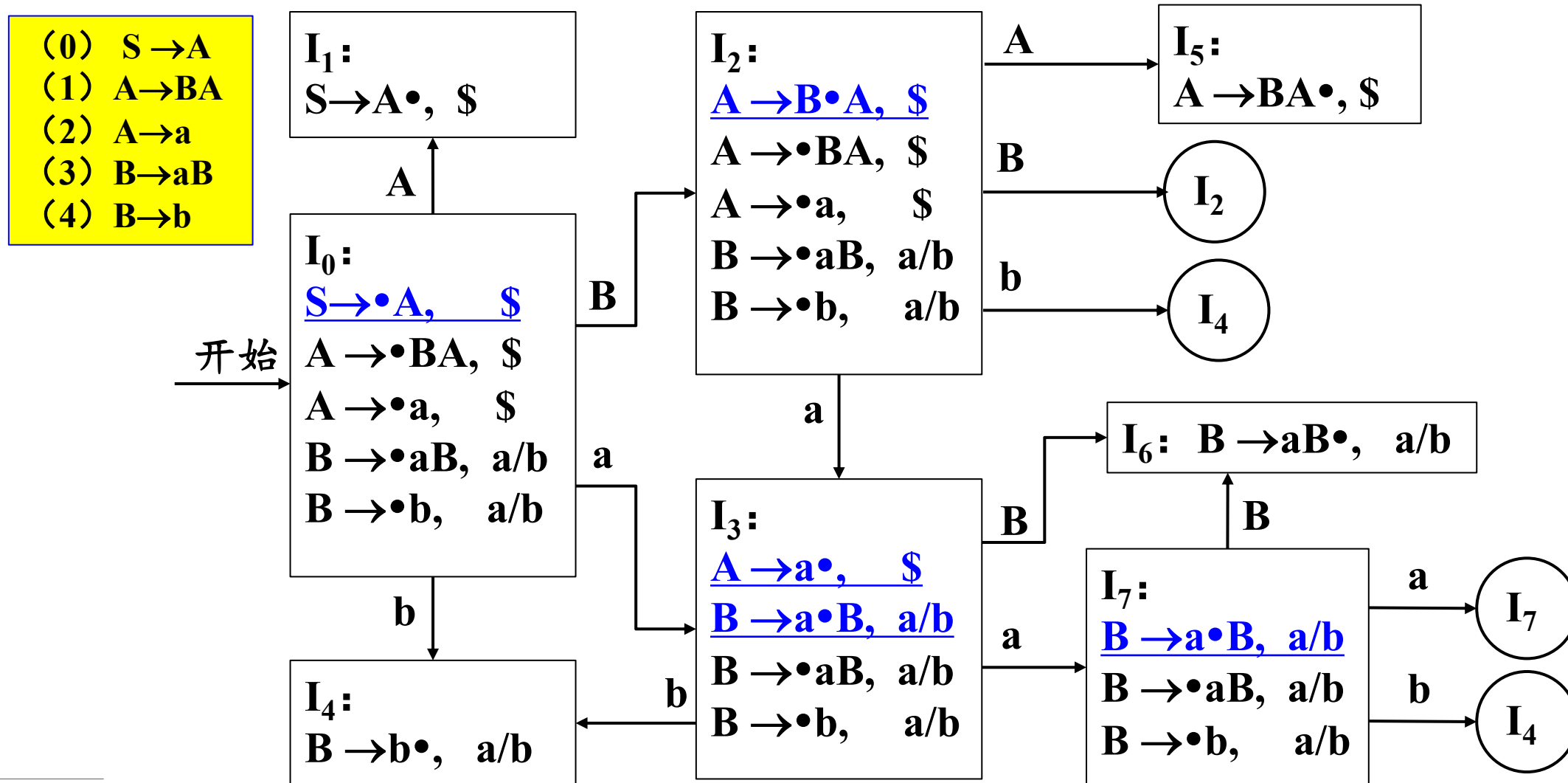
不是LR(0)文法

LR(0)项目集规范族及识别其所有活前缀的DFA：



★ 参考答案

LR(1)项目集规范族及识别其所有活前缀的DFA:



★文法的LR(1)分析表

abb的分析过程

状态	action			goto	
	a	b	\$	A	B
0	S3	S4		1	2
1			ACC		
2	S3	S4		5	2
3	S7	S4	R2		6
4	R4	R4			
5			R1		
6	R3	R3			
7	S7	S4			6

步骤	栈	输入	分析动作
(1)	0	abb\$	S3
(2)	0 3 - a	bb\$	S4
(3)	0 3 4 - a b	b\$	R4 B→b
(4)	0 3 6 - a B	b\$	R3 B→aB
(5)	0 2 - B	b\$	S4
(6)	0 2 4 - B b	\$	error 弹出栈顶状态4
(7)	0 2 - B	\$	goto(2, A)=5 将状态5压入栈顶
(8)	0 2 5 - B A	\$	R1 A→BA
(9)	0 1 - A	\$	accept



期中/期末考试 LR (1) 文法-例2

四、(40 分) 有如下文法 $G[E]$:

$$E \rightarrow (L) \mid a$$
$$L \rightarrow L, E \mid E$$

- (1) 给出该文法的拓广文法;
- (2) 构造其 **LR(1)**项目集规范族及识别其所有活前缀的 **DFA**;
- (3) 构造该文法的 **LR(1)**分析表;
- (4) 判断该文法是否为 **LALR(1)**文法, 说明理由。

期中/期末考试 LR (1) 文法-例2

四、解答：

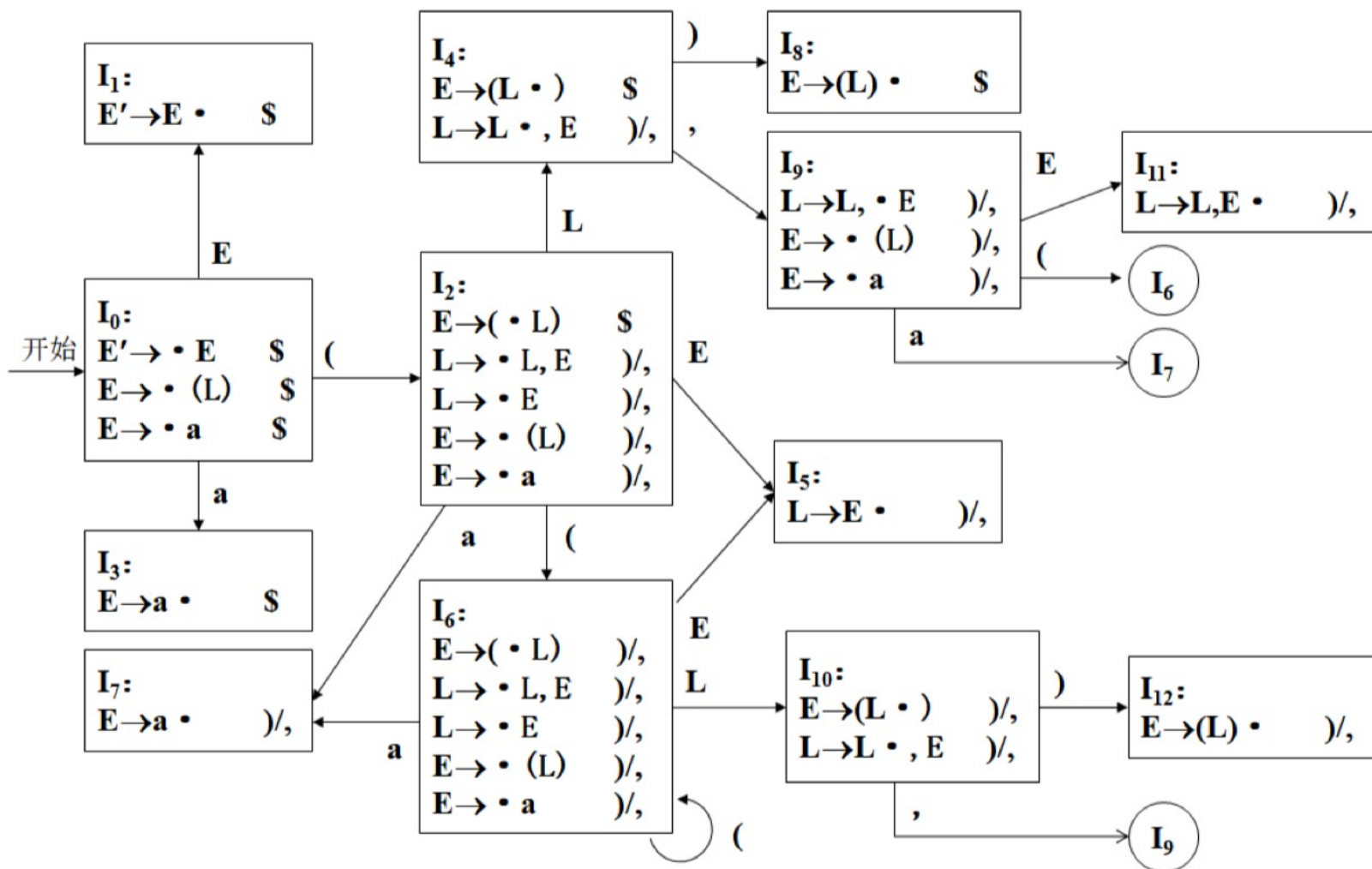
(1) 拓广文法:

$$(0) \ E' \rightarrow E$$

(1) $E \rightarrow (L)$ (2) $E \rightarrow a$

(3) $L \rightarrow L, E$ (4) $L \rightarrow E$

(2) 其 LR(1)项目集规范族及识别其所有活前缀的 DFA



期中/期末考试 LR (1) 文法-例2

(3) LR(1)分析表

状态	action					goto	
	a	,	()	\$	E	L
0	S3		S2			1	
1					ACC		
2	S7		S6			5	4
3					R2		
4		S9		S8			
5		R4		R4			
6	S7		S6			5	10
7		R2		R2			
8					R1		
9	S7		S6			11	
10		S9		S12			
11		R3		R3			
12		R1		R1			

期中/期末考试 LR (1) 文法-例2

(4) 该文法是 LALR(1)文法。

首先，合并同心集

I_2 和 I_6 合并，得到：

$I_{26} = \{[E \rightarrow (\cdot L) \ \$/], [L \rightarrow \cdot L, E \)/], [L \rightarrow \cdot E \)/], [E \rightarrow \cdot (L) \)/], [E \rightarrow \cdot a \)/], \}$

I_3 和 I_7 合并，得到： $I_{37} = \{[E \rightarrow a \cdot \ \$/], \}$

I_4 和 I_{10} 合并，得到： $I_{4a} = \{[E \rightarrow (L \cdot) \ \$/], [L \rightarrow L \cdot , E \)/], \}$

I_8 和 I_{12} 合并，得到： $I_{8c} = \{[E \rightarrow (L) \cdot \ \$/], \}$

其次，检查合并后的集合，不存在任何冲突。

所以，该文法是 LALR(1)文法。

本章小结

一、自顶向下的分析方法

■ 递归下降分析方法

- 试探性、回溯
- 要求：文法不含左递归

■ 递归调用预测分析方法

- 不带回溯的递归分析方法
- 要求：
 - 文法不含左递归，并且
 - 对任何产生式： $A \rightarrow \alpha_1 | \alpha_2 | \dots | \alpha_n$
 $\text{FIRST}(\alpha_i) \cap \text{FIRST}(\alpha_j) = \phi$
- 构造步骤：
 - 描述结构的上下文无关文法
 - 根据文法构造预测分析程序的状态转换图
 - 状态转换图化简
 - 根据状态转换图构造递归过程

