中国科学技术大学
University of Science and Technology of China

语法分析V

《编译原理和技术(H)》、《编译原理(H)》

张昱

0551-63603804，yuzhang@ustc.edu.cn

中国科学技术大学

计算机科学与技术学院

中国科学技术大学
University of Science and Technology of China

3.6 LR解析器

(L-scanning from left to right; R- rightmost derivation in reverse)

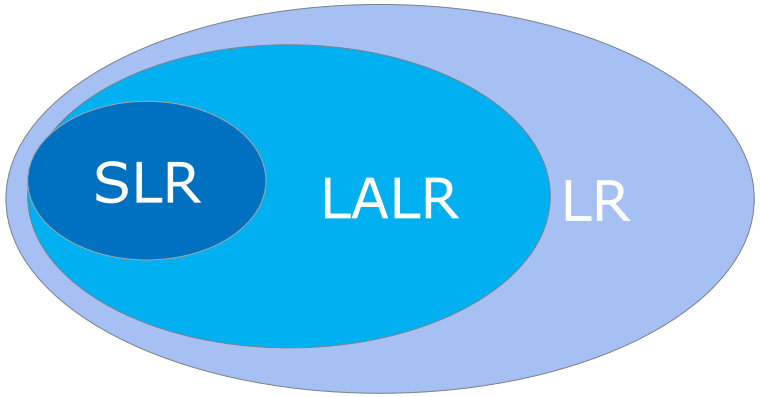
- LR解析算法：效率高
- LR分析表的构造技术

  简单的LR(SLR)、规范的LR、向前看LR(LALR)

LR(k)解析技术

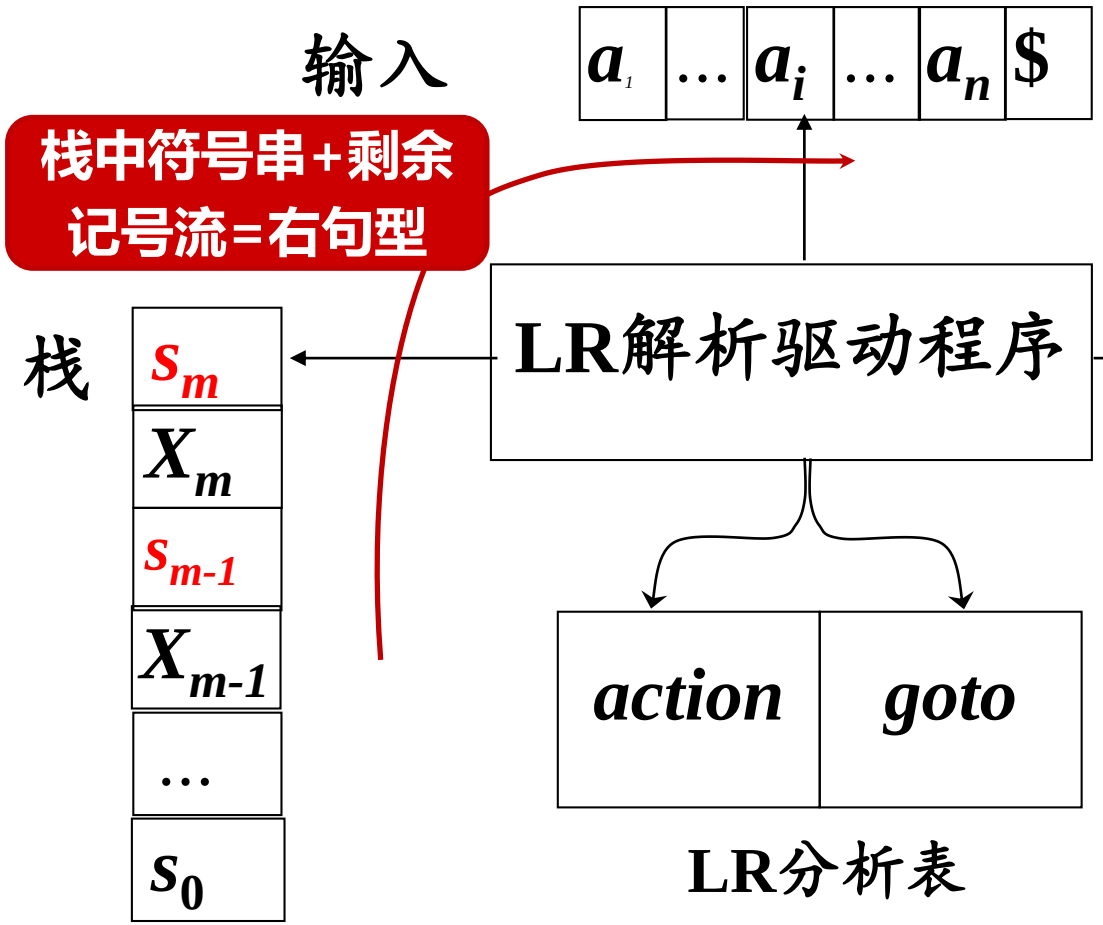
- LR(k)
  - L是指从左向右扫描输入，
  - R是指构造最右推导的逆，
  - *k*是指在决定分析动作时向前查看的符号个数，
    (*k*)省略时，表示*k*是1
- LR解析算法基于LR分析表，后者有三种构造技术
  - SLR：简单的LR方法
  - LALR：向前搜素的LR方法
  - LR：规范的LR方法

三种方法能表达的文法范围如右图所示



LR解析算法: LR系列解析器的模型

- 如何快速识别栈的顶部是否形成句柄？➔引入抽象的**状态**



用**状态**刻画栈中的内容
通过查看栈顶状态，
即可判断是否形成句柄

LR解析器的格局（二元组）

$(s_0X_1s_1X_2s_2\ldots X_ms_m, a_ia_{i+1}\ldots a_n\$)$

(*栈中内容*, *剩余输入*)

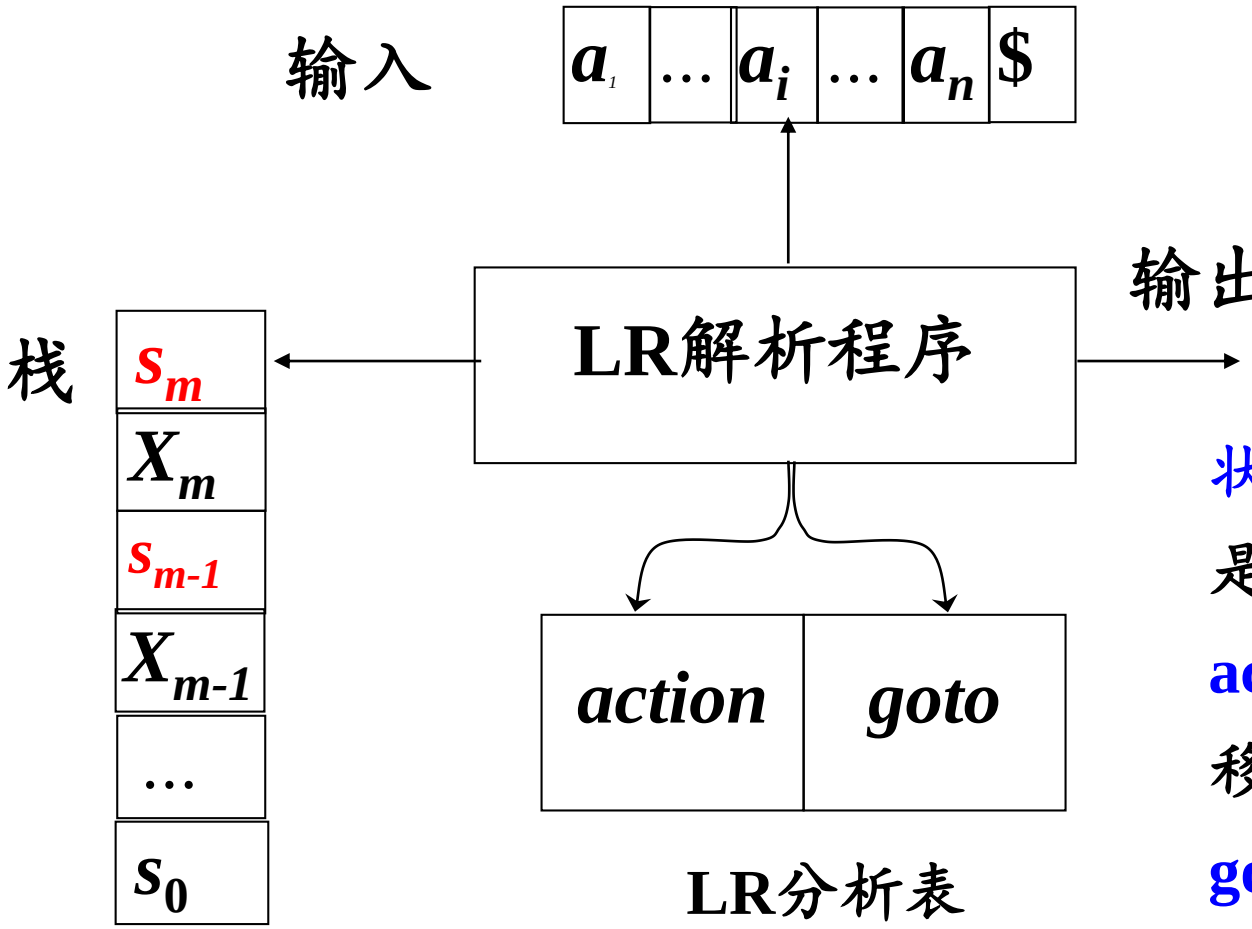
移进-归约解析器

移进符号

LR解析器

移进**状态**和其相关的文法符号(s_0除外)

LR解析算法: LR系列解析器的模型



状态s_j:

是栈中该状态到栈底信息的浓缩

action[s_m, a_i]:

移进|归约|接受|出错

goto[s_{m-r}, A]=s_j:

移进A和s_j (归约后使用)

