



语法分析

简单的LR方法

李 诚

国家高性能计算中心(合肥)、信息与计算机国家级实验教学示范中心

计算机科学与技术学院

2026年09月21日

本节提纲



□ 简单的LR方法（简称SLR）

- 活前缀
- 识别活前缀的DFA/NFA
- SLR算法



- 句型的句柄 (可归约串)

- 该句型中和某产生式右部匹配的子串, 并且
- 把它归约成该产生式左部的非终结符, 代表了最右推导的逆过程的一步

$$S \rightarrow aABe$$

$$A \rightarrow Abc \mid b$$

$$B \rightarrow d$$

$$S \Rightarrow_{rm} aABe \Rightarrow_{rm} aAde \Rightarrow_{rm} aAbcde \Rightarrow_{rm} abbcde$$

- 句柄的右边仅含终结符
- 如果文法二义, 那么句柄可能不唯一



- LR语法分析的每一步都形成一个格局config

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

栈的内容

尚未处理的输入

- 代表最右句型 $X_1X_2\ldots X_ma_ia_{i+1}\ldots a_n$
- $X_1X_2\ldots X_m$ 是最右句型的一个前缀



- LR语法分析的每一步都形成一个格局config

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

栈的内容

尚未处理的输入

- 代表最右句型 $X_1X_2\ldots X_ma_ia_{i+1}\ldots a_n$
- $X_1X_2\ldots X_m$ 是最右句型的一个前缀
- 每一个前缀都对应一个状态，因此，找出所有可能在栈里出现的前缀，就可以确定所有的状态



- LR语法分析的每一步都形成一个格局config

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

栈的内容

尚未处理的输入

- 代表最右句型 $X_1X_2\ldots X_ma_ia_{i+1}\ldots a_n$
- $X_1X_2\ldots X_m$ 是最右句型的一个前缀
- 每一个前缀都对应一个状态，因此，找出所有可能在栈里出现的前缀，就可以确定所有的状态
- 状态之间的转换 $\Longleftrightarrow$ 前缀之间的转换



- LR语法分析的每一步都形成一个格局config

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

栈的内容

尚未处理的输入

- 代表最右句型 $X_1X_2\dots X_ma_ia_{i+1}\dots a_n$
- $X_1X_2\dots X_m$ 是最右句型的一个前缀
- 每一个前缀都对应一个状态，因此，找出所有可能在栈里出现的前缀，就可以确定所有的状态
- 状态之间的转换 $\Longleftrightarrow$ 前缀之间的转换
- 在栈顶为 s ，下一个字符为 a 的格局下，前缀为 p
 - 何时移进？当 p 包含句柄的一部分且存在 $p' = pa$
 - 何时归约？当 p 包含整个句柄时



- **活前缀或可行前缀 (viable prefix):**

- 最右句型的前缀, 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
- 都出现在栈顶



栈中可能出现的串:

a

ab

aA

aAb

$aAbc$

aAd

aAB

$aABe$

S

$S \rightarrow aABe$

$A \rightarrow Abc \mid b$

$B \rightarrow d$

活前缀:

最右句型的前缀, 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) 都是一个活前缀。



活前缀与句柄的关系



栈中可能出现的串：

$S \rightarrow aABe$

$A \rightarrow Abc \mid b$

$B \rightarrow d$

a

$a\underline{b}$

← 出现句柄 (对应 $A \rightarrow b$)

aA

aAb

$a\underline{A}bc$

← 出现句柄 (对应 $A \rightarrow Abc$)

$aA\underline{d}$

← 出现句柄 (对应 $B \rightarrow d$)

aAB

$\underline{aABe}$

← 出现句柄 (对应 $S \rightarrow aABe$)

S

- 活前缀已含有句柄，表明产生式 $A \rightarrow \beta$ 的右部 β 已出现在栈顶。



活前缀与句柄的关系



栈中可能出现的串：

$S \rightarrow aABe$

$A \rightarrow Abc \mid b$

$B \rightarrow d$

a

ab

$a\textcolor{red}{A}$

$a\textcolor{red}{A}b$

$aAbc$

aAd

$a\textcolor{red}{AB}$

$aABe$

S

出现产生式 $A \rightarrow Abc$ 右端的一部分，
期望从输入串中看到 bc

出现产生式 $A \rightarrow Abc$ 右端的一部分，
期望从输入串中看到 c

出现产生式 $S \rightarrow aABe$ 的右端一部分，
期望从输入串中看到 e

- 活前缀已含有句柄，表明产生式 $A \rightarrow \beta$ 的右部 β 已出现在栈顶。
- 活前缀只含句柄的一部分符号如 β_1 表明 $A \rightarrow \beta_1 \beta_2$ 的右部子串 β_1 已出现在栈顶，当前期待从输入串中看到 β_2 推出的符号。



