例：*LR*(0) 分析过程中的冲突

文法：

(0) $E' \rightarrow E$

(1) $E \rightarrow E+T$

(2) $E \rightarrow T$

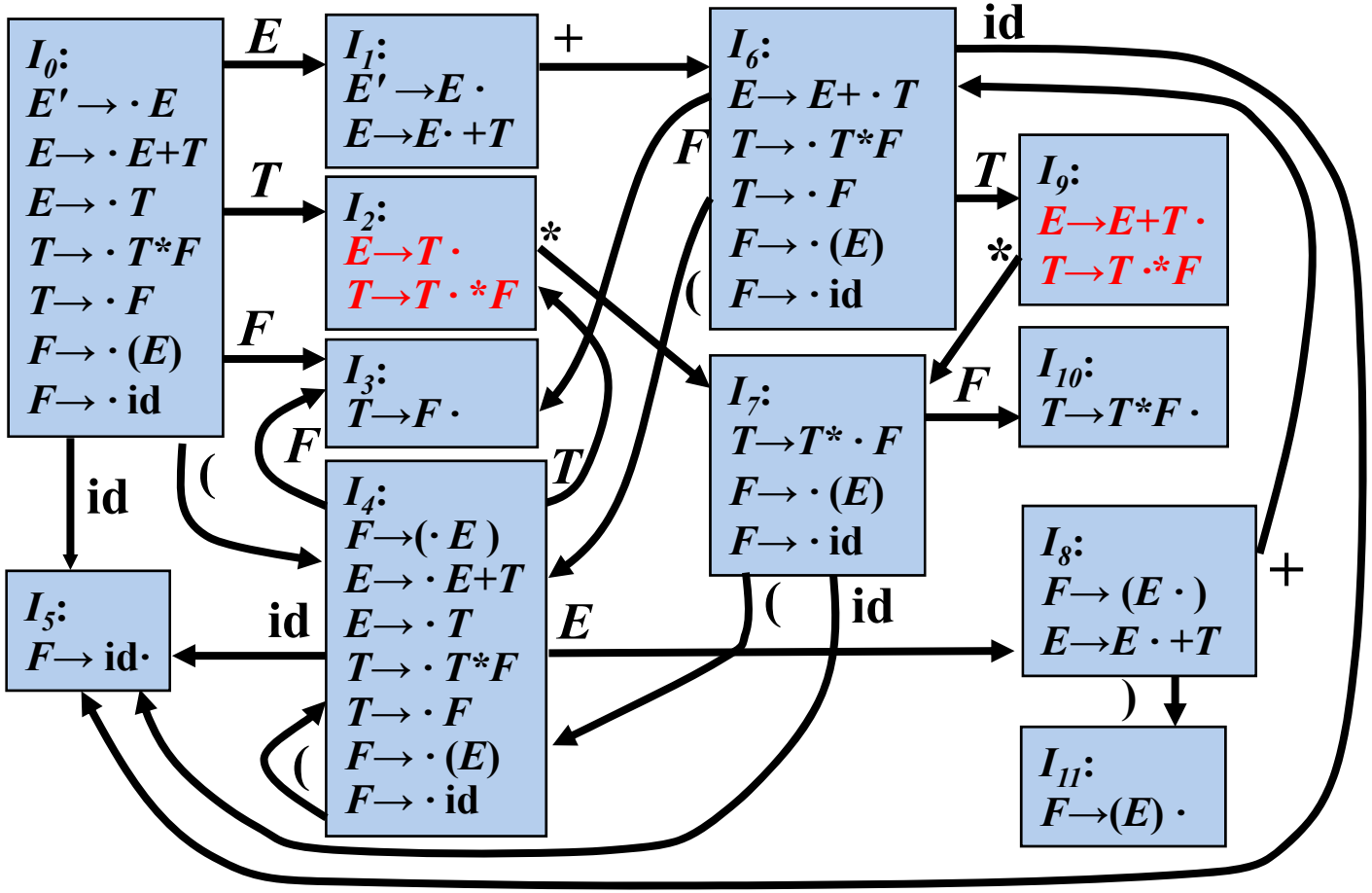
(3) $T \rightarrow T*F$

(4) $T \rightarrow F$

(5) $F \rightarrow (E)$

(6) $F \rightarrow \text{id}$

X	$FOLLOW(X)$
E	), +, $
T	), +, $, *
F	), +, $, *



SLR(1),1可以省略

SLR 分析

➢SLR分析法的基本思想

已知项目集 I:

$A_1 \rightarrow \alpha_1 . a_1 \beta_1$

$A_2 \rightarrow \alpha_2 . a_2 \beta_2$

…

$A_m \rightarrow \alpha_m . a_m \beta_m$

（m个移进项目）

$B_1 \rightarrow \gamma_1 .$

$B_2 \rightarrow \gamma_2 .$

…

$B_n \rightarrow \gamma_n .$

（n个归约项目）

如果集合$\{a_1, a_2, \ldots, a_m\}$和$FOLLOW(B_1)$，$FOLLOW(B_2)$，…，$FOLLOW(B_n)$两两不相交，则项目集$I$中的冲突可以按以下原则解决：

设a是下一个输入符号

- 若$a \in \{a_1, a_2, \ldots, a_m\}$，则移进a
- 若$a \in FOLLOW(B_i)$，则用产生式$B_i \rightarrow \gamma_i$归约
- 此外，报错

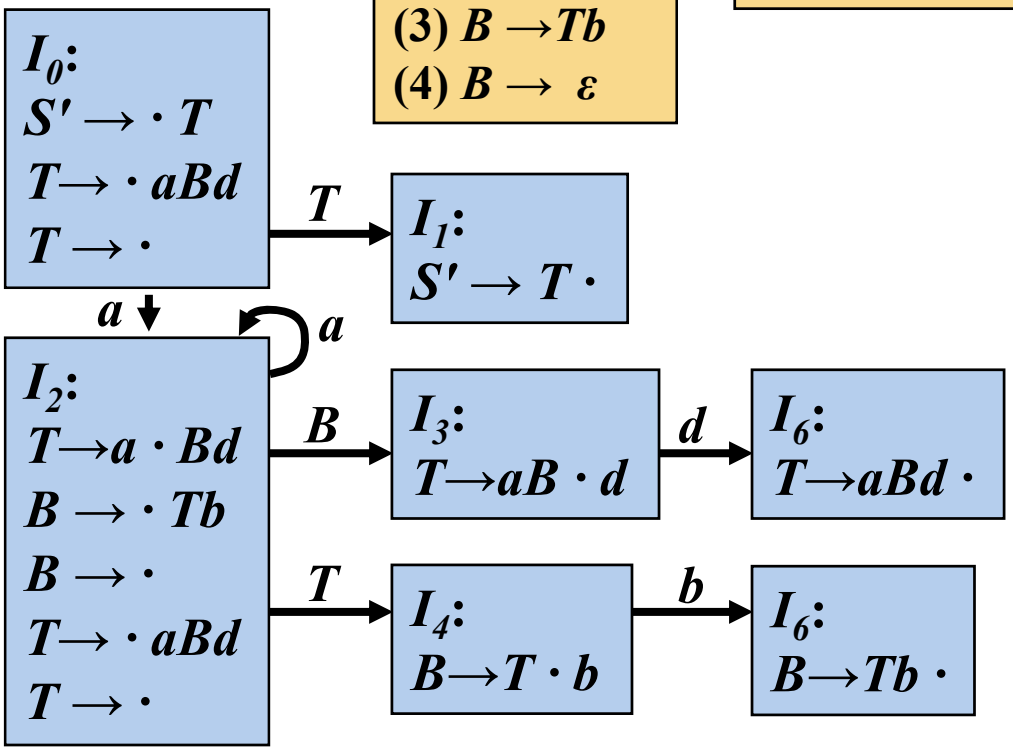
表达式文法的*SLR*分析表

状态	*ACTION*						*GOTO*		
	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			

例

文法
(0) $S' \rightarrow T$
(1) $T \rightarrow aBd$
(2) $T \rightarrow \varepsilon$
(3) $B \rightarrow Tb$
(4) $B \rightarrow \varepsilon$

$FOLLOW(S')=\{\$\}$
$FOLLOW(T)=\{\$, b\}$
$FOLLOW(B)=\{d\}$



SLR(1)分析表

状态	ACTION				GOTO	
	a	b	d	$	T	B
0	s2	r2		r2	1	
1				acc		
2	s2	r2	r4	r2	4	3
3			s5			
4		s6				
5		r1		r1		
6			r3			

SLR 分析表构造算法

- 构造G'的规范$LR(0)$项集族$C=\{I_0, I_1, \dots, I_n\}$。
- 根据I_i构造得到状态i。状态i的语法分析动作按照下面的方法决定:
  - *if* $A\to\alpha\cdot a\beta\in I_i$ *and* $GOTO(I_i, a)=I_j$ *then* $ACTION[i, a]=sj$
  - *if* $A\to\alpha.B\beta\in I_i$ *and* $GOTO(I_i, B)=I_j$ *then* $GOTO[i, B]=j$
  - *if* $A\to\alpha\cdot\in I_i$且$A\neq S'$ *then for* $\forall a\in FOLLOW(A)$ *do*

    $ACTION[i, a]=rj$ （j是产生式$A\to\alpha$的编号）
  - *if* $S'\to S\cdot\in I_i$ *then* $ACTION[i, \$]=acc$;
- 没有定义的所有条目都设置为“*error*”。