LR解析: 基本概念

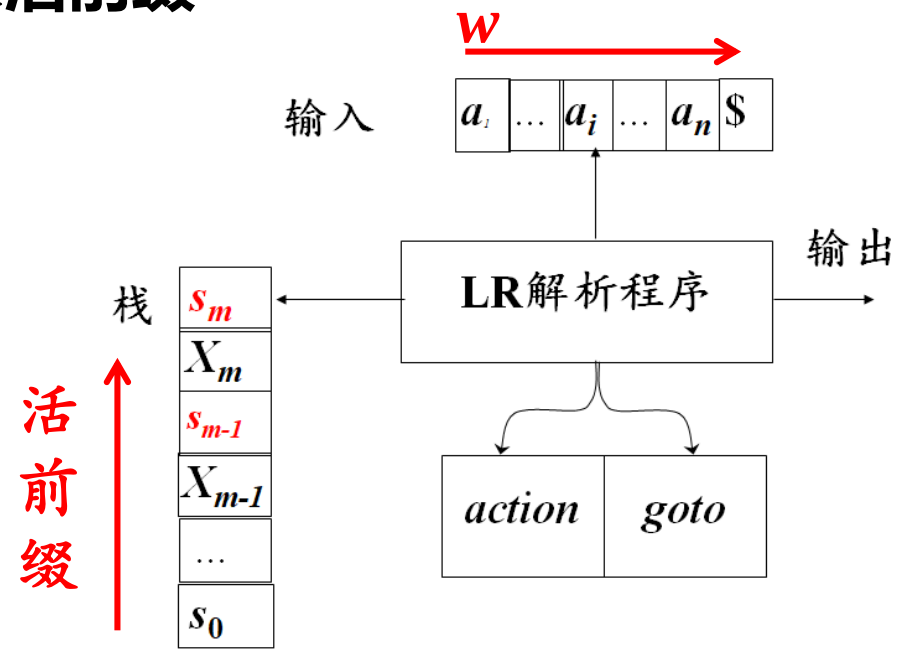
活前缀（viable prefix）

- 右句型的前缀$\gamma\beta$，该前缀不超过最右句柄的右端

$$S \Rightarrow^*_{rm} \gamma A w \Rightarrow_{rm} \gamma \beta w$$

- $\gamma\beta$的任何前缀（包括ε和$\gamma\beta$本身）都是**活前缀**
- w仅包含终结符

- 对应到LR解析模型上的特点
  - **活前缀**：是LR解析栈中从栈底到栈顶的文法符号连接形成的串
  - w：输入缓冲区中剩余的记号串



LR解析算法：举例

实际可不用移进

例 3.24

$E \to E + T \mid E \to T$

$T \to T * F \mid T \to E$

$F \to (E) \mid F \to \mathrm{id}$

si 移进当前输入符号和状态*i*

rj 按第 *j* 个产生式进行归约

acc 接受

LR分析表

状态	动作						转移		
	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			

LR解析算法：举例

栈	输　入	动　作
0	id * id + id $	

状态	动作						转移		
	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			

LR解析算法：举例

栈	输　入	动　作
0	id * id + id $	移进 (查动作表)
0 id 5	* id + id $	

状态	动作						转移		
	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			

LR解析算法：举例

栈	输　入	动　作
0	id * id + id $	移进
0 id 5	* id + id $	按$F \rightarrow$ id归约
0 F 3	* id + id $	

1. 查action[5, *]= r6 归约
2. 按r6执行归约($F \rightarrow$id)：
   - 从栈中弹出| id |个状态-符号对
   - 查goto[0, F] =>3
   - 将(F, 3)入栈

状态	动作						转移		
	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			

LR解析算法：举例

栈	输　入	动　作
0	id * id + id $	移进
0 id 5	* id + id $	按$F \rightarrow$ id归约
0 F 3	* id + id $	按$T \rightarrow F$归约
0 T 2	* id + id $	

状态	动作						转移		
	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			

LR解析算法：举例

栈	输　入	动　作
0	id * id + id $	移进
0 id 5	* id + id $	按$F \rightarrow$ id归约
0 F 3	* id + id $	按$T \rightarrow F$归约
0 T 2	* id + id $	移进
0 T 2 * 7	id + id $	

状态	动作						转移		
	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			

LR解析算法：举例

状态	动作						转移		
	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			

栈	输　入	
0	id * id + id	
0 id 5	* id + id	
0 *F* 3	* id + id	
0 *T* 2	* id + id $	移进
0 *T* 2 * 7	id + id $	移进
0 *T* 2 * 7 id 5	+ id $	

LR解析算法：举例

状态	动作						转移		
	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			

栈	输　入	
0	id * id + id	
0 id 5	* id + id	
0 *F* 3	* id + id	
0 *T* 2	* id + id $	移进
0 *T* 2 * 7	id + id $	移进
0 *T* 2 * 7 id 5	+ id $	按*F* → id归约
0 *T* 2 * 7 *F* 10	+ id $	

LR解析算法：举例

状态	动作						转移		
	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			

栈	输　入	
0	id * id + id	
0 id 5	* id + id	
0 *F* 3	* id + id	
0 *T* 2	* id + id $	移进
0 *T* 2 * 7	id + id $	移进
0 *T* 2 * 7 id 5	+ id $	按*F* → id归约
0 *T* 2 * 7 *F* 10	+ id $	按*T* → *T***F*归约
. . .	. . .	. . .

LR解析算法：举例

状态	动作						转移		
	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			

栈	输　入	
0	id * id + id	
0 id 5	* id + id	
0 *F* 3	* id + id	
0 *T* 2	* id + id $	移进
0 *T* 2 * 7	id + id $	移进
0 *T* 2 * 7 id 5	+ id $	按$F \rightarrow$ id归约
0 *T* 2 * 7 *F* 10	+ id $	按$T \rightarrow T*F$归约
. . .	. . .	. . .
0 *E* 1	$	接受

归约为 **开始符号**

完成合法输入串的分析

LR解析: 基本概念

- LR文法(LR grammar)
  - 能为之构造出所有条目（若存在）都唯一的LR分析表
- LR分析表
  - 移进+ goto（转移函数）：本质上是识别活前缀的DFA

状态	动　作						转　移		
	id	+	*	(	)	$	*E*	*T*	*F*
0	*s*5			*s*4			1	2	3
1		*s*6				*acc*			
2		*r*2	*s*7		*r*2	*r*2			
3		*r*4	*r*4		*r*4	*r*4			
4	*s*5			*s*4			8	2	3

LR方法与LL方法的比较

	LR(1)方法	LL(1)方法
建立解析树的方式	自下而上	自上而下
归约还是推导	规范归约	最左推导
决定使用产生式的时机		

$$S \Rightarrow \ldots \Rightarrow \delta A\, b\, w \Rightarrow \delta\, l\, \beta\, b\, w$$

$A \rightarrow l\beta$

LL(1)决定用该产生式的位置

LR方法与LL方法的比较

	LR(1)方法	LL(1)方法
建立解析树的方式	自下而上	自上而下
归约还是推导	规范归约	最左推导
决定使用产生式的时机		

$$S \Rightarrow \ldots \Rightarrow \delta A\, b\, w \Rightarrow \delta\, l\, \beta\, b\, w$$

$A \rightarrow l\beta$

LL(1)决定用该产生式的位置

LR(1)决定用该产生式的位置

LR方法与LL方法的比较

	LR(1)方法	LL(1)方法
建立解析树的方式	自下而上	自上而下
归约还是推导	规范归约	最左推导
决定使用产生式的时机	看见产生式右部推出的整个终结符串后，才确定用哪个产生式归约	看见产生式右部推出的第一个终结符后，便要确定用哪个产生式推导

$$S \Rightarrow \ldots \Rightarrow \delta A b w \Rightarrow \delta l \beta b w$$

$A \rightarrow l\beta$

LL(1)决定用该产生式的位置

LR(1)决定用该产生式的位置

中国科学技术大学
University of Science and Technology of China

3.5 LR解析器

(L-scanning from left to right; R- rightmost derivation in reverse)

- LR解析算法：效率高
- LR分析表的构造技术

  简单的LR(SLR)、规范的LR、向前看LR(LALR)

LR(1)分析表的构造

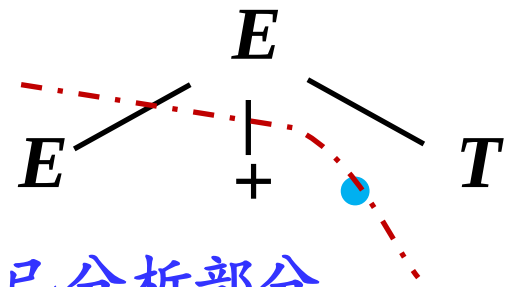
- 文法的LR(0)项目与LR(1)项目
  - 产生式右部加点以刻画分析所处的位置　　$E \rightarrow E + \cdot T$
  - 1：是引入长度为1的搜索符，指示产生式右部之后的符号　$[E \rightarrow E + \cdot T, \$ / +]$
- SLR方法：简单的LR
  - 构造LR(0) 项目集规范族➔形成DFA状态➔SLR分析表
- LR方法：规范的LR
  - 构造LR(1) 项目集规范族➔形成DFA状态➔LR分析表
- LALR方法：向前搜索的LR
  - 构造LR(1) 项目集规范族➔形成DFA状态➔合并同心项目集➔LALR分析表

LR(0)项目和LR(1)项目

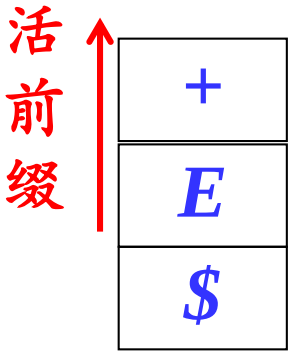
LR(0) 项目

- 在右部的某个地方加点的产生式
- 加点的目的是用来表示分析过程所处的位置 – 刻画分析的状态

$E \rightarrow E + \cdot T$



已分析部分
形成活前缀
在栈中



例 $A \rightarrow XYZ$ 对应有四个LR(0)项目

$A \rightarrow \cdot XYZ$　　$A \rightarrow X \cdot YZ$

$A \rightarrow XY \cdot Z$　　$A \rightarrow XYZ \cdot$

$A \rightarrow \varepsilon$只有一个项目和它对应

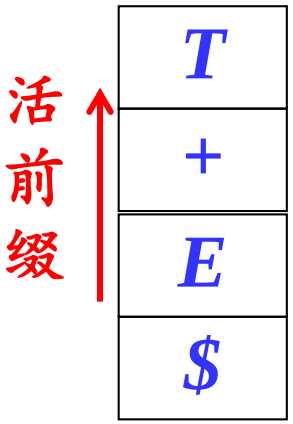
$A \rightarrow \cdot$

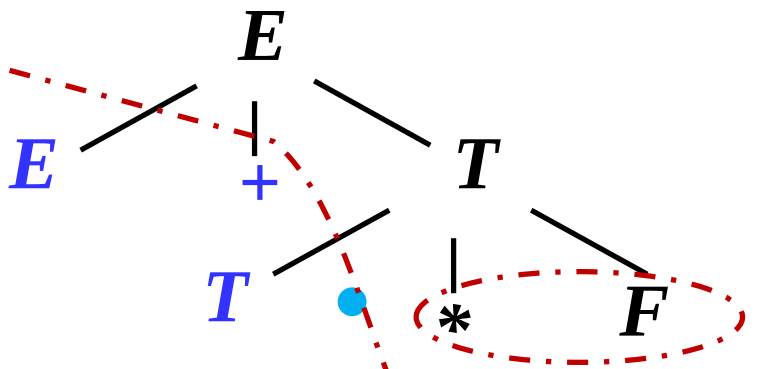
LR(0)项目和LR(1)项目

LR(0) 项目

- 在右部的某个地方加点的产生式
- 加点的目的是用来表示分析过程所处的位置 – 刻画分析的状态

$T \rightarrow T \cdot *F$





尚未分析的部分
对应的终结符串
在输入缓冲区中

LR(0)项目和LR(1)项目

LR(0) 项目

新增产生式和新的开始符号

$S' \to S$
$S \to BB$
$B \to bB \mid a$

满足该语言的句子有：
aa
baa
baba
……

- **文法拓广**：旨在指示解析器

  何时开始分析、何时完成分析

  $[S' \to \cdot S]$ 初始项目　　$[S' \to S \cdot]$ 结束项目

I_0:

$S' \to \cdot S$

$S \to \cdot BB$

$B \to \cdot bB$

$B \to \cdot a$

核心项目
1）初始项目；
2）点不在最左端的项目

非核心项目
非初始项目且点在最左端的项目

可通过对核心项目求闭包来获得
为节省存储空间，可省去

求LR(0)项目集的闭包closure(*I*)图3.24

- *I*中的每个项目都加入到closure(*I*)
- $[A \to \alpha \cdot B\beta] \in I$

  $\forall B \to \gamma : [B \to \cdot\gamma] \in$ closure(*I*)

LR(0)项目和LR(1)项目

LR(0)项目集规范族

$S' \to S$
$S \to BB$
$B \to bB \mid a$

初始项目：$[S' \to \cdot S]$

结束项目：$[S' \to S \cdot]$

I_0:

$S' \to \cdot S$

$S \to \cdot BB$

$B \to \cdot bB$

$B \to \cdot a$

LR(1) 项目：$[A \to \alpha \cdot \beta, a]$

表示A之后紧跟a.