- 栈中的文法符号总是形成一个活前缀
- 分析表的转移函数本质上是识别活前缀的DFA

下表蓝色部分构成识别活前缀DFA的状态转换表

状态	动 作						转 移		
	id	+	*	(	)	\$	<i>E</i>	<i>T</i>	<i>F</i>
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



- 栈中的文法符号总是形成一个活前缀
- 分析表的转移函数本质上是识别活前缀的DFA
- 栈顶的状态符号包含确定句柄所需的一切信息

栈	输 入	动 作
0	id * 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



LR分析方法的特点



- 栈中的文法符号总是形成一个活前缀
- 分析表的转移函数本质上是识别活前缀的DFA
- 栈顶的状态符号包含确定句柄所需的一切信息
- 是已知的最一般的无回溯的移进-归约方法
- 能分析的文法类是预测分析法能分析的文法类的真超集
- 能及时发现语法错误
- 手工构造分析表的工作量太大

本节提纲

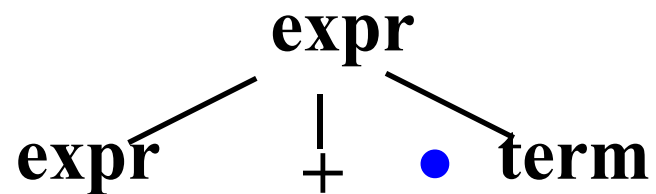


□ 简单的LR方法（简称SLR）

- 活前缀
- 识别活前缀的DFA/NFA
- SLR算法

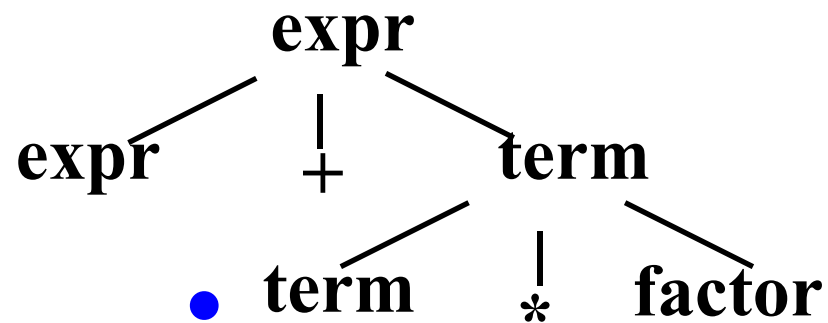


- SLR (Simple LR)
- LR(0)项目（简称项目）
 - 在右部的某个地方加点的产生式
 - 加点的目的是用来表示分析过程中的状态



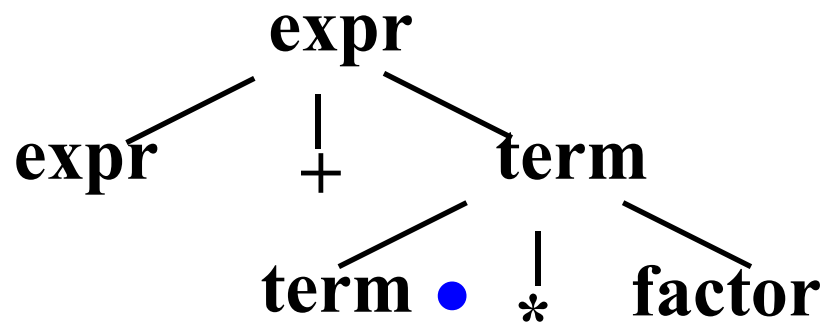


- SLR (Simple LR)
- LR(0)项目（简称项目）
 - 在右部的某个地方加点的产生式
 - 加点的目的是用来表示分析过程中的状态





- SLR (Simple LR)
- LR(0)项目（简称项目）
 - 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中的状态





- SLR (Simple LR)
- LR(0)项目（简称项目）
 - 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中的状态

项代表了一个可能的前缀

- 例 $A \rightarrow XYZ$ 对应应有四个项目

$A \rightarrow \cdot XYZ$

$A \rightarrow X \cdot YZ$

$A \rightarrow XY \cdot Z$

$A \rightarrow XYZ \cdot$

- 例 $A \rightarrow \varepsilon$ 只有一个项目和它对应

$A \rightarrow \cdot$

点的左边代表历史信息，
点的右边代表展望信息。



SLR分析表的构造



- 从文法构造识别活前缀的DFA
- 从上述DFA构造分析表



1. 拓（增）广文法 (augmented grammar)