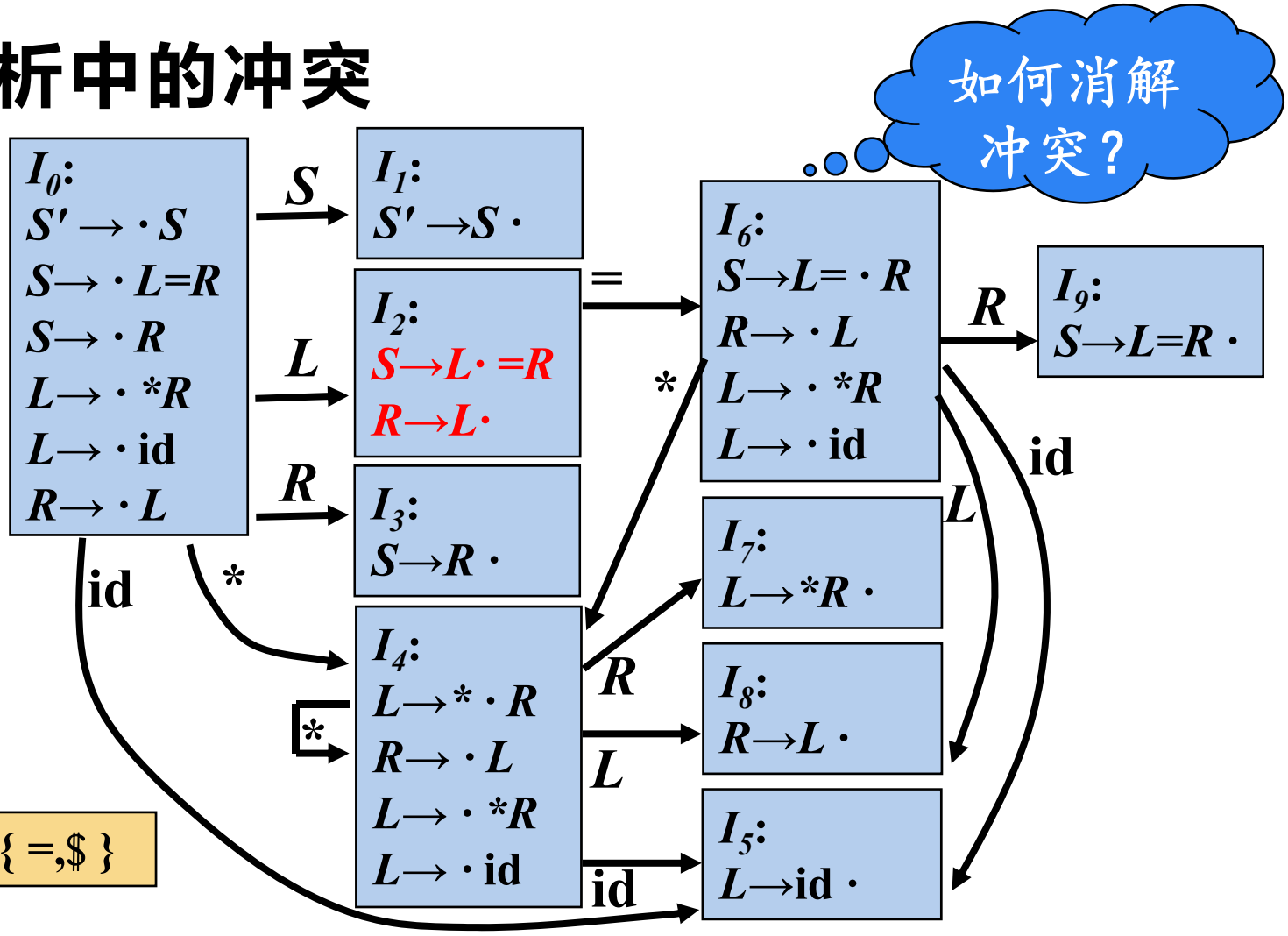
如果给定文法的*SLR*分析表中不存在有冲突的动作，
那么该文法称为*SLR*文法

SLR 分析中的冲突

➢例

0) $S'\rightarrow S$
1) $S\rightarrow L=R$
2) $S\rightarrow R$
3) $L\rightarrow *R$
4) $L\rightarrow id$
5) $R\rightarrow L$

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



LR(1)分析法的提出

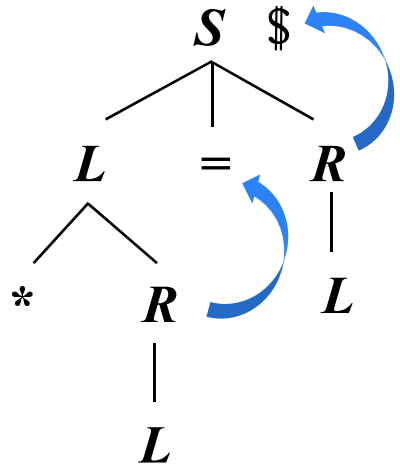
- *SLR*分析存在的问题
  - *SLR*只是简单地考察下一个输入符号*b*是否属于与归约项目$A\rightarrow\alpha$相关联的*FOLLOW*(*A*)，但$b\in FOLLOW(A)$只是归约α的一个必要条件，而非充分条件

LR(1)分析法的提出

➢对于产生式$A\rightarrow\alpha$的归约，在不同使用位置，*A*会要求不同的后继符号

0) $S'\rightarrow S$
1) $S\rightarrow L=R$
2) $S\rightarrow R$
3) $L\rightarrow *R$
4) $L\rightarrow$id
5) $R\rightarrow L$

X	*FOLLOW*(*X*)
S	$
L	=, $
R	=, $



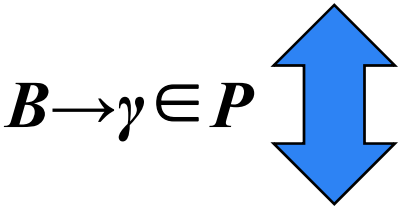
➢在特定位置，*A*的后继符集合是*FOLLOW*(*A*)的子集

规范*LR*(1)项目

- 将一般形式为 [$A \to \alpha \cdot \beta$, a]的项称为 ***LR*(1) 项**，其中$A \to \alpha\beta$ 是一个产生式，a 是一个终结符(这里将$视为一个特殊的终结符)它表示在当前状态下，*A*后面必须紧跟的终结符，称为该项的展望符(*lookahead*)
  - ***LR*(1)** 中的1指的是项的第二个分量的长度
  - 在形如[$A \to \alpha \cdot \beta$, a]且$\beta \neq \varepsilon$的项中，展望符a没有任何作用
  - 但是一个形如[$A \to \alpha \cdot$, a]的项在只有在下一个输入符号等于a时才可以按照$A \to \alpha$ 进行归约
    - 这样的a的集合总是*FOLLOW*(*A*)的子集，而且它通常是一个真子集

等价$LR(1)$项目

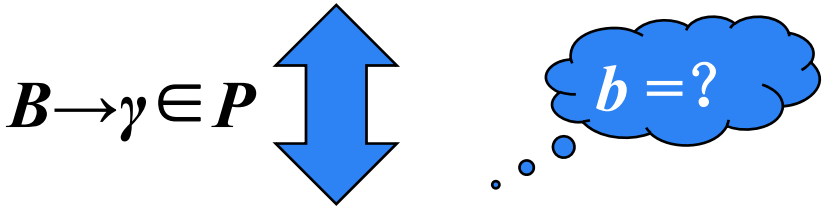
$[\ A \rightarrow \alpha \cdot B\beta,\ \mathbf{a}\ ]$



?

等价$LR(1)$项目

$[A \to \alpha \cdot B\beta, \mathbf{a}]$



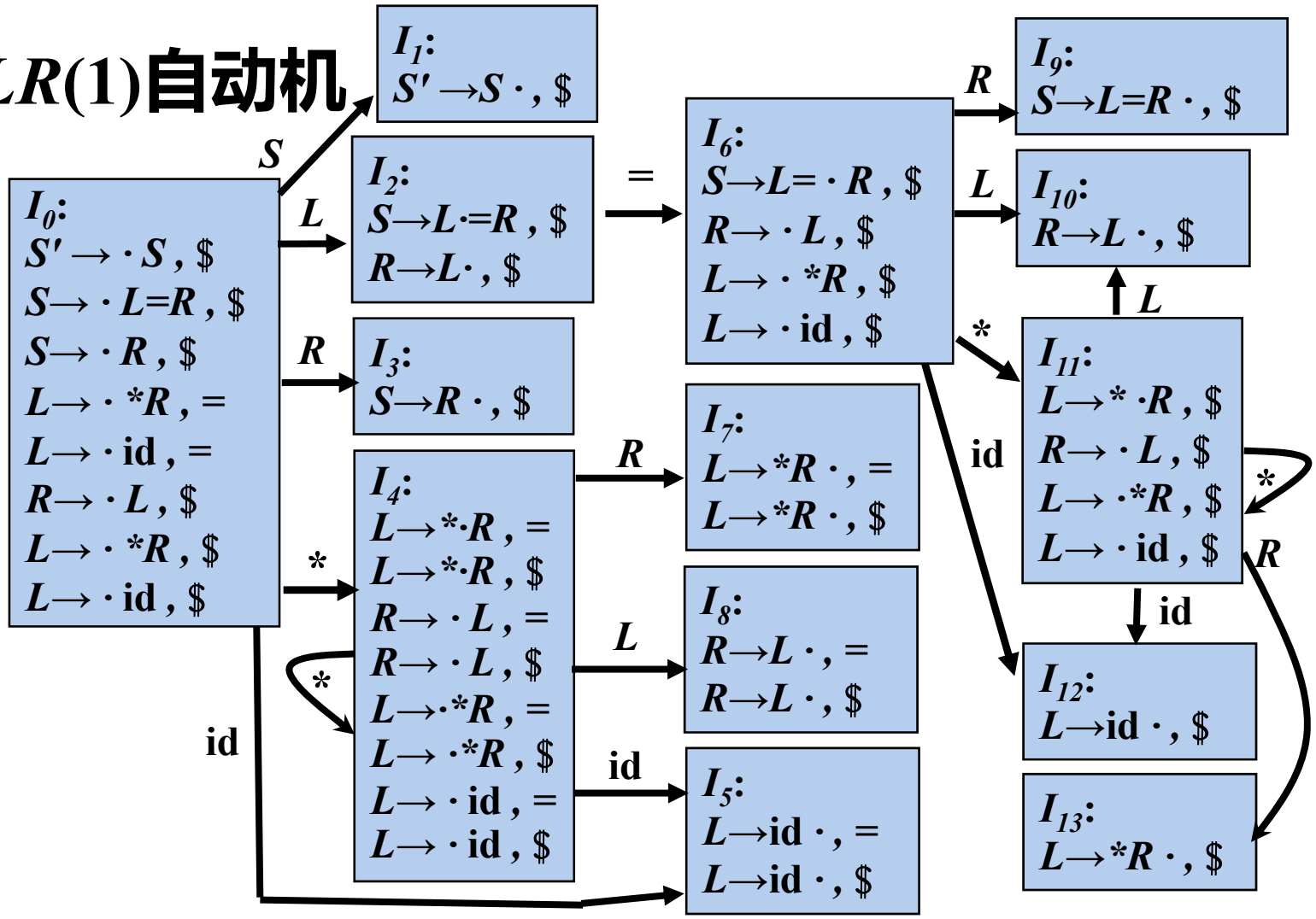
$[B \to \cdot\gamma, b]$

$b \in FIRST(\beta \mathbf{a})$

当$\beta \Rightarrow^{+} \varepsilon$时，此时$b$=a叫继承的后继符，否则叫自生的后继符

例：LR(1)自动机

0) $S' \to S$
1) $S \to L=R$
2) $S \to R$
3) $L \to *R$
4) $L \to id$
5) $R \to L$