如果$S \Rightarrow^*_{rm} \delta Aw \Rightarrow_{rm} \delta\alpha\beta w$，则$a$是$w$的第一个符号，或者 w 是ε 且a是$

求LR(0)项目集的闭包closure(I)

$[A \to \alpha \cdot B\beta] \in I$

$\forall B \to \gamma : [B \to \cdot\gamma] \in I$

LR(1)项目集规范族

新增搜索符

初始项目：$[S' \to \cdot S, \$]$

结束项目：$[S' \to S \cdot, \$]$

I_0:

$S' \to \cdot S, \$$

$S \to \cdot BB, \$$ 首终结符

$B \to \cdot bB, a/b$

$B \to \cdot a, a/b$

$aa\$$

$baa\$$

$baba\$$

FIRST(B) ={a, b}

求LR(1)项目集的闭包closure(I)

$[A \to \alpha \cdot B\beta, a] \in I$

$\forall B \to \gamma : [B \to \cdot\gamma, b] \in I, b \in \text{FIRST}(\beta a)$

问题：LR(1)项目数量庞大 =>状态数偏多

LR分析表的构造

1. 拓广文法

$$S' \to S$$
$$S \to BB$$
$$B \to bB \mid a$$

2. 构造LR(0) 项目集规范族或LR(1)项目集规范族

=>构造识别活前缀的DFA

活前缀：某个右句型的一个前缀，该前缀不超过该右句型的最右句柄的右端

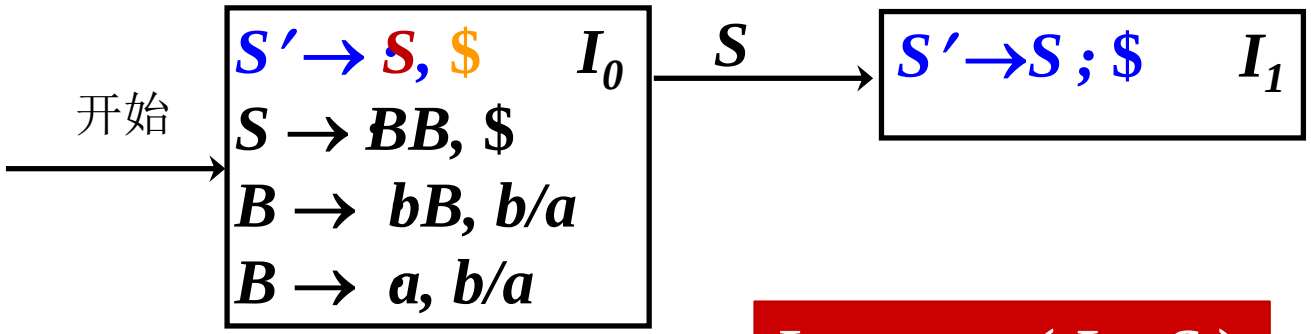
右句型：通过最右推导得到的句型

- **LALR解析（LookAhead LR）**
  - 通过合并同心的LR(1)项目集，得到和SLR同样数量的状态

3. 从上述DFA构造LR分析表

注：
LR(0)项目集规范族 => SLR分析表
LR(1)项目集规范族 => 规范的LR分析表
合并同心的LR(1)项目集规范族 => LALR分析表

构造识别活前缀的DFA (以LR(1)项目集为例)