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

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

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



1. 拓（增）广文法 (augmented grammar)

$$E' \rightarrow E$$

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

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

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

当且仅当分析器使用 $E' \rightarrow E$
归约时，宣告分析成功



构造识别活前缀的DFA



2. 构造LR(0)项目集规范族

I_0 :

$$E' \rightarrow \cdot E$$

项集族是若干可能前缀的集合，对应DFA的状态



2. 构造LR(0)项目集规范族

I_0 :

$E' \rightarrow \cdot E$

$E \rightarrow \cdot E + T$

$E \rightarrow \cdot T$

求项目集的闭包closure(I)

闭包函数closure(I)

1、I的每个项目均加入closure(I)

2、如果 $A \rightarrow \alpha \cdot B \beta$ 在 closure(I)中,
且 $B \rightarrow \gamma$ 是产生式, 那么如果项目 $B \rightarrow \cdot \gamma$ 还不在于closure(I)中的话,
那么把它加入。



2. 构造LR(0)项目集规范族

I_0 :

$E' \rightarrow \cdot E$

$E \rightarrow \cdot E + T$

$E \rightarrow \cdot T$

$T \rightarrow \cdot T * F$

$T \rightarrow \cdot F$

求项目集的闭包closure(I)

闭包函数closure(I)

1、I的每个项目均加入closure(I)

2、如果 $A \rightarrow \alpha \cdot B \beta$ 在 closure(I)中,
且 $B \rightarrow \gamma$ 是产生式, 那么如果项目 $B \rightarrow \cdot \gamma$ 还不在于closure(I)中的话,
那么把它加入。



2. 构造LR(0)项目集规范族

I_0 :

$E' \rightarrow \cdot E$

$E \rightarrow \cdot E + T$

$E \rightarrow \cdot T$

$T \rightarrow \cdot T * F$

$T \rightarrow \cdot F$

$F \rightarrow \cdot (E)$

$F \rightarrow \cdot id$

求项目集的闭包closure(I)

闭包函数closure(I)

1、I的每个项目均加入closure(I)

2、如果 $A \rightarrow \alpha \cdot B \beta$ 在 closure(I)中,
且 $B \rightarrow \gamma$ 是产生式, 那么如果项目 $B \rightarrow \cdot \gamma$ 还不在于closure(I)中的话,
那么把它加入。



2. 构造LR(0)项目集规范族

I_0 :

$E' \rightarrow \cdot E$

$E \rightarrow \cdot E + T$

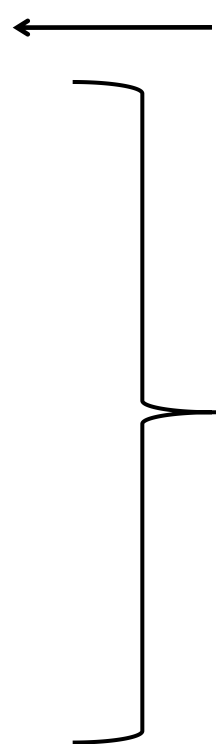
$E \rightarrow \cdot T$

$T \rightarrow \cdot T * F$

$T \rightarrow \cdot F$

$F \rightarrow \cdot (E)$

$F \rightarrow \cdot \text{id}$



核心项目: 初始项目($E' \rightarrow \cdot E$)或者
点不在最左边的项

非核心项目: 不是初始项, 且点在最左边

可以通过对核心项目求闭包来获得
为节省存储空间, 可省去



2. 构造LR(0)项目集规范族

$$\begin{array}{l} I_0: \\ E' \rightarrow \cdot E \\ E \rightarrow \cdot E + T \\ E \rightarrow \cdot T \\ T \rightarrow \cdot T * F \\ T \rightarrow \cdot F \\ F \rightarrow \cdot (E) \\ F \rightarrow \cdot id \end{array} \xrightarrow{E} \begin{array}{l} I_1: \\ E' \rightarrow E \cdot \\ E \rightarrow E \cdot + T \end{array}$$

$$I_1 := \text{goto}(I_0, E)$$

求项目集I和文法符号X的 $I' = \text{goto}(I, X)$
(当输入为X时离开I状态后的转换)