赋值语句文法的 *LR*(1)分析表

文法

0) $S' \rightarrow S$

1) $S \rightarrow L=R$

2) $S \rightarrow R$

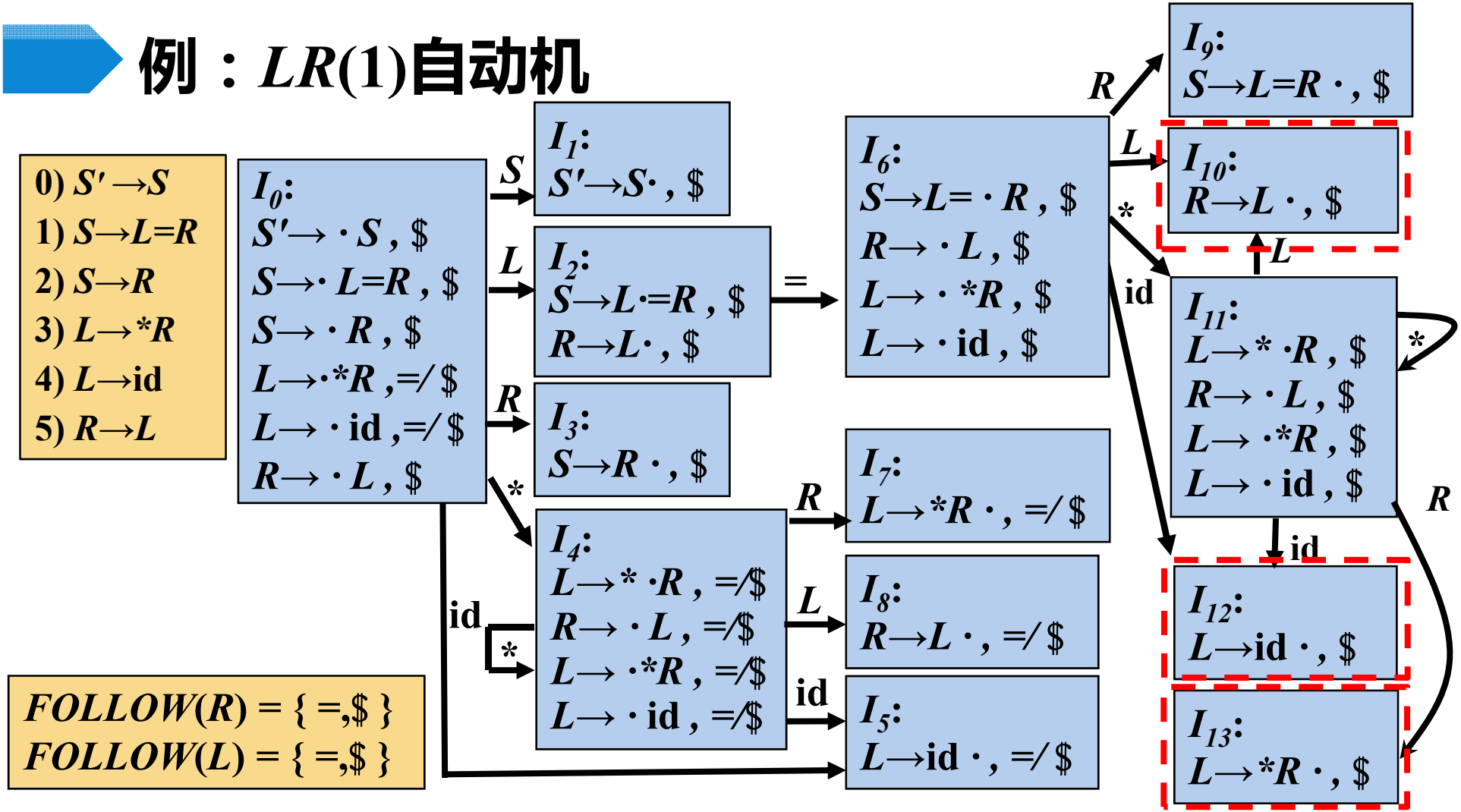
3) $L \rightarrow *R$

4) $L \rightarrow$ id

5) $R \rightarrow L$

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

例：LR(1)自动机


0) S′→S
1) S→L=R
2) S→R
3) L→*R
4) L→id
5) R→L
I0:
S′→ · S , $
S→ · L=R , $
S→ · R , $
L→ · *R , =/$
L→ · id , =/$
R→ · L , $
I1:
S′→S · , $
I2:
S→L · =R , $
R→L · , $
I3:
S→R · , $
I4:
L→* · R , =/$
R→ · L , =/$
L→ · *R , =/$
L→ · id , =/$
I5:
L→id · , =/$
I6:
S→L= · R , $
R→ · L , $
L→ · *R , $
L→ · id , $
I7:
L→*R · , =/$
I8:
R→L · , =/$
I9:
S→L=R · , $
I10:
R→L · , $
I11:
L→* · R , $
R→ · L , $
L→ · *R , $
L→ · id , $
I12:
L→id · , $
I13:
L→*R · , $
S
L
R
=
*
id
FOLLOW(R) = { =,$ }
FOLLOW(L) = { =,$ }

例：LR(1)自动机

0) $S' \rightarrow S$
1) $S \rightarrow L=R$
2) $S \rightarrow R$
3) $L \rightarrow *R$
4) $L \rightarrow id$
5) $R \rightarrow L$

I_0:
$S' \rightarrow \cdot S$, $\$$
$S \rightarrow \cdot L=R$, $\$$
$S \rightarrow \cdot R$, $\$$
$L \rightarrow \cdot *R$, $=/\$$
$L \rightarrow \cdot id$, $=/\$$
$R \rightarrow \cdot L$, $\$$

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

I_2:
$S \rightarrow L \cdot =R$, $\$$
$R \rightarrow L \cdot$, $\$$

I_3:
$S \rightarrow R \cdot$, $\$$

I_4:
$L \rightarrow * \cdot R$, $=/\$$
$R \rightarrow \cdot L$, $=/\$$
$L \rightarrow \cdot *R$, $=/\$$
$L \rightarrow \cdot id$, $=/\$$

I_5:
$L \rightarrow id \cdot$, $=/\$$

I_6:
$S \rightarrow L= \cdot R$, $\$$
$R \rightarrow \cdot L$, $\$$
$L \rightarrow \cdot *R$, $\$$
$L \rightarrow \cdot id$, $\$$

I_7:
$L \rightarrow *R \cdot$, $=/\$$

I_8:
$R \rightarrow L \cdot$, $=/\$$

I_9:
$S \rightarrow L=R \cdot$, $\$$

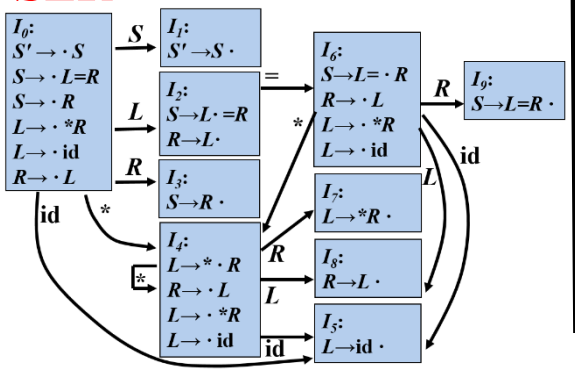
I_{10}:
$R \rightarrow L \cdot$, $\$$

I_{11}:
$L \rightarrow * \cdot R$, $\$$
$R \rightarrow \cdot L$, $\$$
$L \rightarrow \cdot *R$, $\$$
$L \rightarrow \cdot id$, $\$$