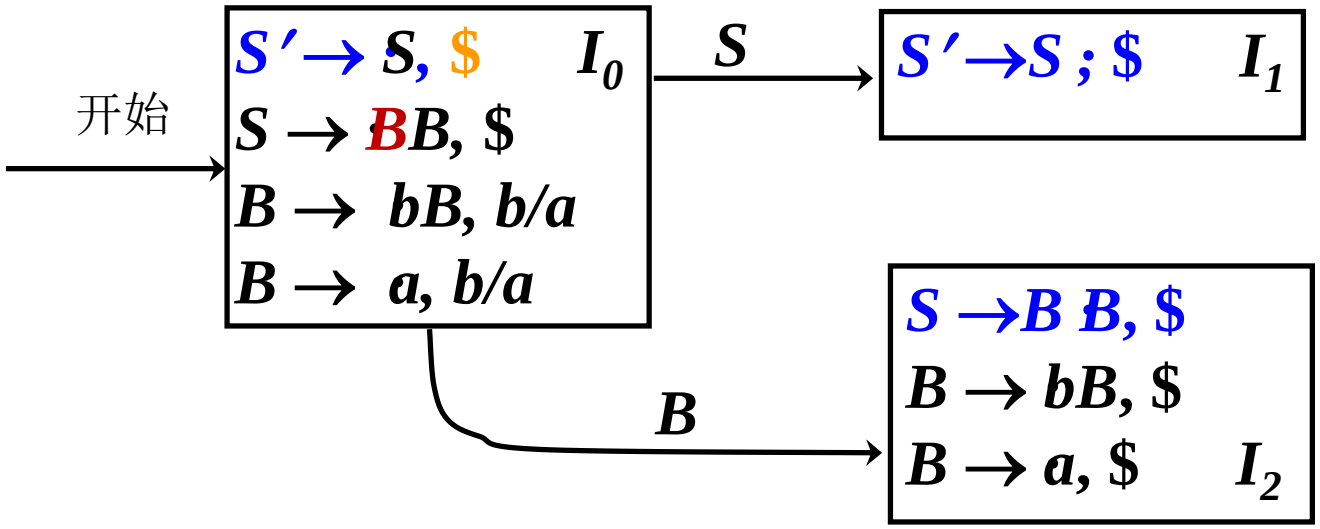
$S' \to S$

$S \to BB$

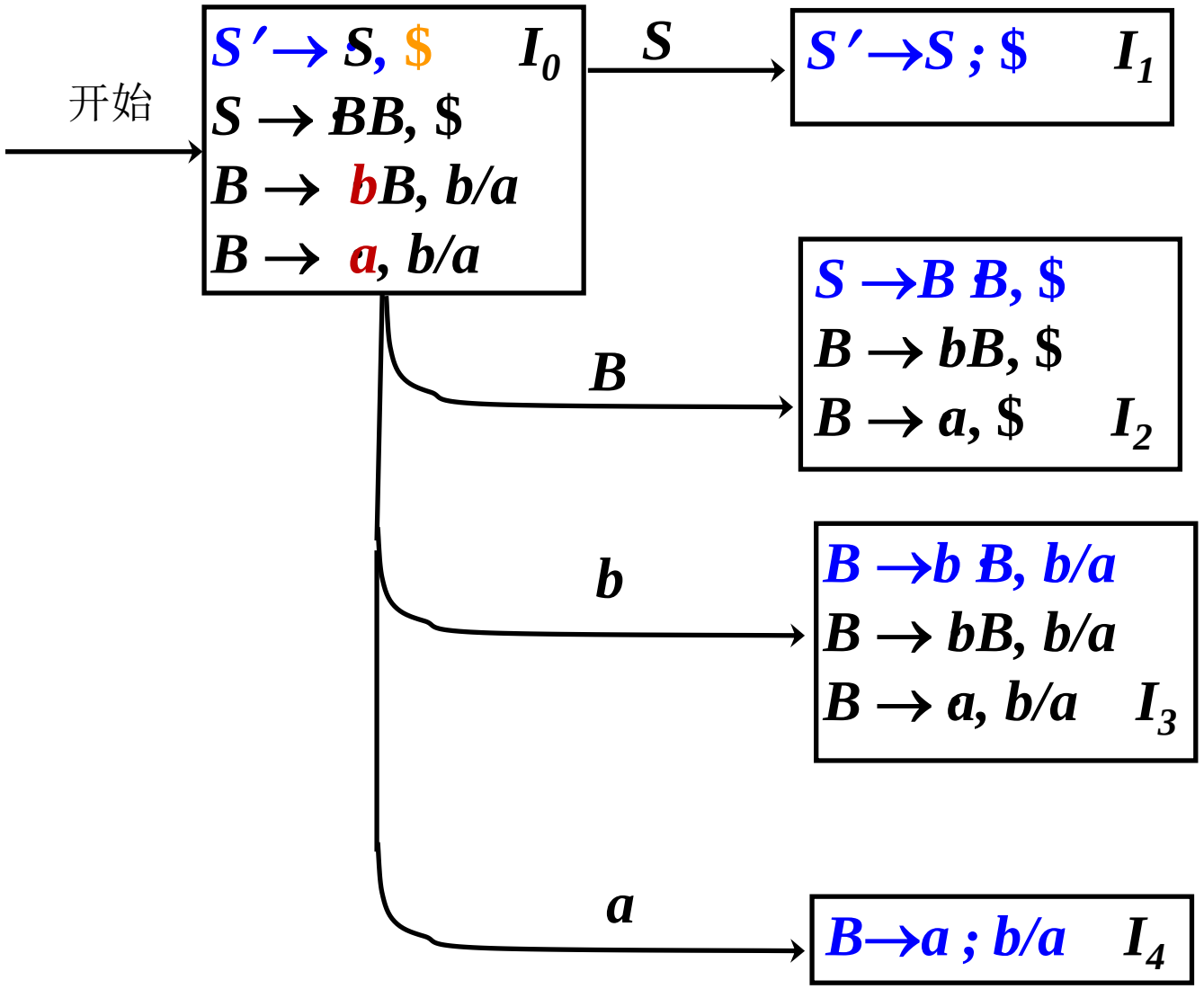
$B \to bB \mid a$

$I_1 := goto(I_0, S)$

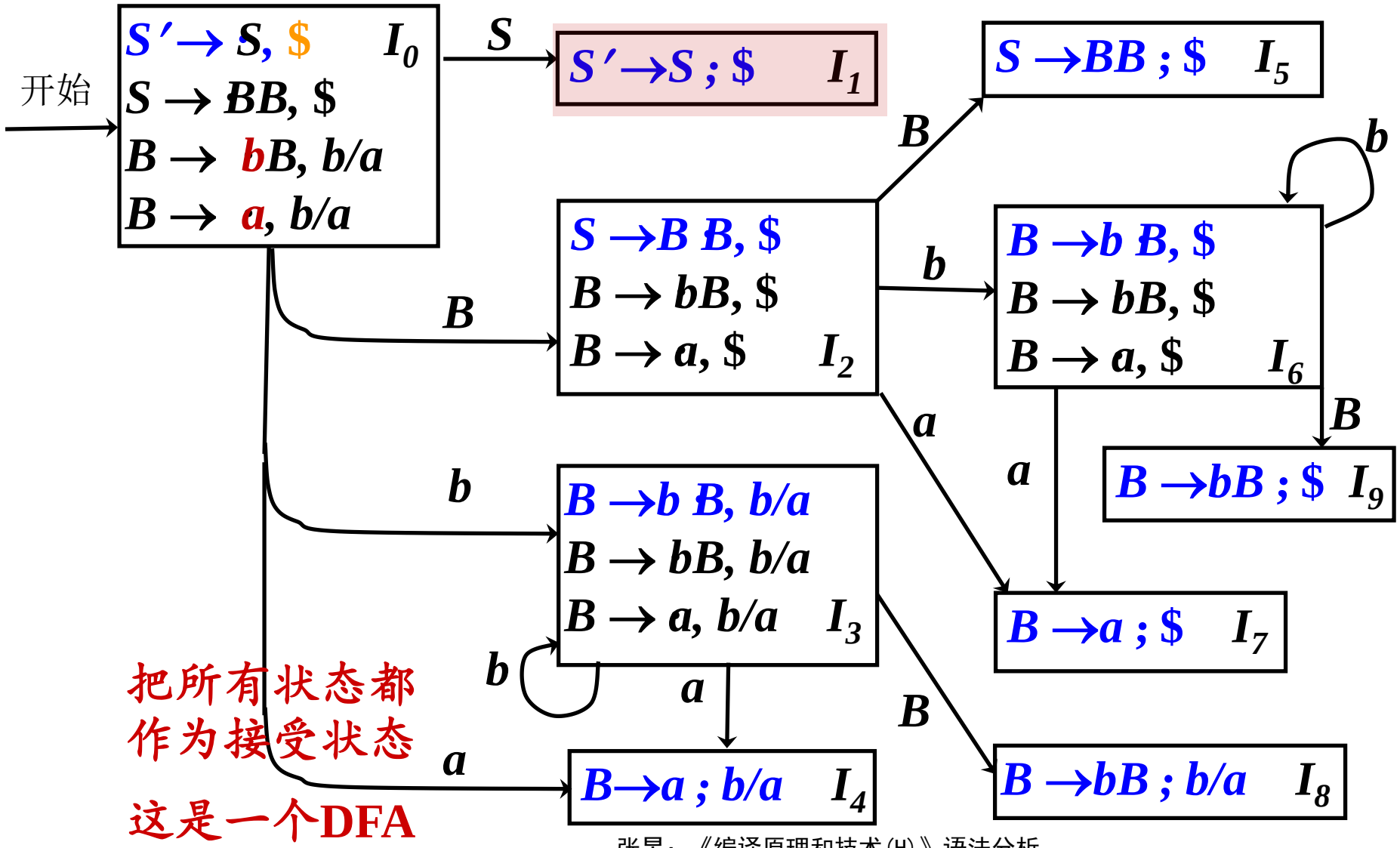
构造识别活前缀的DFA (以LR(1)项目集为例)



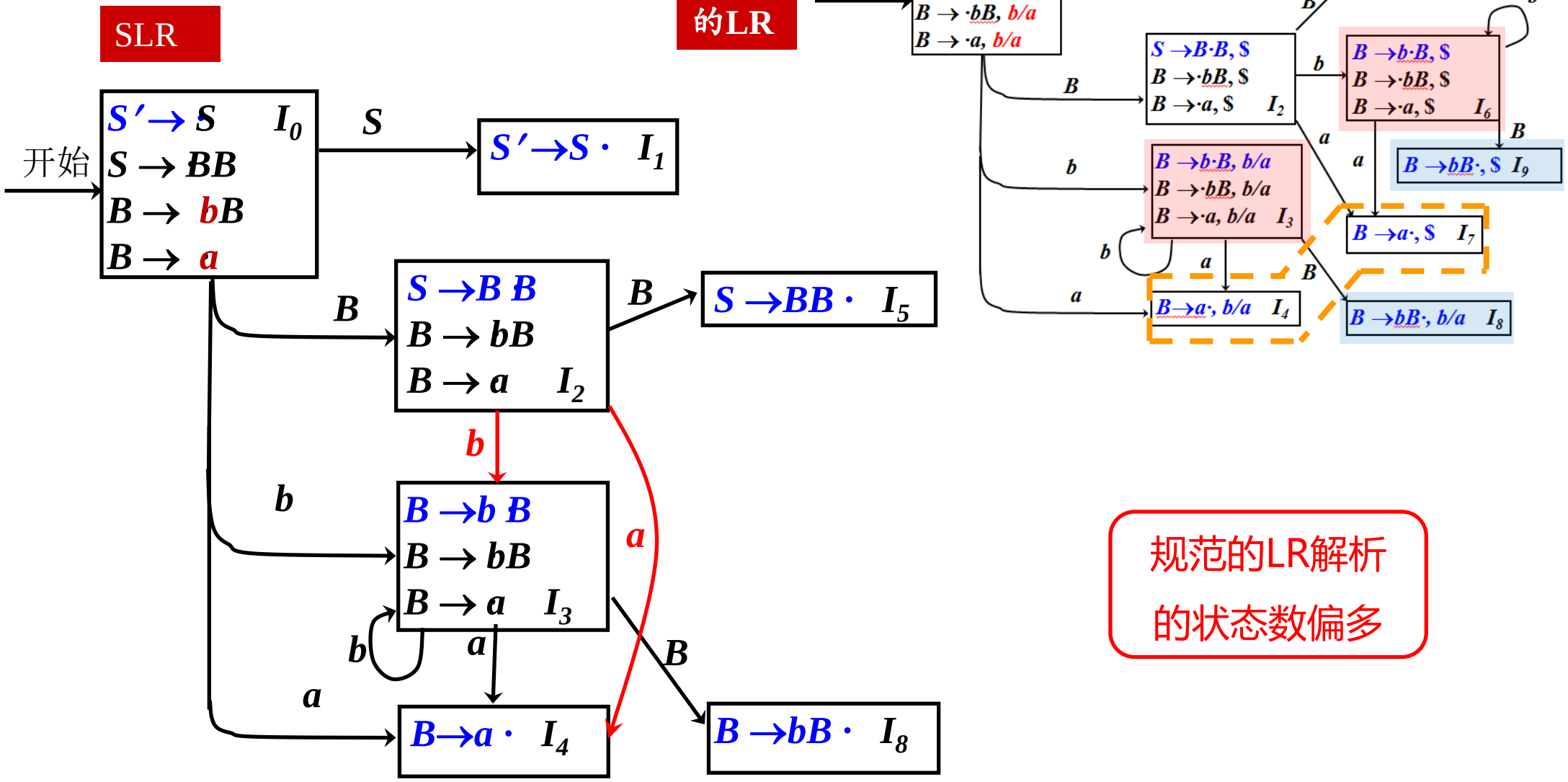
构造识别活前缀的DFA (以LR(1)项目集为例)



构造识别活前缀的DFA (以LR(1)项目集为例)



规范的LR vs. SLR 解析

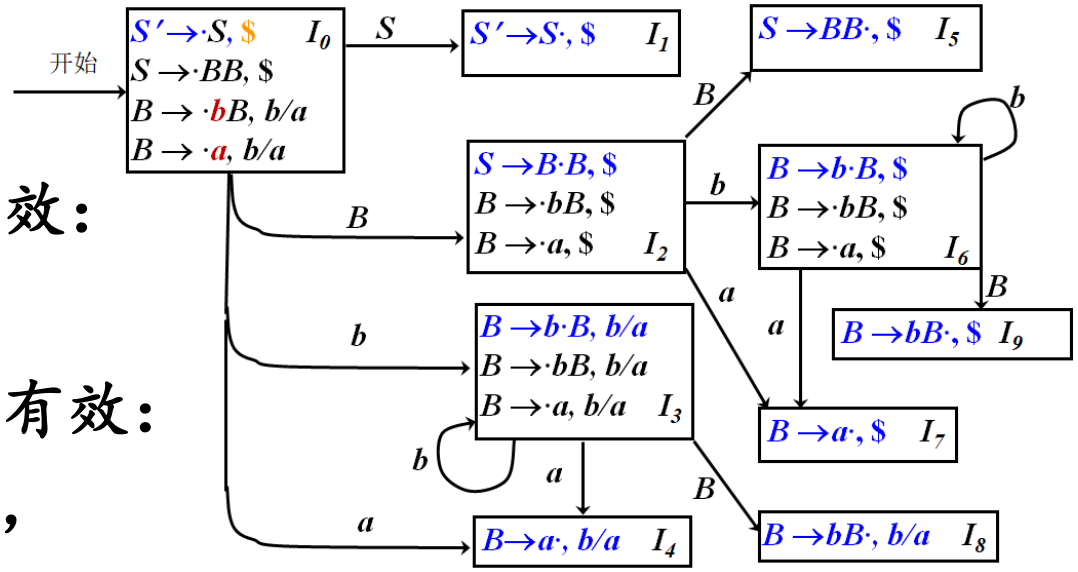


规范的LR解析的状态数偏多

有效项目

项目对活前缀的有效性

- LR(0)项目[$A\to\alpha\cdot\beta$]对活前缀 $\gamma=\delta\alpha$有效：
  如果存在推导$S'\Rightarrow^*_{rm}\delta Aw\Rightarrow_{rm}\delta\alpha\beta w$
- LR(1)项目[$A\to\alpha\cdot\beta, a$]对活前缀 $\gamma=\delta\alpha$ 有效：
  如果存在推导 $S'\Rightarrow^*_{rm}\delta Aw\Rightarrow_{rm}\delta\alpha\beta w$，
  - a是w的第一个符号，或者 w 是ε 且a是$



项目与活前缀之间的关系

- 活前缀是DFA中从初始状态到项目所在状态路径上的文法符号串联形成的串
- 一个活前缀γ 的有效项目集是从这个DFA的初态出发，沿着标记为γ 的路径到达的那个项目集（状态）