■ 非递归预测分析方法

- 不带回溯、不含递归
- 模型：

输入缓冲区：存放输入符号串 $a_1 a_2 \dots a_n \$$

符号栈：分析过程中存放文法符号

分析表：二维表，每个A有一行，每个a包括\$有一列
表项内容是产生式（关键）

控制程序：根据栈顶X和当前输入a决定分析动作
（永恒的核心）

$X=a=\$$ 分析成功

$X=a \neq \$$ 弹出X，扫描指针前移

X是非终结符号，查分析表： $M[X, a]$

$M[X, a]=X \rightarrow Y_1 Y_2 \dots Y_K$ ，弹出X， Y_K, \dots, Y_2, Y_1 入栈

$M[X, a]=X \rightarrow \epsilon$ ，弹出X

$M[X, a]=\text{空白}$ ，出错处理

输出：对输入符号串进行最左推导所用的产生式序列

本章小结

■ 预测分析表的构造

- 构造每个文法符号的**FIRST**集合
- 构造每个非终结符号的**FOLLOW**集合
- 检查每个产生式 $A \rightarrow \alpha$
 - 对任何 $a \in \text{FIRST}(\alpha)$, $M[A, a] = A \rightarrow \alpha$
 - 若 $\alpha \Rightarrow \varepsilon$, 对所有 $b \in \text{FOLLOW}(A)$,
 $M[A, b] = A \rightarrow \alpha$

■ LL(1)文法

- LL(1)的含义
- 判断一个文法是否为LL(1) 文法
 - 构造分析表, 或者
 - 检查每个产生式: $A \rightarrow \alpha | \beta$
 $\text{FIRST}(\alpha) \cap \text{FIRST}(\beta) = \phi$
若 $\beta \Rightarrow \varepsilon$, 则 $\text{FIRST}(\alpha) \cap \text{FOLLOW}(A) = \phi$

二、自底向上分析方法

■ 移进-归约分析方法

- 分析栈、输入缓冲区
- 可归约串
- 规范归约: 最右推导的逆过程

■ LR分析方法

- 模型:
 - 输入缓冲器: 输出: 分析动作序列
 - 分析栈: $S_0 X_1 S_1 \dots X_n S_n$
 - 分析表: 包括 action 和 goto 两部分 (关键)
 - 控制程序: 根据栈顶状态 S_n 和当前输入符号
a 查分析表
 - $\text{action}[S_n, a]$, 决定分析动作 (永恒的核心)
 - $\text{action}[S_n, a] = S_i$, a入符号栈, i入状态栈
 $i = \text{goto}(S_n, a)$
 - $\text{action}[S_n, a] = R \ A \rightarrow \beta$, 弹出 $|\beta|$ 个符号,
A入符号栈, $\text{goto}(S_{n-r}, A)$ 入状态栈
 - $\text{action}[S_n, a] = \text{ACC}$, 分析成功
 - $\text{action}[S_n, a] = \text{空白}$, 出错处理

本章小结

■ SLR(1)分析表的构造

- LR(0)项目集规范族
- 识别文法所有活前缀的DFA
- 构造分析表：检查每个状态集
 - 若 $A \rightarrow \alpha \cdot a\beta \in I_i$ ，且 $go(I_i, a) = I_j$ ，则置 $action[i, a] = S_j$ ，
 - 若 $A \rightarrow \alpha \cdot \in I_i$ ，则对所有 $a \in FOLLOW(A)$ ，置 $action[i, a] = R A \rightarrow \alpha$
 - 若 $S' \rightarrow S \cdot \in I_i$ ，则置 $action[i, \$] = ACC$ ，分析成功。
 - 若 $go(I_i, A) = I_j$ ， A 为非终结符号，则置 $goto[i, A] = j$

■ LR(1)分析表的构造

- LR(1)项目集规范族
- 构造分析表：检查每个状态集
 - 若 $[A \rightarrow \alpha \cdot a\beta, b] \in I_i$ ，且 $go(I_i, a) = I_j$ ，则置 $action[i, a] = S_j$ ，
 - 若 $[A \rightarrow \alpha \cdot, a] \in I_i$ ，则置 $action[i, a] = R A \rightarrow \alpha$ ，
 - 若 $[S' \rightarrow S \cdot, \$] \in I_i$ ，则置 $action[i, \$] = ACC$ ，分析成功。
 - 若 $go(I_i, A) = I_j$ ， A 为非终结符号，则置 $goto[i, A] = j$

■ LALR(1)分析表的构造

- LR(1)项目集规范族，若没有冲突，继续
- 合并同心集，若没有冲突，则为LALR(1)项目集规范族
- 构造分析表，方法同LR(1)分析表的构造方法