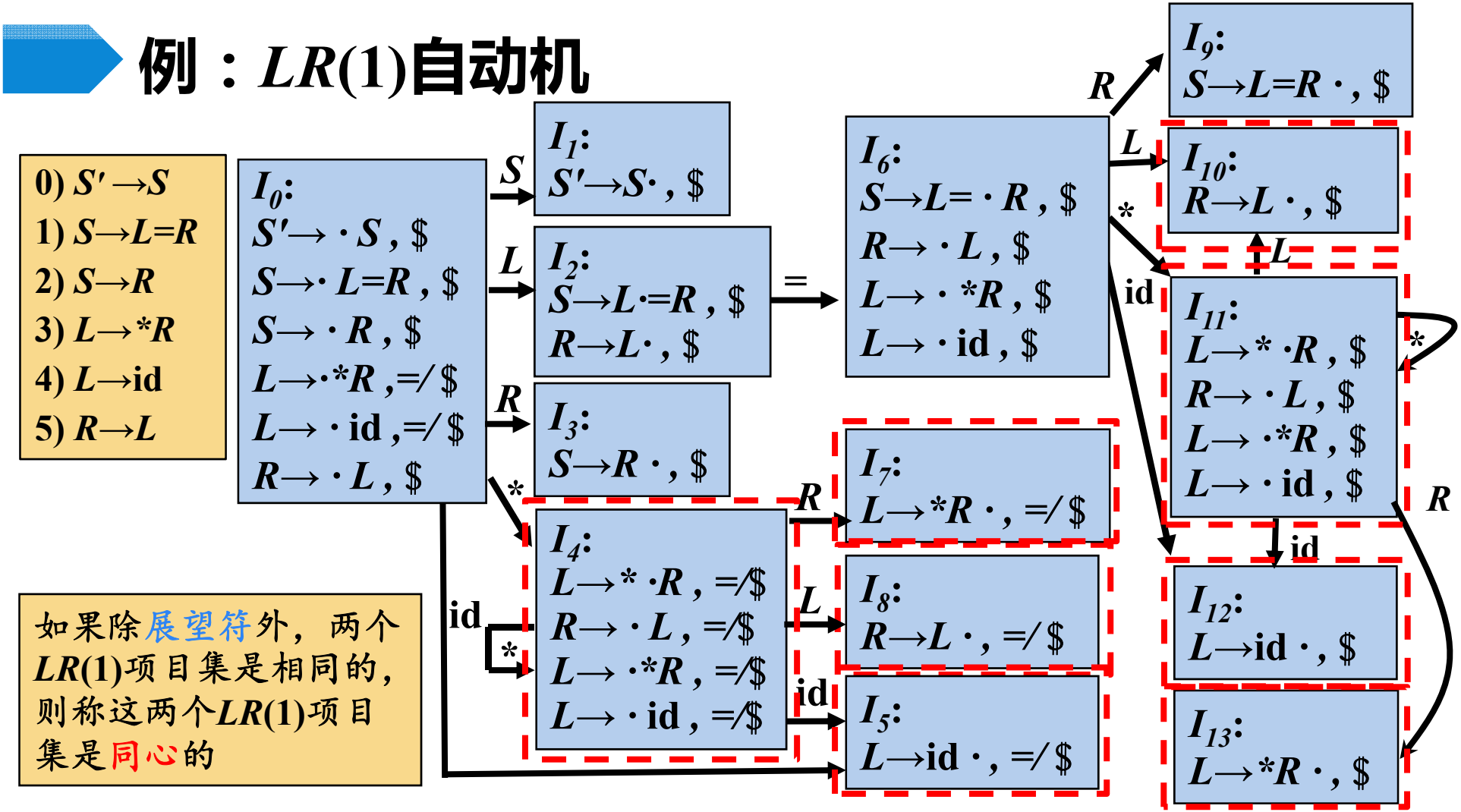
I_{12}:
$L \rightarrow id \cdot$, $\$$

I_{13}:
$L \rightarrow *R \cdot$, $\$$

SLR



例：LR(1)自动机


0) S′→S
1) S→L=R
2) S→R
3) L→*R
4) L→id
5) R→L
I0:
S′→ · S , $
S→ · L=R , $
S→ · R , $
L→ · *R , =/$
L→ · id , =/$
R→ · L , $
I1:
S′→S · , $
I2:
S→L · =R , $
R→L · , $
I3:
S→R · , $
I4:
L→* · R , =/$
R→ · L , =/$
L→ · *R , =/$
L→ · id , =/$
I5:
L→id · , =/$
I6:
S→L= · R , $
R→ · L , $
L→ · *R , $
L→ · id , $
I7:
L→*R · , =/$
I8:
R→L · , =/$
I9:
S→L=R · , $
I10:
R→L · , $
I11:
L→* · R , $
R→ · L , $
L→ · *R , $
L→ · id , $
I12:
L→id · , $
I13:
L→*R · , $
S
L
R
=
*
id
如果除展望符外，两个LR(1)项目集是相同的，则称这两个LR(1)项目集是同心的

LR(1)项目集闭包

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

```
SetOfItems CLOSURE ( I ) {
        repeat
                for ( I中的每个项[A → α·Bβ，a ])
                        for (G'的每个产生式B → γ)
                                for ( FIRST (βa)中的每个符号b )
                                        将[ B → ·γ，b]加入到集合I中;
        until 不能向I中加入更多的项;
        until I ;
}
```

GOTO 函数

$$GOTO(I, X) = CLOSURE(\{[A \rightarrow \alpha X \cdot \beta, a] \mid [A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, a] \in I\})$$

```
SetOfItems GOTO (I, X) {
        将J初始化为空集;
        for (I中的每个项[A → α·Xβ, a])
                将项[A → αX·β, a]加入到集合J中;
        return CLOSURE (J);
}
```

为文法G'构造$LR(1)$项集族

```
void items (G′) {
        将C初始化为{CLOSURE ({[ S′ → ·S, $]} )}  ;
        repeat
                for ( C中的每个项集 I )
                        for ( 每个文法符号X )
                                if (GOTO(I，X)非空且不在C中)
                                        将GOTO(I，X)加入C中;
        until 不再有新的项集加入到C中;
}
```

$LR(1)$自动机的形式化定义

- 文法

$$G=(V_N, V_T, P, S)$$

- $LR(1)$自动机

$$M=(C, V_N \cup V_T, GOTO, I_0, F)$$

  - $C=\{I_0\} \cup \{I \mid \exists J \in C, X \in V_N \cup V_T, I=GOTO(J,X)\}$
  - $I_0=CLOSURE(\{S' \rightarrow \cdot S, \$\})$
  - $F=\{CLOSURE(\{S' \rightarrow S \cdot, \$\})\}$

LR分析表构造算法

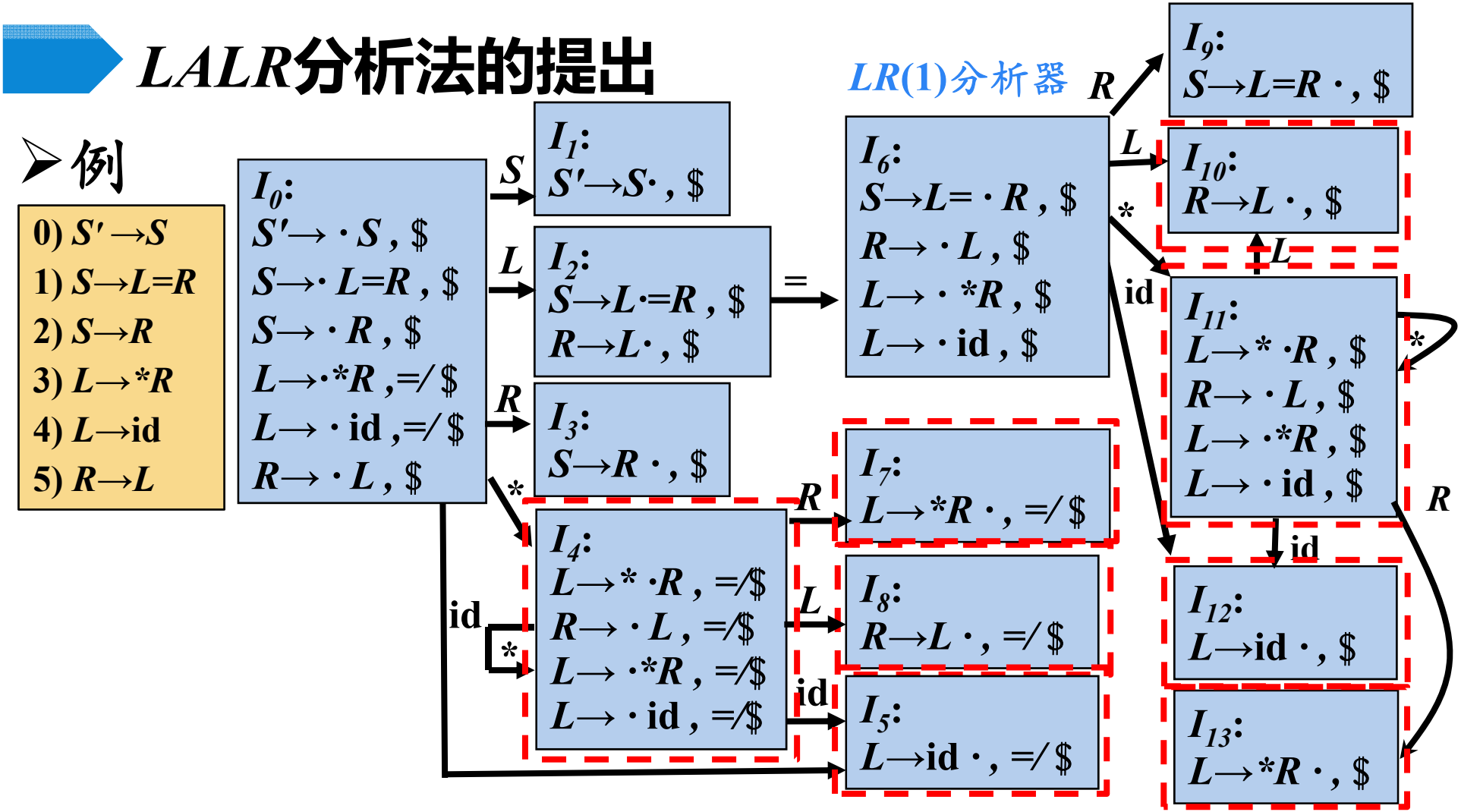
- 构造G'的规范$LR(1)$项集族$C=\{I_0, I_1, \cdots, I_n\}$
- 根据I_i构造得到状态i。状态i的语法分析动作按照下面的方法决定：
  - *if* $[A\rightarrow\alpha\cdot a\beta, b]\in I_i$ *and* $GOTO(I_i, a)=I_j$ *then* $ACTION[i, a]=sj$
  - *if* $[A\rightarrow\alpha\cdot B\beta, b]\in I_i$ *and* $GOTO(I_i, B)=I_j$ *then* $GOTO[i, B]=j$
  - *if* $[A\rightarrow\alpha\cdot, a]\in I_i$且$A\neq S'$ *then* $ACTION[i, a]=rj$
    （j是产生式$A\rightarrow\alpha$的编号）
  - *if* $[S'\rightarrow S\cdot, \$]\in I_i$ *then* $ACTION[i, \$]=acc$;
- 没有定义的所有条目都设置为“*error*”