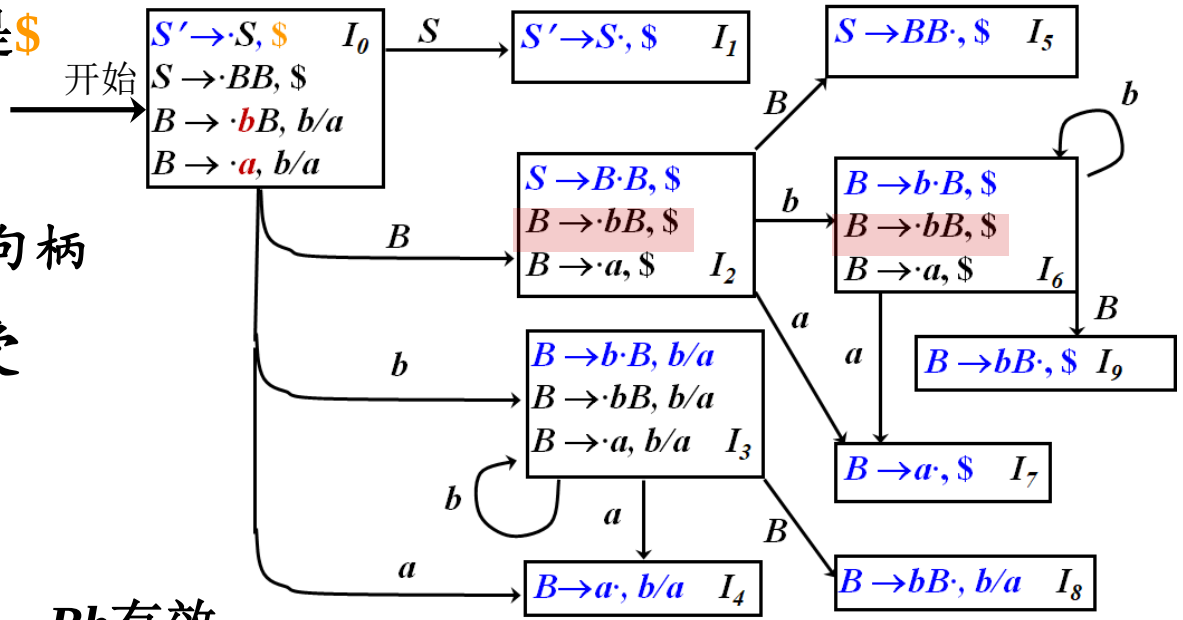
有效项目

- LR(1)项目[$A\to\alpha\cdot\beta, a$]对活前缀 $\gamma=\delta\alpha$ 有效：
  如果存在着推导 $S' \Rightarrow^*_{rm} \delta Aw \Rightarrow_{rm} \delta\alpha\beta w$，其中：
  - a是w的第一个符号，或者 w 是ε 且a是\$

项目与活前缀之间的关系

$S' \Rightarrow S \Rightarrow BB \Rightarrow BbB \Rightarrow BbbB$　　bB是最右句柄

- $BbbB$ 的所有前缀(活前缀)都可接受
  - I_9[$B\to bB$; \$]对活前缀$BbbB$是有效的
  - I_6[$B\to b\ B$, \$]对活前缀Bbb是有效的
  - I_2和I_6中的[$B\to\ \cdot bB$,\$]分别对活前缀B、Bb有效



- 活前缀B有多个有效项目

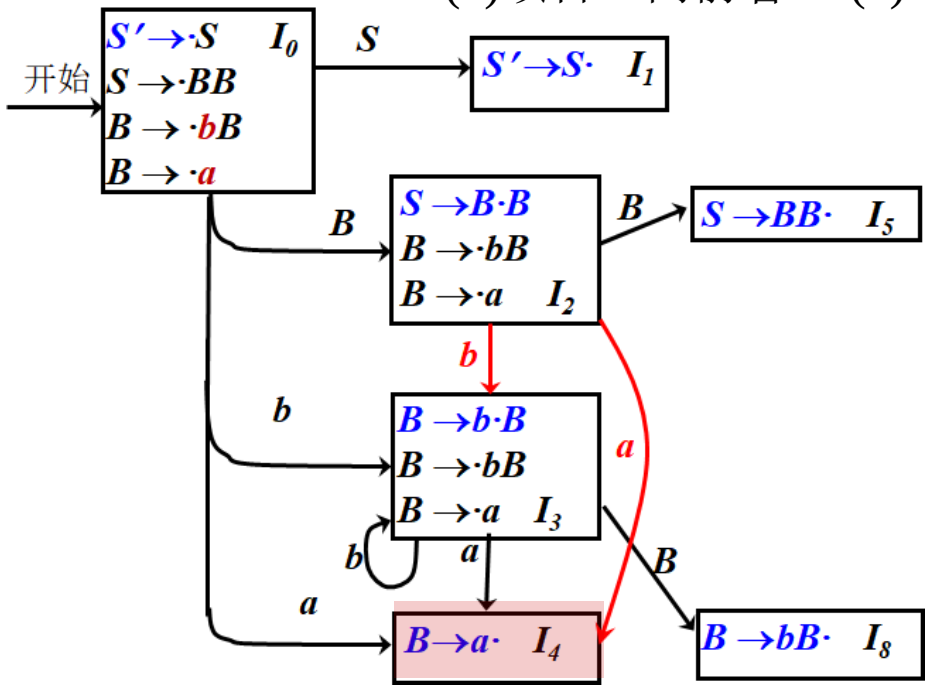
$S \to B\cdot B, \$$
$B \to \cdot bB, \$$
$B \to \cdot a, \$$　I_2

有效项目

- 从LR(0)项目$A \to \alpha \cdot \beta$或LR(1)项目$[A \to \alpha \cdot \beta, a]$对活前缀$\delta\alpha$有效可以知道
  - ✓ 如果$\beta \neq \varepsilon$，应该移进
  - ✓ 如果$\beta = \varepsilon$，应该用产生式$A \to \alpha$归约

  LR(0)项目：向前看Follow(A)中的符号

  LR(1)项目：向前看LR(1) 项目中第2元的符号



Follow(B)={a, b, $}

对于输入a$:

LR(0)项目$B \to a$ ： 面临a/b/$归约

LR(1)项目$[B \to a ; b/a]$ ： 面临a/b归约

从DFA构造SLR分析表

- 状态 i 从LR(0)项目集 I_i 构造，按如下方法确定*action* 函数：

① 移进：如果$[A \to \alpha \cdot a\beta]$在 I_i中，并且 $goto(I_i, a) = I_j$，那么置$action[i, a]$为sj

② 归约：如果$[A \to \alpha \cdot]$在I_i中，那么对$Follow(A)$中所有的a，置$action[i, a]$为rj，j是产生式 $A \to \alpha$的编号

③ 接受：如果$[S' \to S \cdot]$在I_i中，那么置$action[i, \$]$为$acc$

如果出现动作冲突，那么该文法就不是SLR(1)的

- 构造状态i 的$goto$函数
  - 对所有的非终结符A, 如果$goto(I_i, A) = I_j$, 则$goto[i, A] = j$
- 不能由上面两步定义的条目都置为error
- 解析器的初始状态：包含$[S' \to \cdot S]$的项目集对应的状态

构造规范的LR分析表

- 构造LR分析表，状态 i 的*action*函数按如下确定

① 如果$[A \to \alpha \cdot a\beta, b]$在$I_i$中,且$goto(I_i, a) = I_j$，那么置$action[i, a]$为$sj$

② 如果$[A \to \alpha \cdot, a]$在I_i中，且$A \neq S'$，那么置$action[i, a]$为rj

③ 如果$[S' \to S \cdot, \$]$在$I_i$中，那么置$action[i, \$] = acc$

如果用上面规则构造,出现了冲突，则文法就不是LR(1)的

- *goto*函数的确定：如果$goto(I_i, A) = I_j$, 那么$goto[i, A] = j$
- 用上面规则未能定义的所有条目都置为error
- 初始状态是包含$[S' \to \cdot S, \$]$的项目集对应的状态

SLR是根据Follow(A)来确定归约动作
这里是根据搜索符 (上下文信息)来确定

LALR分析表

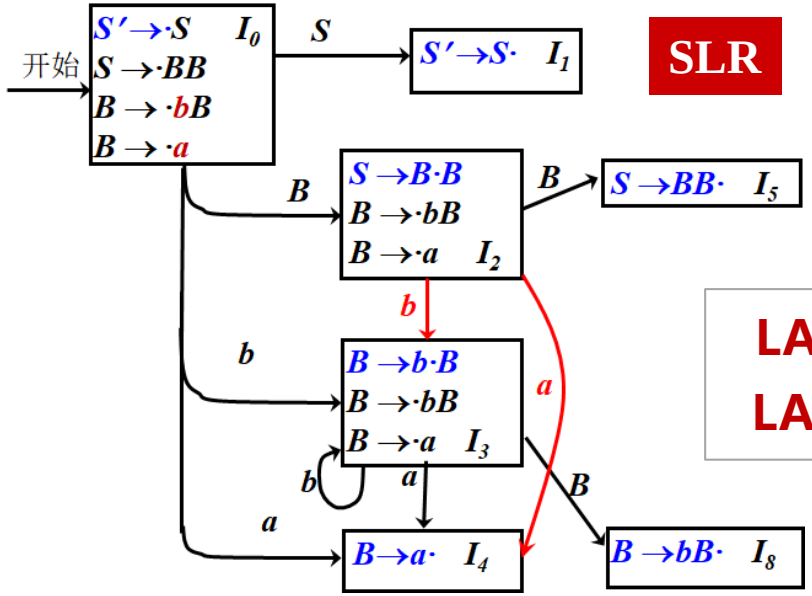
- 同心的LR(1)项目集

  两个项目集在略去搜索符后是相同的集合

  右图有 3 对同心项目集

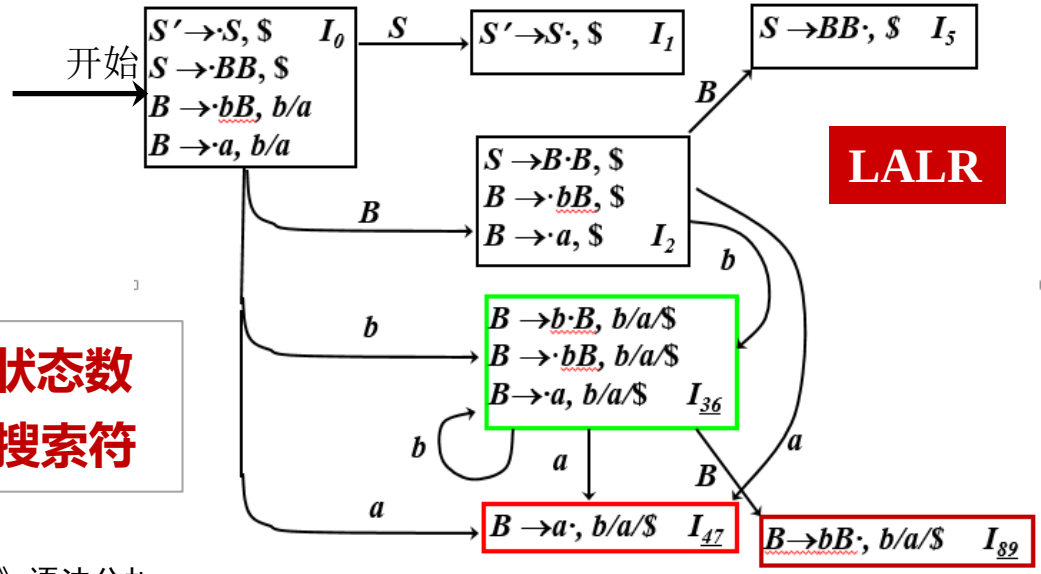
  (I3和I6、I4和I7、I8和I9)