如果*LR*(1)分析表中没有语法分析动作冲突，
那么给定的文法就称为*LR*(1)文法

LALR分析法的提出

➢例

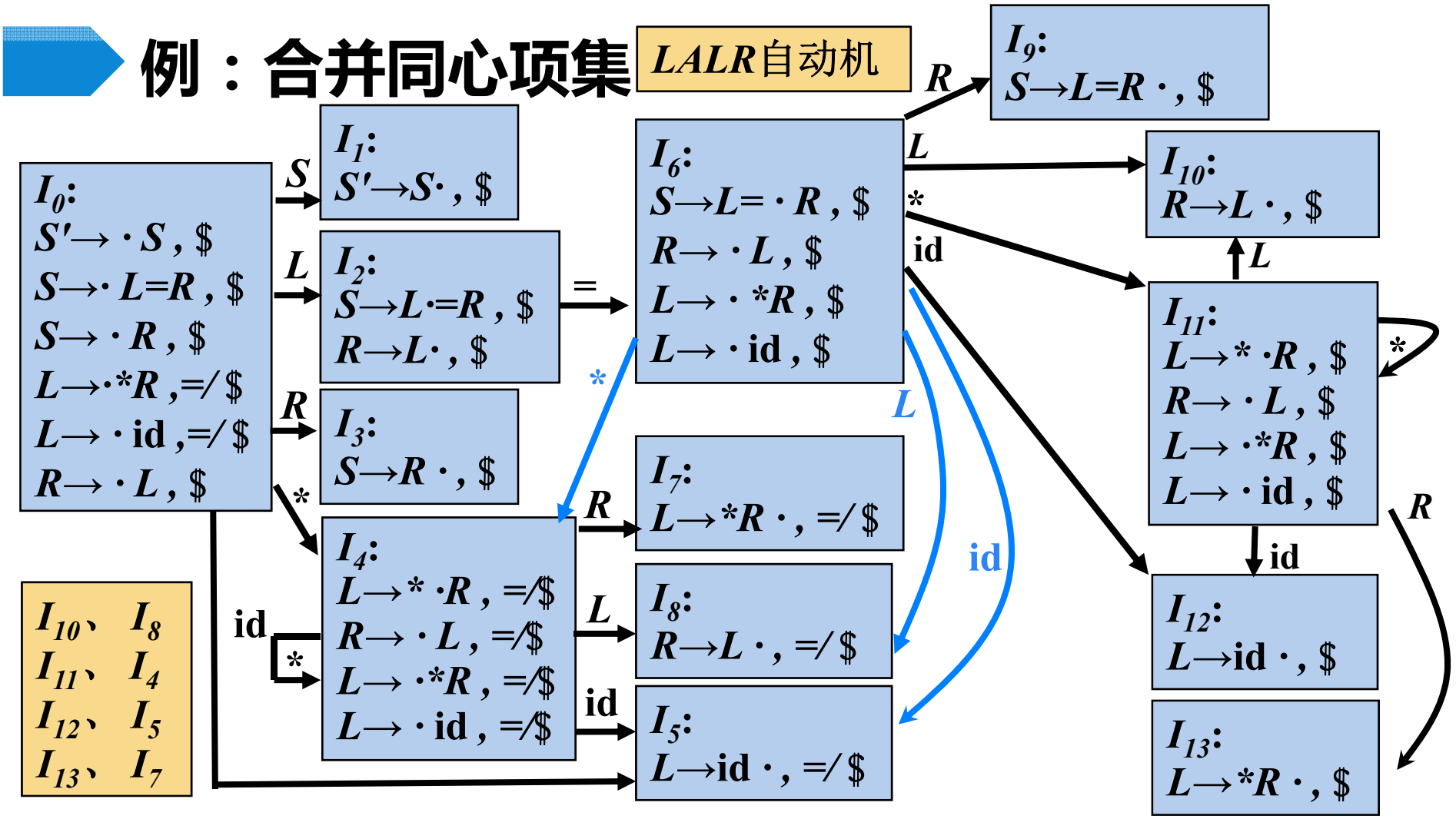
0) $S' \to S$
1) $S \to L=R$
2) $S \to R$
3) $L \to *R$
4) $L \to id$
5) $R \to L$



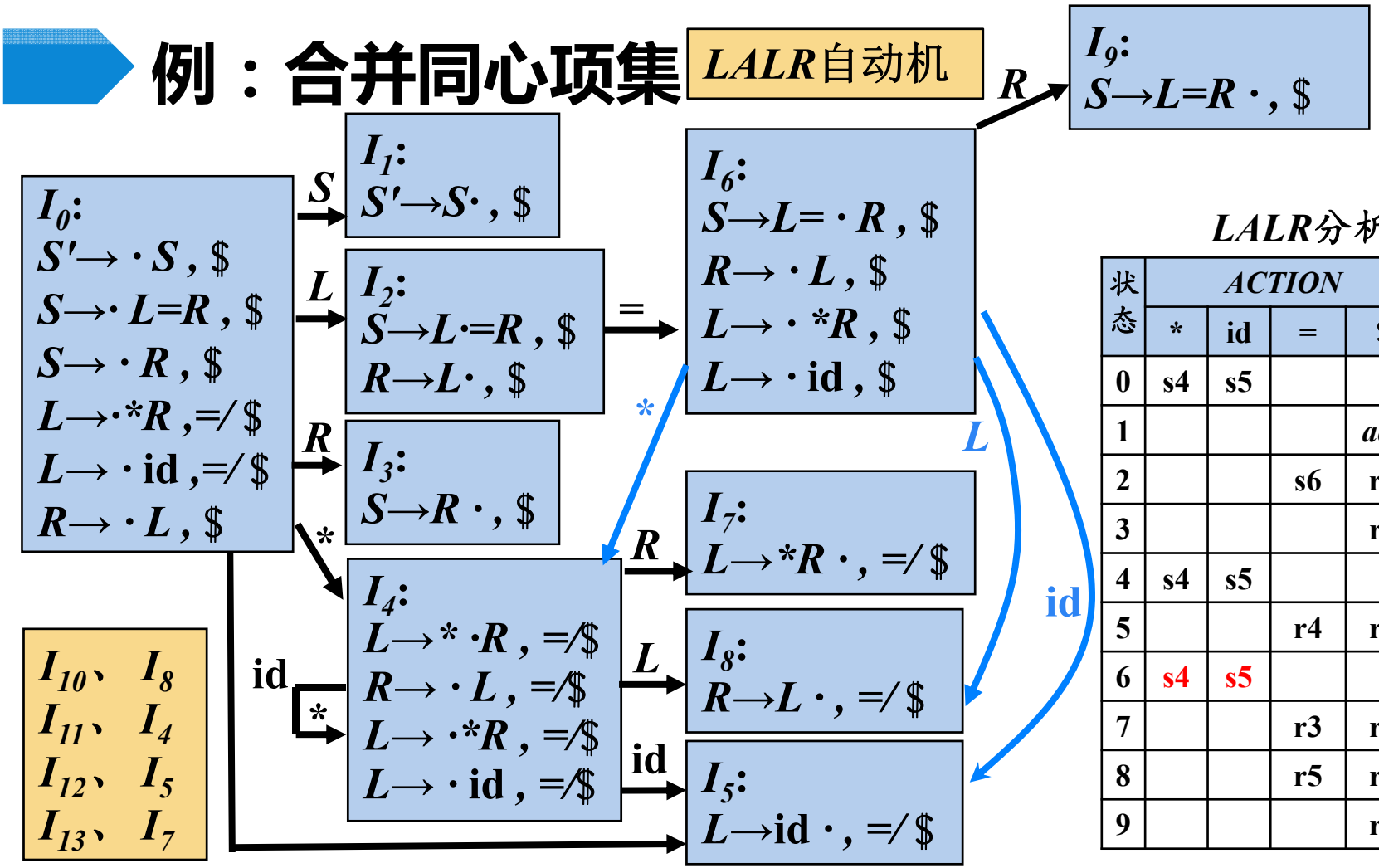
*LALR (lookahead-LR)*分析的基本思想

- 寻找具有相同核心的*LR* (1) 项集，并将这些项集合并为一个项集。 所谓项集的核心就是其第一分量的集合
- 然后根据合并后得到的项集族构造语法分析表
- 如果分析表中没有语法分析动作冲突，给定的文法就称为*LALR* (1) 文法，就可以根据该分析表进行语法分析

例：合并同心项集


LALR自动机
I_0:
S′→ · S , $
S→ · L=R , $
S→ · R , $
L→ ·*R ,=/ $
L→ · id ,=/ $
R→ · L , $
I_1:
S′→S· , $
I_2:
S→L·=R , $
R→L· , $
I_3:
S→R · , $
I_4:
L→* ·R , =/$
R→ · L , =/$
L→ ·*R , =/$
L→ · id , =/$
I_5:
L→id · , =/ $
I_6:
S→L= · R , $
R→ · L , $
L→ · *R , $
L→ · id , $
I_7:
L→*R · , =/ $
I_8:
R→L · , =/ $
I_9:
S→L=R · , $
I_{10}:
R→L · , $
I_{11}:
L→* ·R , $
R→ · L , $
L→ ·*R , $
L→ · id , $
I_{12}:
L→id · , $
I_{13}:
L→*R · , $
I_{10}、 I_8
I_{11}、 I_4
I_{12}、 I_5
I_{13}、 I_7
S
L
R
*
id
=

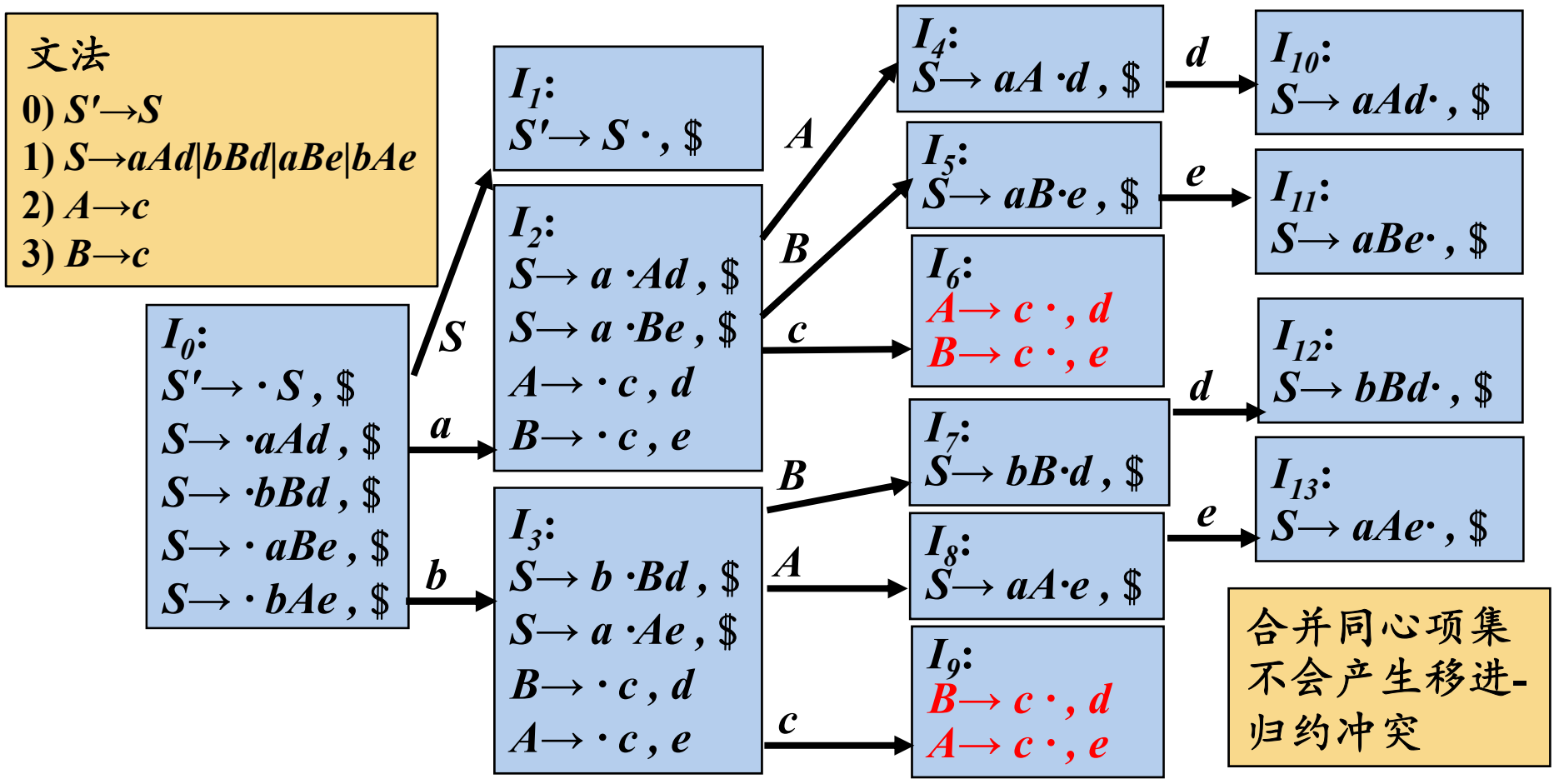
例：合并同心项集



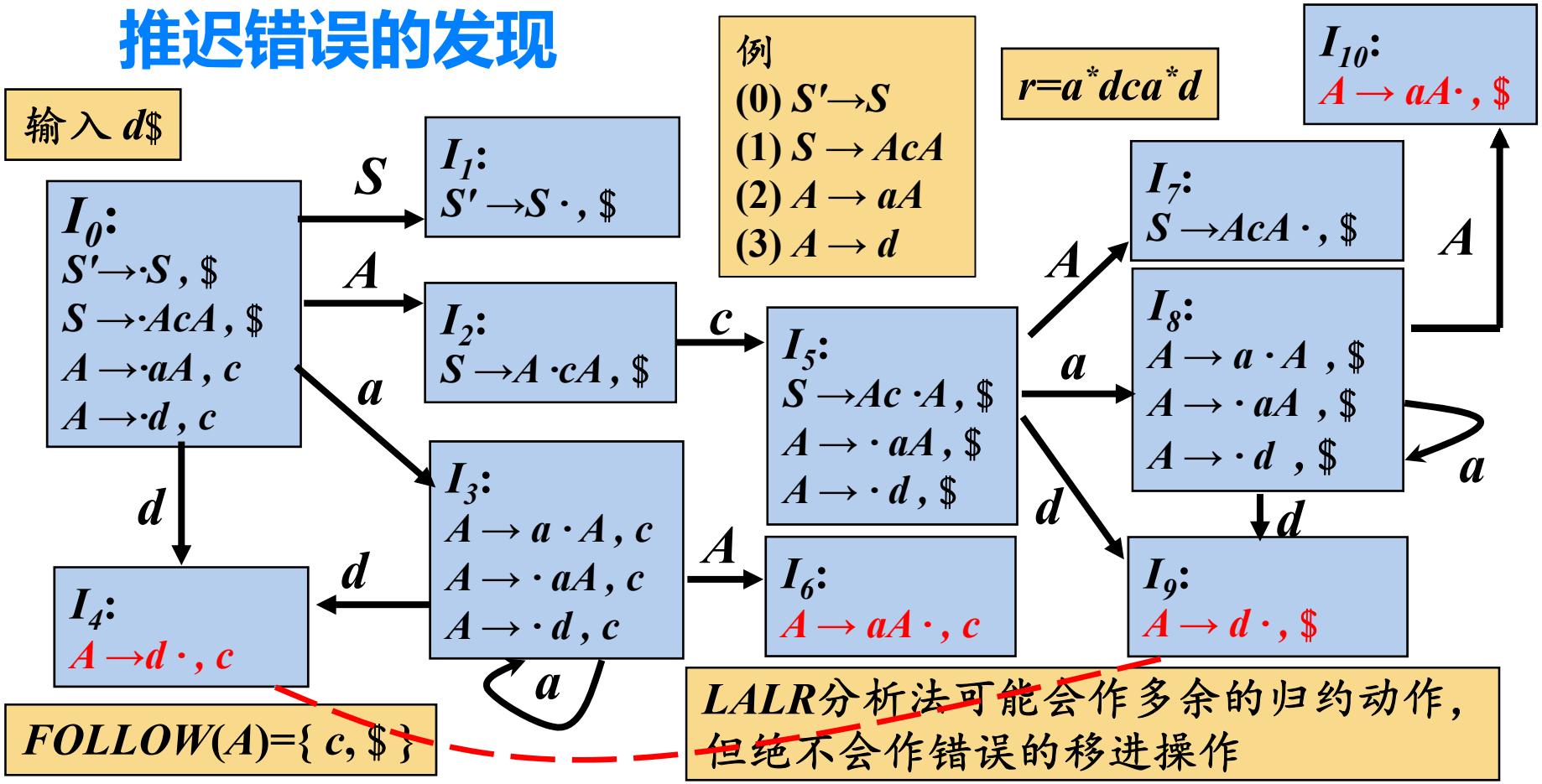
*LALR*分析表

状态	*ACTION*				*GOTO*		
	*	id	=	$	*S*	*L*	*R*
0	s4	s5			1	2	3
1				*acc*			
2			s6	r5			
3				r2			
4	s4	s5				8	7
5			r4	r4			
6	s4	s5				8	9
7			r3	r3			
8			r5	r5			
9				r1			