- LALR分析表构造方法
  - 通过合并同心的LR(1)项目集来得到



(规范的)LR

SLR

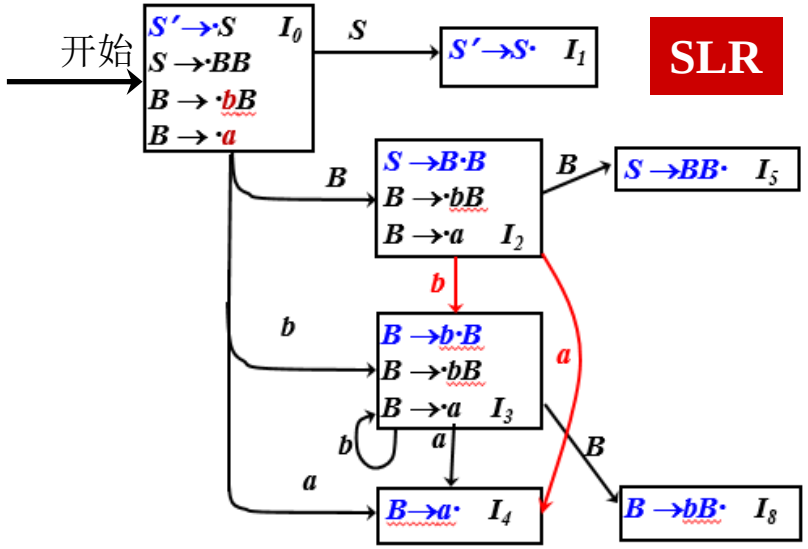


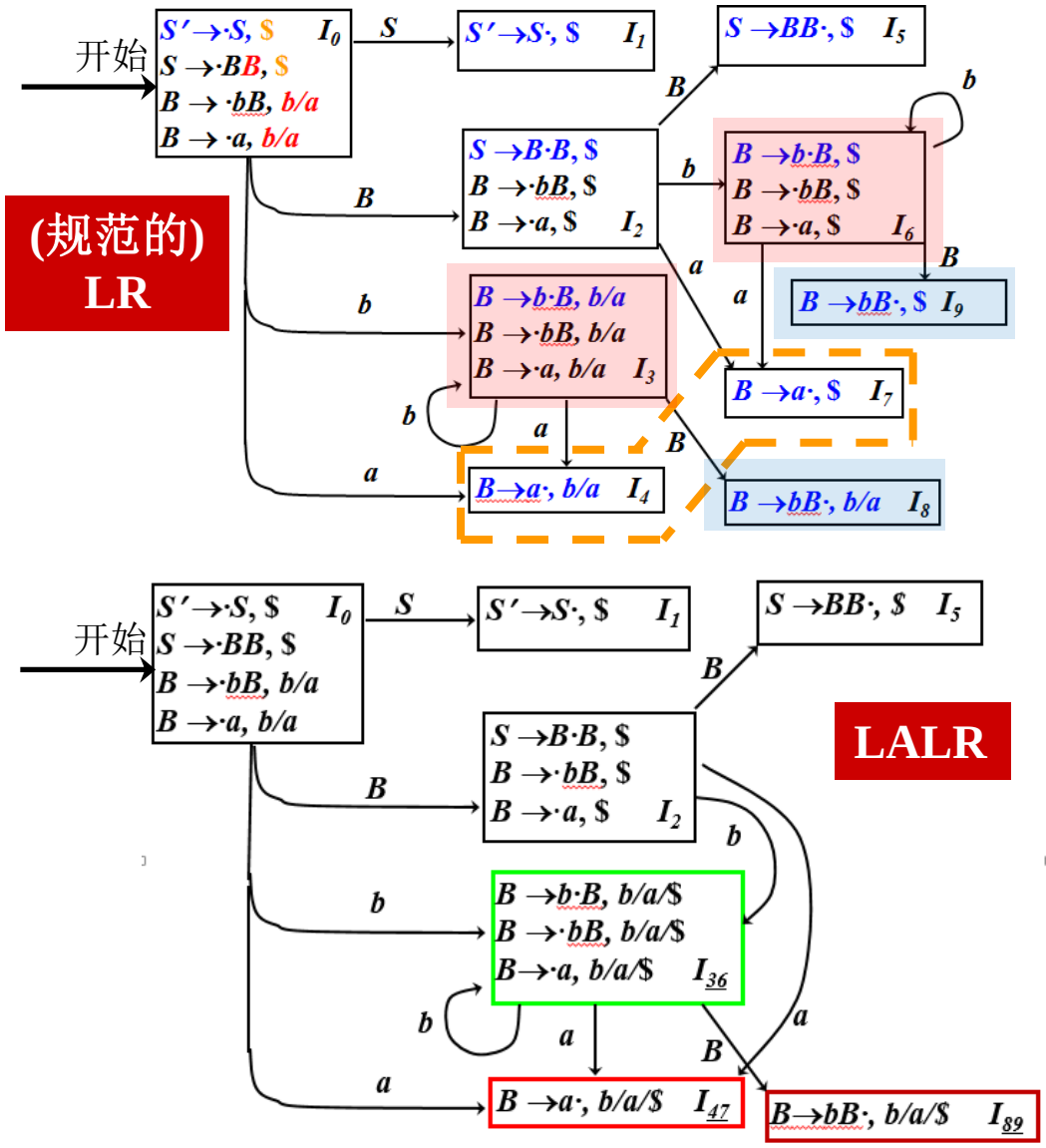
LALR

LALR与SLR有相同的状态数

LALR的归约：指定的搜索符

SLR vs. LR vs. LALR解析





- 同心集的合并不会引起新的移进–归约冲突

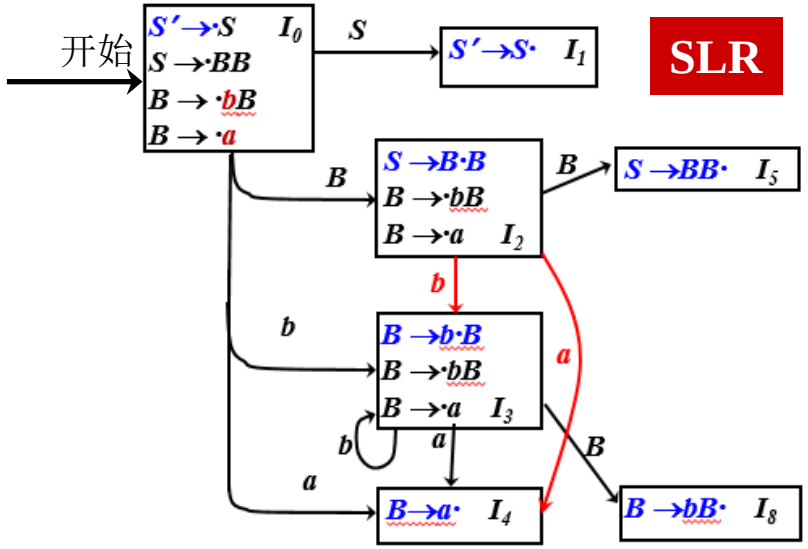
项目集1　　项目集2

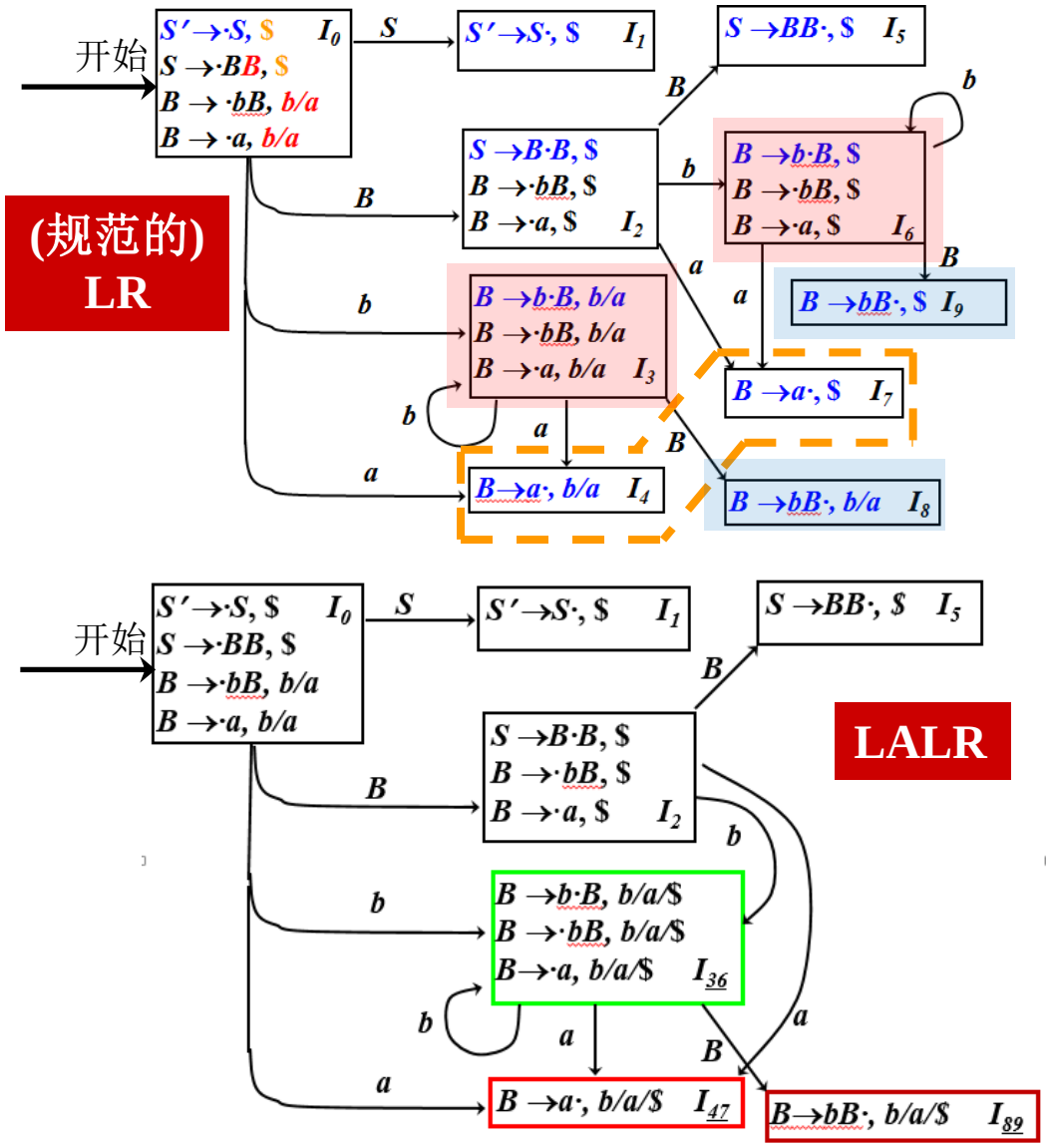
$[A\rightarrow\alpha\ ;a]$　　$[B\rightarrow\beta a\gamma, b]$

…　　…

若合并后有冲突

SLR vs. LR vs. LALR解析





- 同心集的合并不会引起新的移进–归约冲突

项目集1　　项目集2

$[A\to\alpha\ ;a]$　　$[B\to\beta a\gamma, b]$

$[B\to\beta a\gamma, c]$　　$[A\to\alpha\ ;d]$

…　　…

则合并前就有冲突

LALR vs. LR 解析

- 同心的LR(1)项目集
  - 两个项目集在略去搜索符后是相同的集合
- 同心集的合并不会引起新的移进-归约冲突
- 同心集的合并有可能产生新的归约-归约冲突