合并同心项集时产生归约-归约冲突的例子

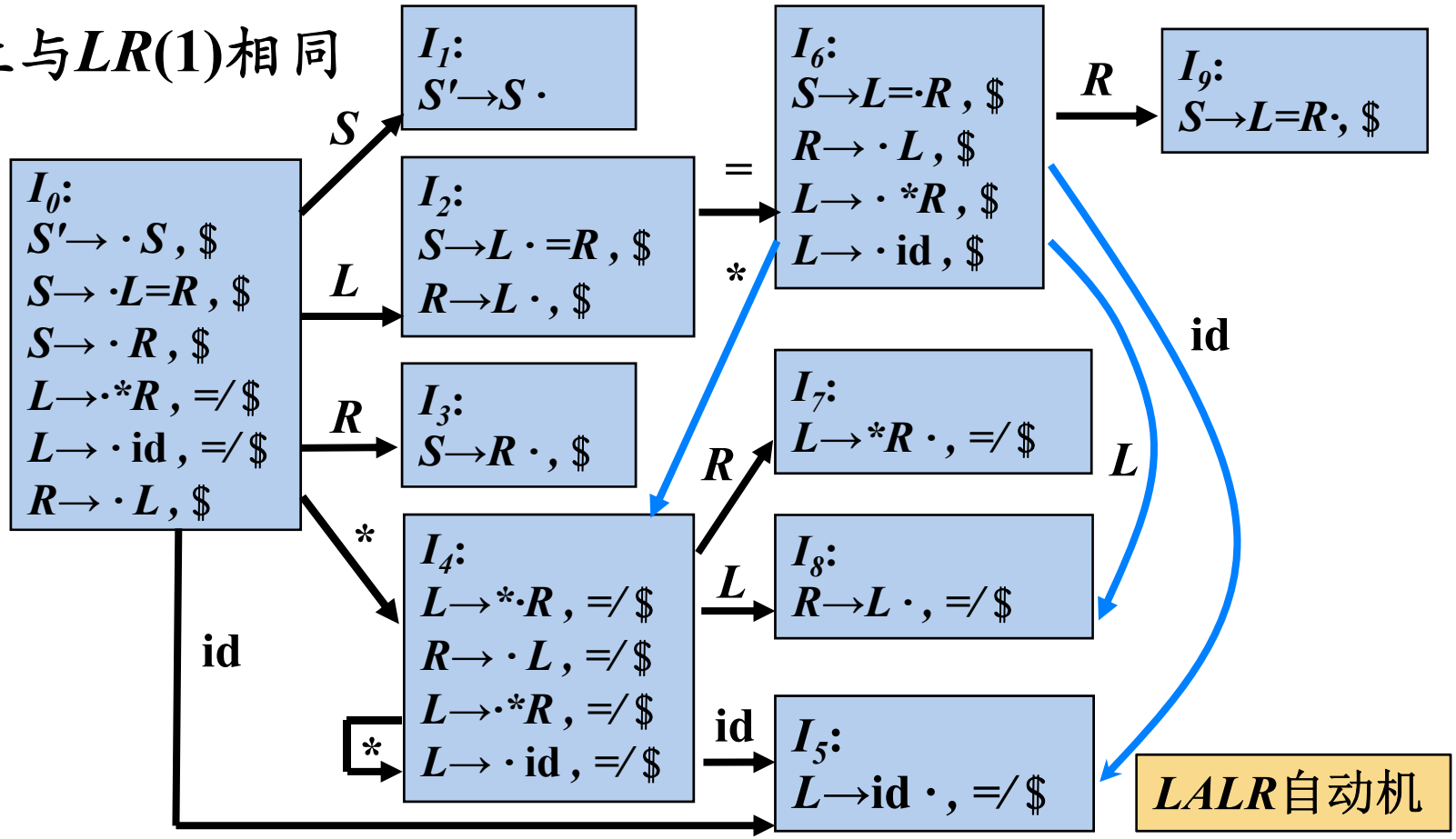


合并同心项集后，虽然不产生冲突，但可能会推迟错误的发现



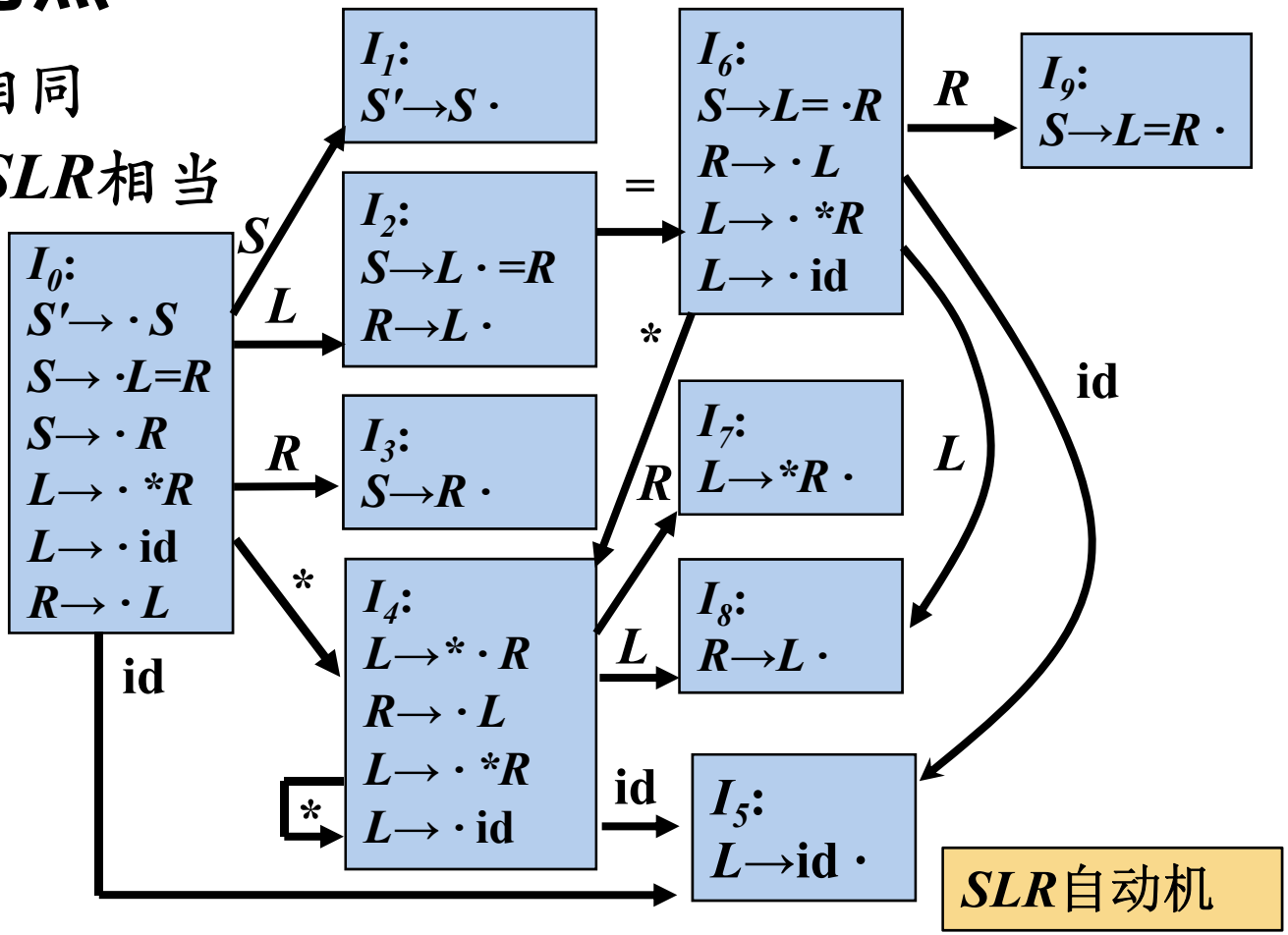
LALR(1)的特点

- 形式上与*LR*(1)相同



LALR(1)的特点

- 形式上与*LR*(1)相同
- 大小上与*LR*(0)/*SLR*相当



LALR(1)的特点

- 形式上与*LR*(1)相同
- 大小上与*LR*(0)/*SLR*相当
- 分析能力介于*SLR*和*LR*(1)二者之间

$$SLR<LALR(1)<LR(1)$$

- 合并后的展望符集合仍为*FOLLOW*集的子集

二义性文法的特点

- 每个二义性文法都不是*LR*的
- 某些类型的二义性文法在语言的描述和实现中很有用
  - 更简短、更自然
    - 例

二义性文法

① $E \rightarrow E+E$

② $E \rightarrow E*E$

③ $E \rightarrow (E)$

④ $E \rightarrow \mathbf{id}$

非二义性文法

① $E \rightarrow E+T$

② $E \rightarrow T$

③ $T \rightarrow T*F$

④ $T \rightarrow F$

⑤ $F \rightarrow (E)$

⑥ $F \rightarrow \mathbf{id}$

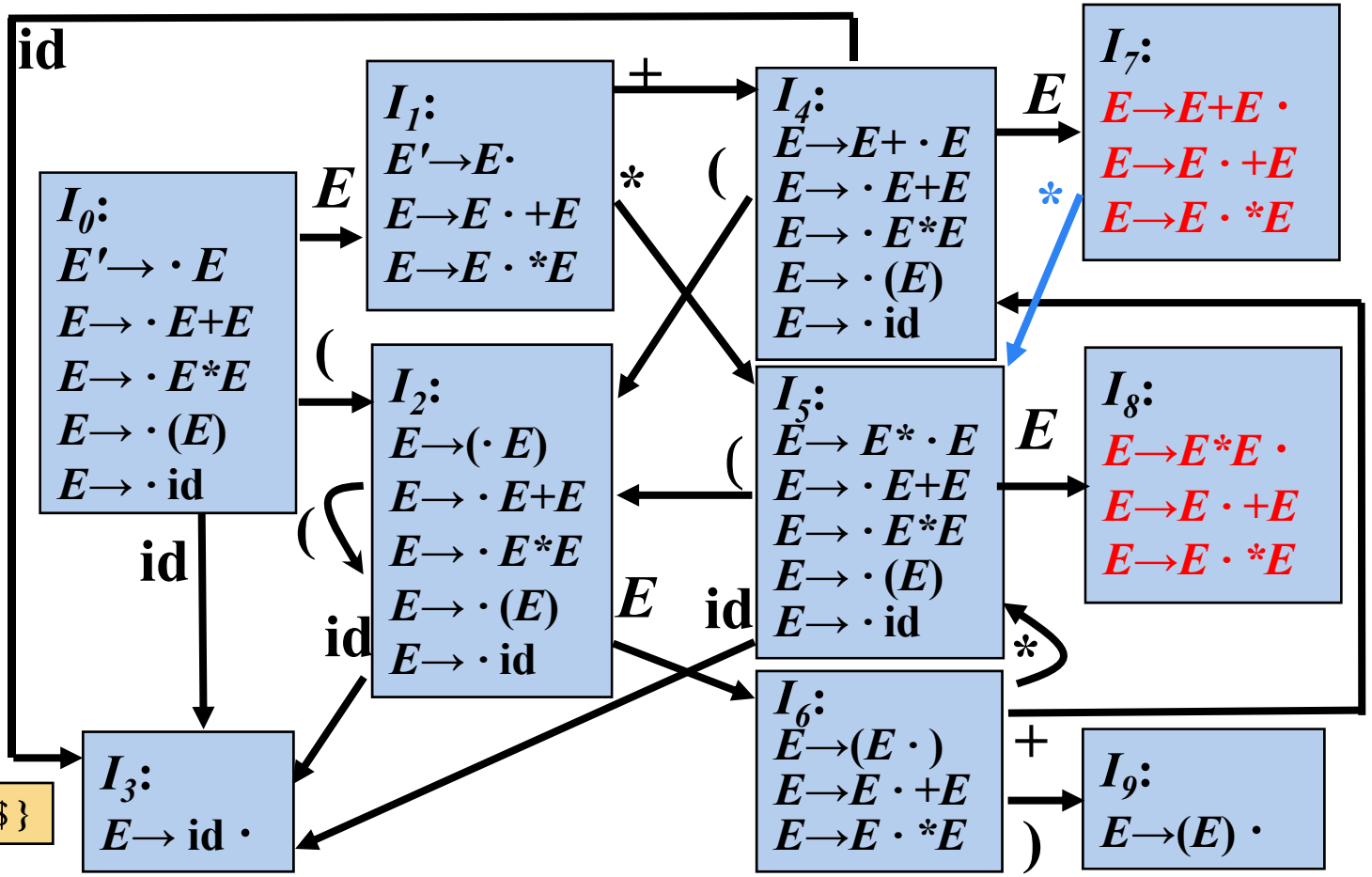
二义性算术表达式文法的$LR(0)$分析器

➢例

文法
$E \to E+E$
$E \to E*E$
$E \to (E)$
$E \to id$

用优先级和结合性解决冲突

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



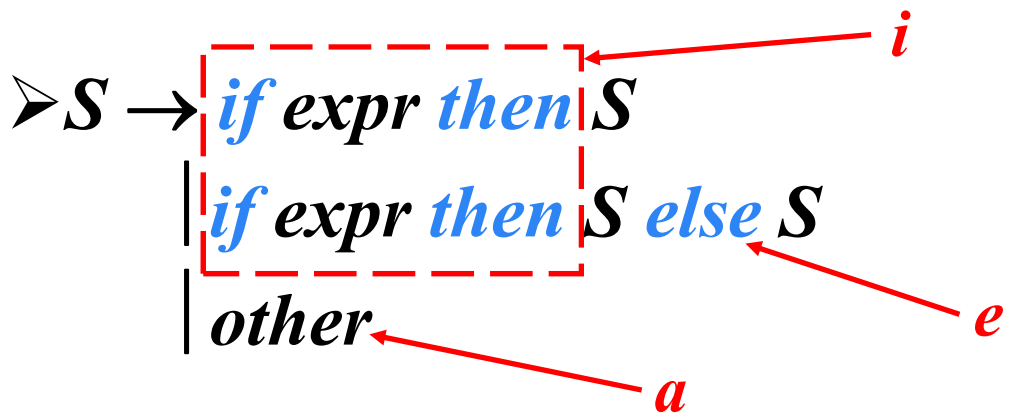
二义性算术表达式文法的*SLR*分析表

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

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

状态	*ACTION*						*GOTO*
	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		r1	s5		r1	r1	
8		r2	r2		r2	r2	
9		r3	r3		r3	r3	

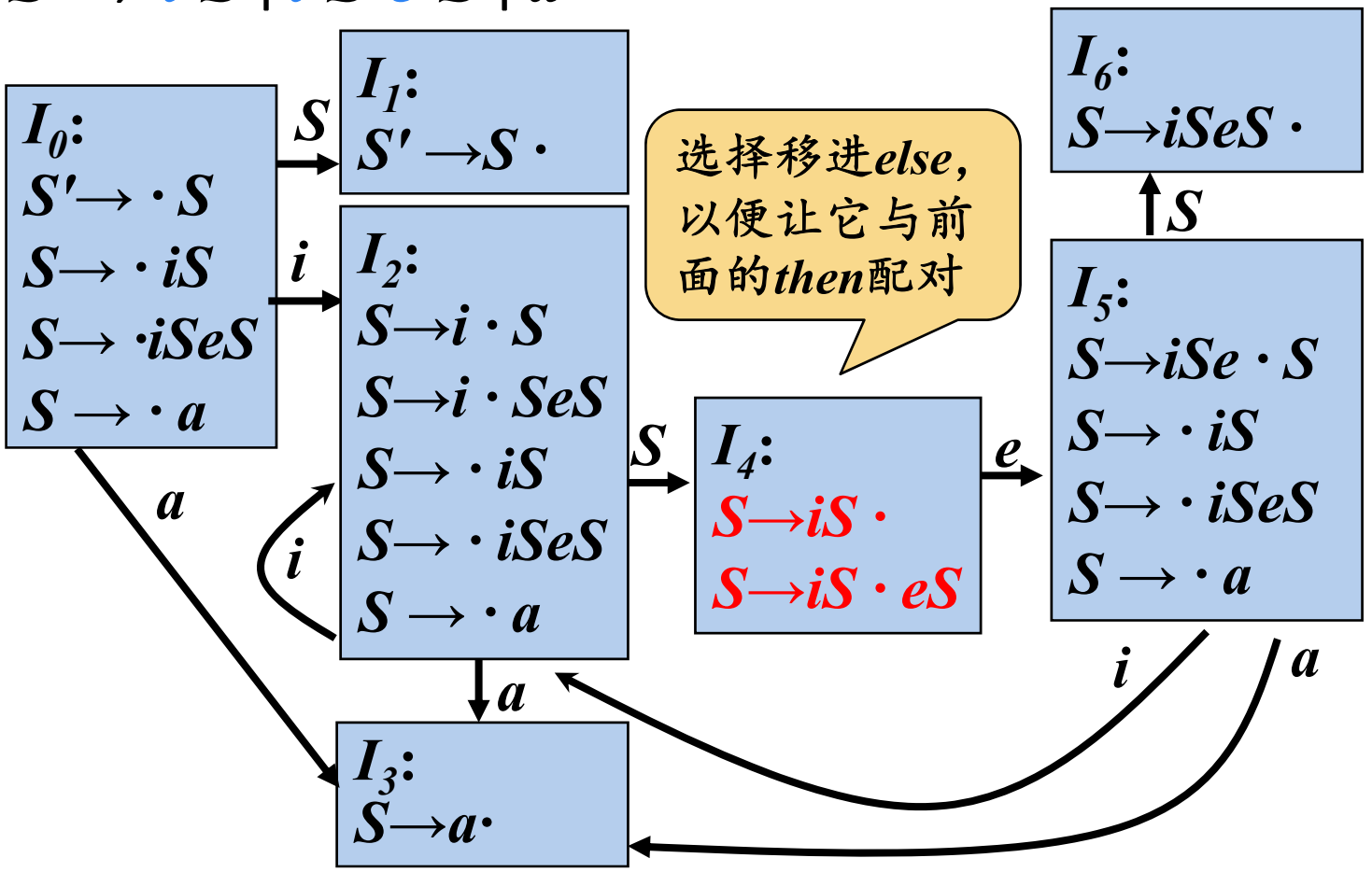
例：二义性*if* 语句文法的*LR*分析



- $S \rightarrow$ *if expr then* S
  | *if expr then* S *else* S
  | *other*

- $S \rightarrow i\ S \mid i\ S\ e\ S \mid a$

$S \to iS \mid iSeS \mid a$



二义性*if*语句文法的*SLR*分析表

状态	*ACTION*				*GOTO*
	i	e	a	$	*S*
0	s2		s3		1
1				acc	
2	s2		s3		4
3		r3		r3	
4		s5		r1	
5	s2		s3		6
6		r2		r2	

二义性文法的使用

- 应该保守地使用二义性文法，并且必须在严格控制之下使用，因为稍有不慎就会导致语法分析器所识别的语言出现偏差

*LR*分析中的错误处理

- 语法错误的检测
  - 当*LR*分析器在查询分析表并发现一个报错条目时，就检测到了一个语法错误
- 错误恢复策略
  - 恐慌模式错误恢复
  - 短语层次错误恢复

恐慌模式错误恢复

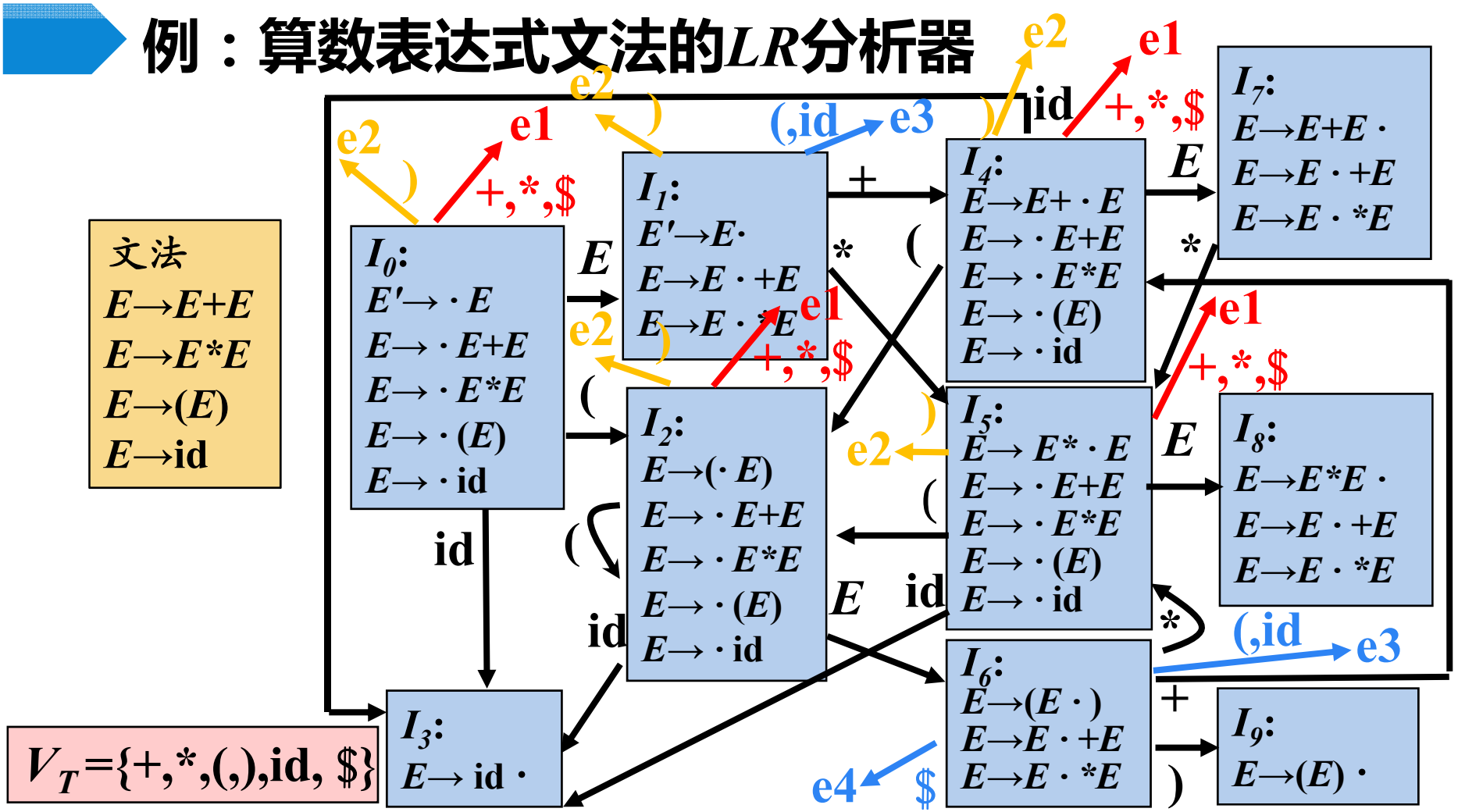
$s_0 s_1 \cdots s_i\ s_{i+1} \cdots s_m$
$\$X_1 \cdots X_i\ A\ \cdots X_m$

- 从栈顶向下扫描，直到发现某个状态s_i，它有一个对应于某个非终结符A的$GOTO$目标，可以认为从这个A推导出的串中包含错误
- 然后丢弃0个或多个输入符号，直到发现一个可能合法地跟在A之后的符号a为止。
- 之后将$s_{i+1} = GOTO(s_i, A)$压入栈中，继续进行正常的语法分析

短语层次错误恢复

- 检查*LR*分析表中的每一个报错条目，并根据语言的使用方法来决定程序员所犯的何种错误最有可能引起这个语法错误
- 然后构造出适当的恢复过程

例：算数表达式文法的*LR*分析器



带有错误处理子程序的算术表达式文法*LR*分析表

状态	*ACTION*						*GOTO*
	id	+	*	(	)	$	*E*
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	

- 错误处理例程
  - *e*1：将状态3压入栈中，发出诊断信息“缺少运算分量”
  - *e*2：从输入中删除“)”，发出诊断信息“不匹配的右括号”
  - *e*3：将状态4压入栈中，发出诊断信息“缺少运算符”
  - *e*4：将状态9压入栈中，发出诊断信息“缺少右括号”