$S' \to S$
$S \to aAd \mid bBd \mid aBe \mid bAe$
$A \to c$
$B \to c$

对ac有效的项目集

$$\boxed{\begin{array}{l} A \to c \cdot, d \\ B \to c \cdot, e \end{array}}$$

对bc有效的项目集

$$\boxed{\begin{array}{l} A \to c \cdot, e \\ B \to c \cdot, d \end{array}}$$

合并同心集之后

$$\boxed{\begin{array}{l} A \to c \cdot, d/e \\ B \to c \cdot, d/e \end{array}}$$

该文法是LR(1)的，
但不是LALR(1)的

SLR(1)文法的描述能力有限

$S \to V = E$

$S \to E$

$V \to * E$

$V \to \text{id}$

$E \to V$

I_0:
$S' \to \cdot S$
$S \to \cdot V = E$
$S \to \cdot E$
$V \to \cdot * E$
$V \to \cdot \text{id}$
$E \to \cdot V$

V

I_2:
$S \to V \cdot = E$
$E \to V \cdot$

$=$

I_6:
$S \to V = \cdot E$
$E \to \cdot V$
$V \to \cdot * E$
$V \to \cdot \text{id}$

该文法并不是二义的

$S \$ \Rightarrow V = E \$ \Rightarrow * E = E \$$

$S \$ \Rightarrow V = E \$$ 无右句型 $E = E$ ☹

$S \$ \Rightarrow E \$ \Rightarrow V \$$

I_2:

项目$S \to V \cdot = E$使得

action[2,=]=s6

项目$E \to V \cdot$使得

action[2,=]为按$E \to V$归约，

因为Follow(E) = {=, \$}

产生移进-归约冲突

不是SLR(1)但是LR(1)的文法

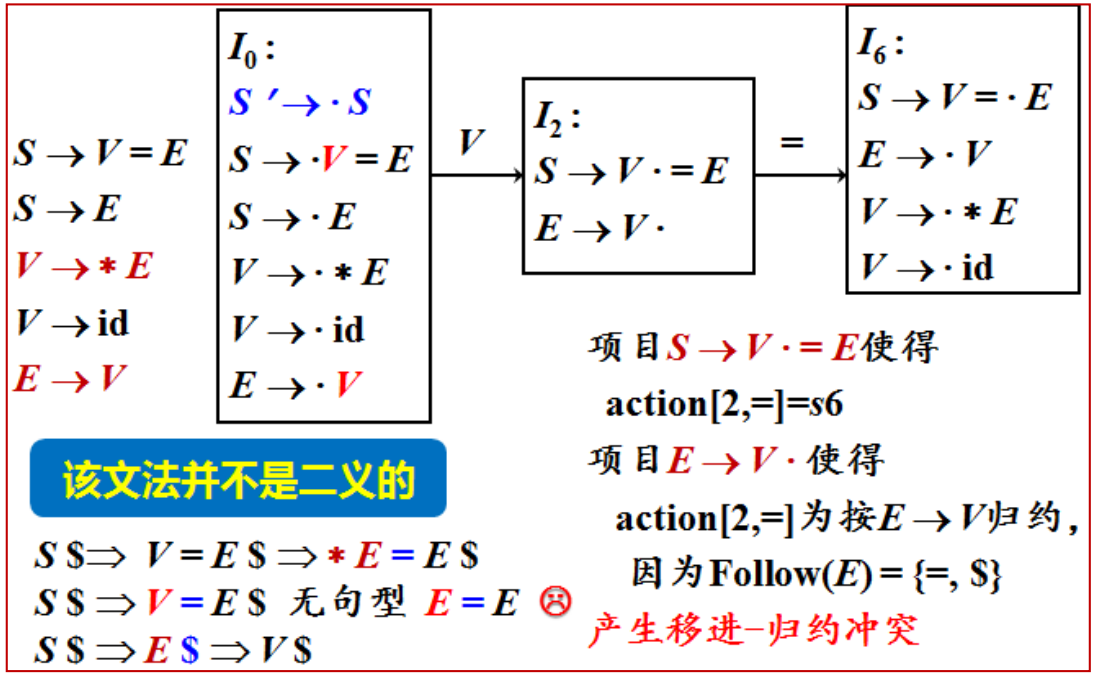
$S \to V = E$

$S \to E$

$V \to * E$

$V \to \mathrm{id}$

$E \to V$



I_0:

$S' \to \cdot S,\ \$$

$S \to \cdot V = E, \$$

$S \to \cdot E, \$$

$V \to \cdot * E, =$

$V \to \cdot \mathrm{id}, =$

$E \to \cdot V, \$$

V

I_2:

$S \to V \cdot = E, \$$

$E \to V \cdot, \$$

LR(1)解析
无移进-归约冲突

非LR的上下文无关结构

若自左向右扫描的移进–归约解析器能及时识别出现在栈顶的句柄，那么相应的文法就是LR（指规范的LR）的。

语言$L = \{ww^R \mid w \in (a \mid b)^*\}$的文法

$S \rightarrow aSa \mid bSb \mid \varepsilon$

不是LR的　　*ababbbbaba*

语言$L = \{wcw^R \mid w \in (a \mid b)^*\}$的文法

$S \rightarrow aSa \mid bSb \mid c$

是LR的　　*ababbcbbaba*

非LR的上下文无关结构

若自左向右扫描的移进–归约解析器能及时识别出现在栈顶的句柄，那么相应的文法就是LR（指规范的LR）的。

语言$L = \{ww^R \mid w \in (a \mid b)^*\}$的文法

$S \rightarrow aSa \mid bSb \mid \varepsilon$

不是LR的　　*ababbbbaba*

I_0：

$S' \rightarrow \cdot S$

$S \rightarrow a \cdot Sa$ ⟹ 面临a，*移进*

$S \rightarrow \cdot$ ⟹ $\because a \in Follow(S)$，$\therefore$面临a，*归约*

$S \rightarrow \cdot bSb$

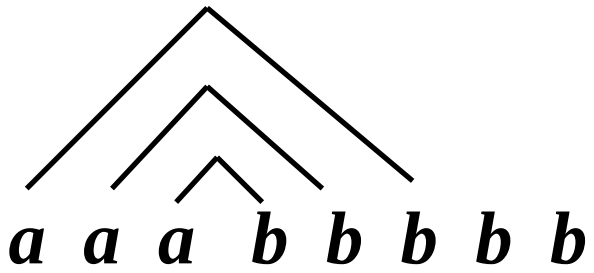
存在移进-归约冲突

故不是SLR(1)文法

例题 写不同的文法

为语言$L=\{a^mb^n \mid n>m\geq 0\}$写三个文法,它们分别是LR(1)的、二义的和非二义且非LR(1)的。

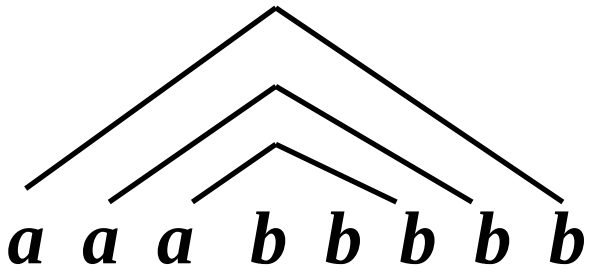
- LR(1)文法：$S\rightarrow AB \quad A\rightarrow aAb \mid \varepsilon \quad B\rightarrow Bb \mid b$
  - A是每个a有个唯一的匹配的b，形成中心对称
  - B是剩余$(n-m)$个b

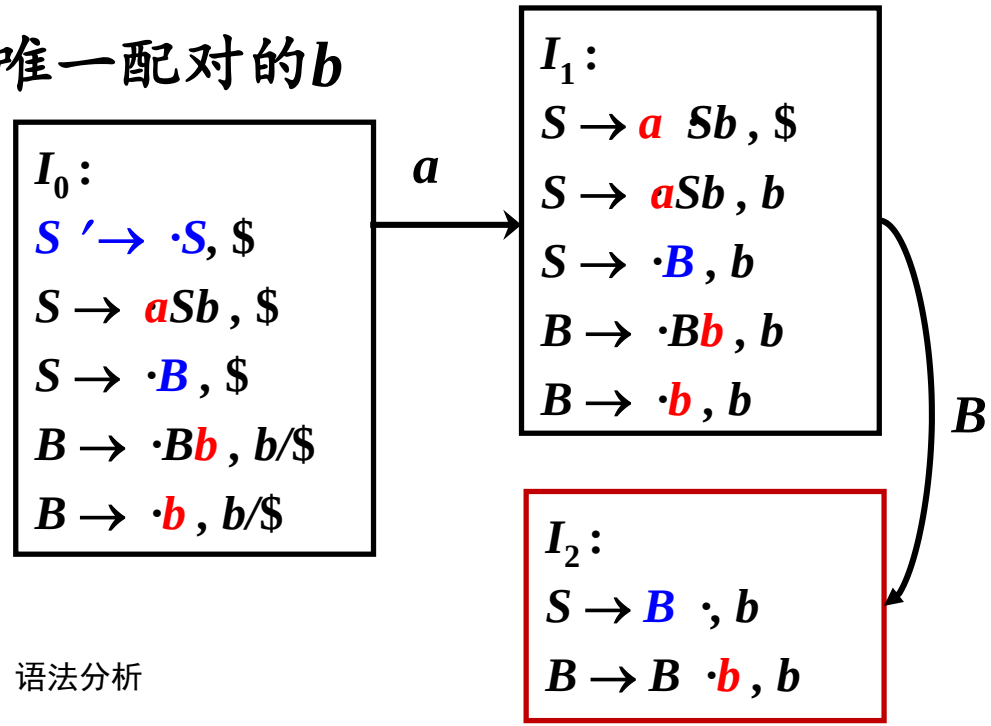


例题 写不同的文法

为语言$L=\{a^m b^n \mid n>m\geq 0\}$写三个文法,它们分别是LR(1)的、二义的和非二义且非LR(1)的。

- LR(1)文法：$S\rightarrow AB \quad A\rightarrow aAb \mid \varepsilon \quad B\rightarrow Bb \mid b$
- 非二义且非LR(1)的文法：$S\rightarrow aSb \mid B \quad B\rightarrow Bb \mid b$
  - 多出来的$(n-m)$个b位于中间，每个a有唯一配对的b
  - 移进-归约冲突：面临第2个b起

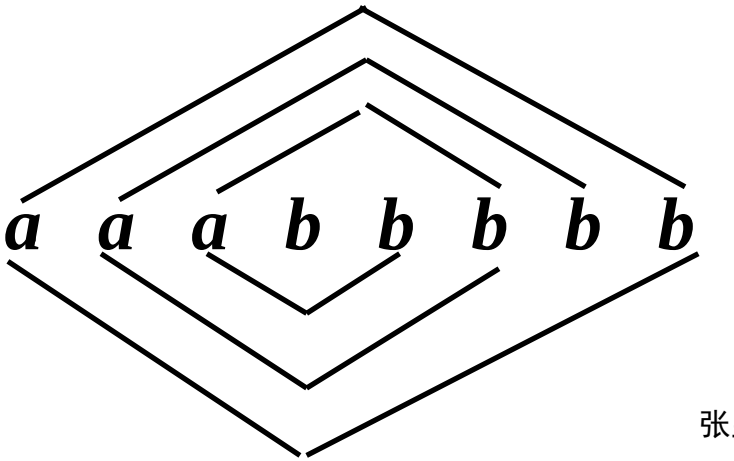


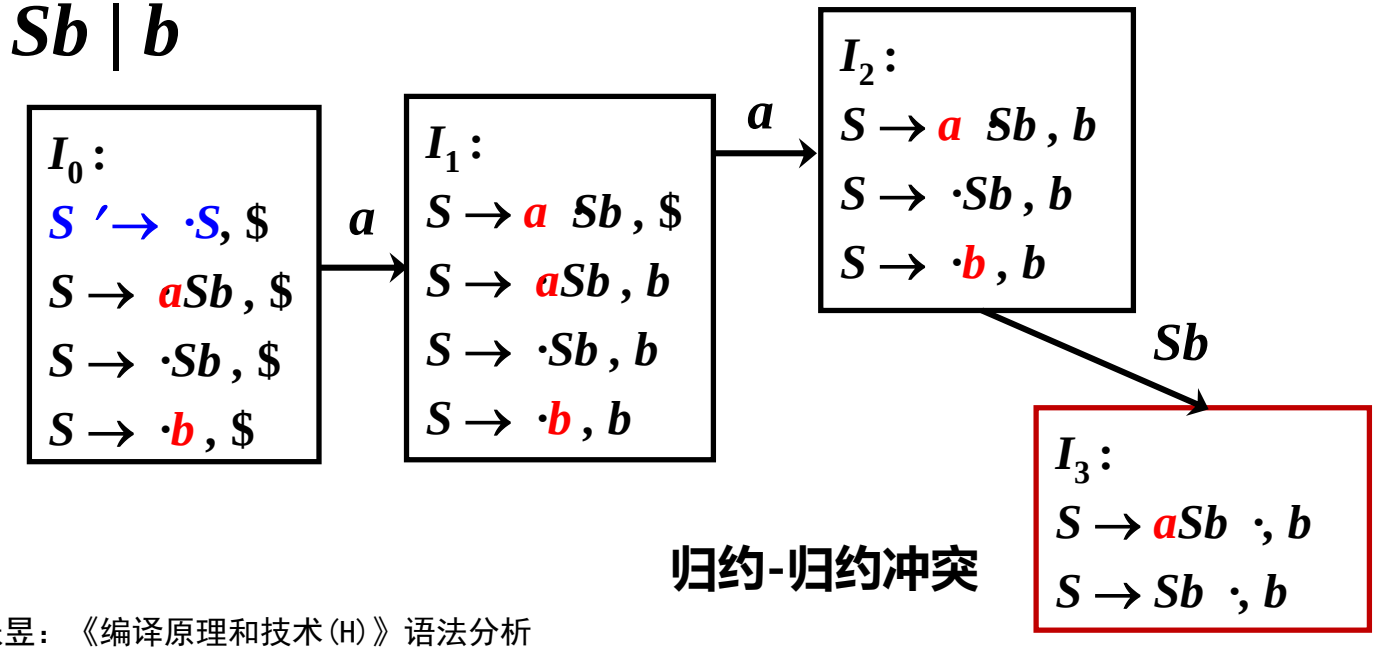


例题 写不同的文法

为语言$L=\{a^m b^n \mid n>m\geq 0\}$写三个文法,它们分别是LR(1)的、二义的和非二义且非LR(1)的。

- LR(1)文法：$S\rightarrow AB \quad A\rightarrow aAb \mid \varepsilon \quad B\rightarrow Bb \mid b$
- 非二义且非LR(1)的文法：$S\rightarrow aSb \mid B \quad B\rightarrow Bb \mid b$
- 二义的文法：$S\rightarrow aSb \mid Sb \mid b$
  - 每个a可有多个配对的b



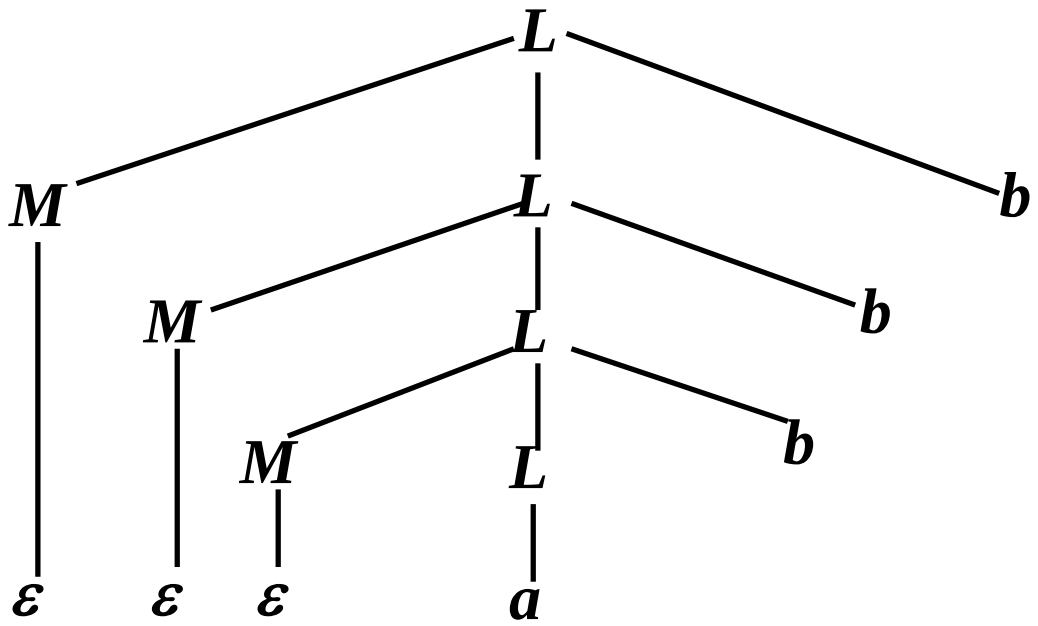


例题4

试说明下面文法不是LR(1)的：

$L \rightarrow M\,L\,b \mid a$

$M \rightarrow \varepsilon$



句子*abbb*的分析树

面临a时，不知道该做多少次空归约$M \rightarrow \varepsilon$

例题5

下面的文法不是LR(1)的，对它略做修改，使之成为一个等价的SLR(1)文法

program → begin *declist* ; *statement* end

declist → d ; *declist* | d

statement → s ; *statement* | s

该文法产生的句子的形式是

begin d ; d ; … ; d ; s ; s ; … ; s end

修改后的文法如下：

program → begin *declist* *statement* end

declist → d ; *declist* | d ;

statement → s ; *statement* | s

例题6

一个C语言的文件如下，第四行的if误写成fi：

```
long gcd(p,q)
long p,q;
{
    fi (p%q == 0)
            return q;
    else
            return gcd(q, p%q);
}
```

基于LALR（1）方法的一个编译器的报错情况如下：

parse error before ‘return’ (line 5).

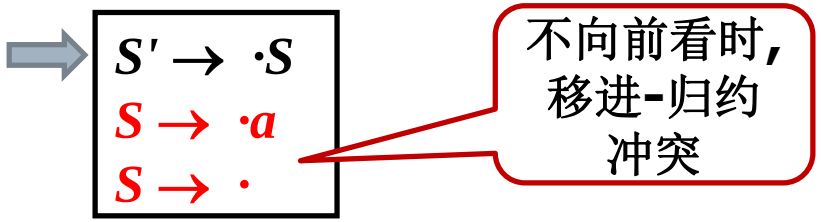
是否违反了LR解析的活前缀性质？

LR项目与LR文法小结

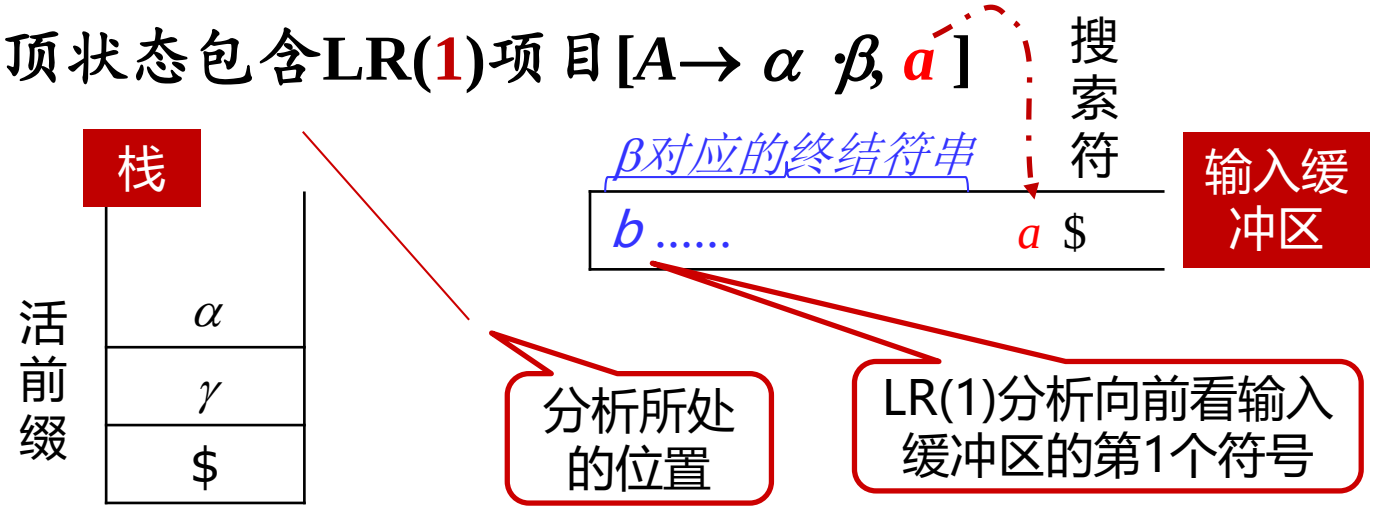
- LR(0)项目[$A \rightarrow \alpha \cdot \beta$]、LR(1)项目[$A \rightarrow \alpha \cdot \beta, a$]
  - 数字表示向前搜索的符号个数，0表示不向前搜索符号
- SLR(k)解析技术与SLR(k)文法
  - SLR(1)解析的状态：LR(0)项目集
  - k是指向前看输入缓冲区的k个符号
- [规范的]LR(k)解析技术与LR(k)文法
  - LR(1)解析的状态：LR(1)项目集
- LALR(k)解析技术与LALR(k)文法
  - LR(1)解析的状态：LR(1)项目集+同心项目集合并

LR项目与LR文法小结

- 不是SLR(0)文法，但是SLR(1)文法
  - 例：$S \to a \mid \varepsilon$



- SLR(0)文法
  - $S \to a$　　$S \to a \mid b$
- 理解LR(1)项目与LR(1)文法中的1
  - 若栈顶状态包含LR(1)项目$[A \to \alpha \cdot \beta, a]$



中国科学技术大学
University of Science and Technology of China

下期预告：二义文法的应用

至此，本课程最抽象且
难以理解的部分已学完