1、 $I' = \emptyset$

2、对于I中的每一项 $A \rightarrow \alpha \cdot X \beta$,

$$I' = I' \cup \text{closure}(A \rightarrow \alpha X \cdot \beta)$$

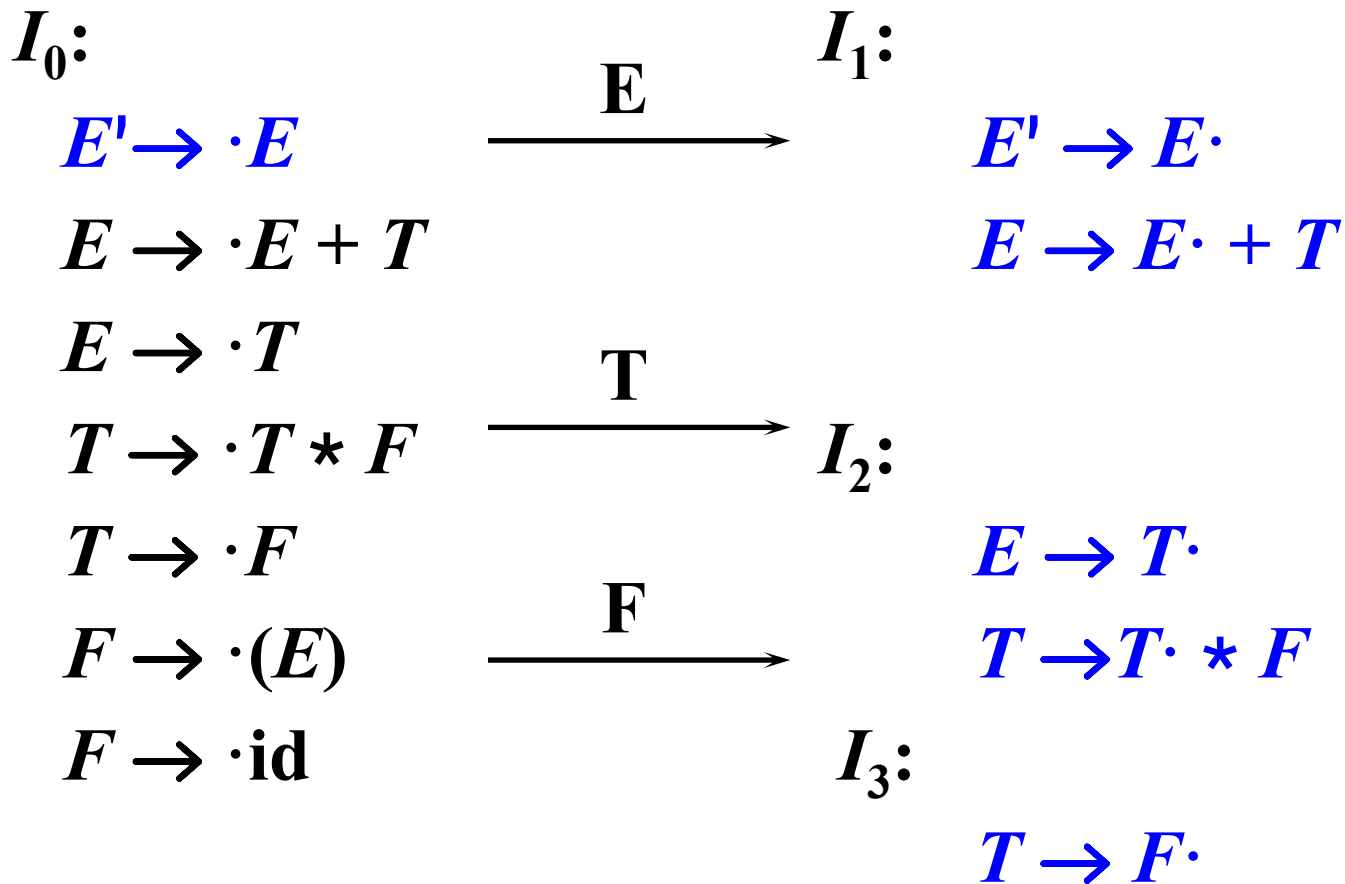


2. 构造LR(0)项目集规范族

$$\begin{array}{lcl} I_0: & & I_1: \\ E' \rightarrow \cdot E & \xrightarrow{E} & E' \rightarrow E \cdot \\ E \rightarrow \cdot E + T & & E \rightarrow E \cdot + T \\ E \rightarrow \cdot T & & \\ T \rightarrow \cdot T * F & \xrightarrow{T} & I_2: \\ T \rightarrow \cdot F & & E \rightarrow T \cdot \\ F \rightarrow \cdot (E) & & T \rightarrow T \cdot * F \\ F \rightarrow \cdot \text{id} & & \end{array}$$



2. 构造LR(0)项目集规范族





2. 构造LR(0)项目集规范族

$$\begin{array}{l} I_0: \\ E' \rightarrow \cdot E \\ E \rightarrow \cdot E + T \\ E \rightarrow \cdot T \\ T \rightarrow \cdot T * F \\ T \rightarrow \cdot F \\ F \rightarrow \cdot (E) \\ F \rightarrow \cdot \text{id} \end{array} \xrightarrow{(} \begin{array}{l} I_4: \\ F \rightarrow (\cdot E) \end{array}$$



2. 构造LR(0)项目集规范族

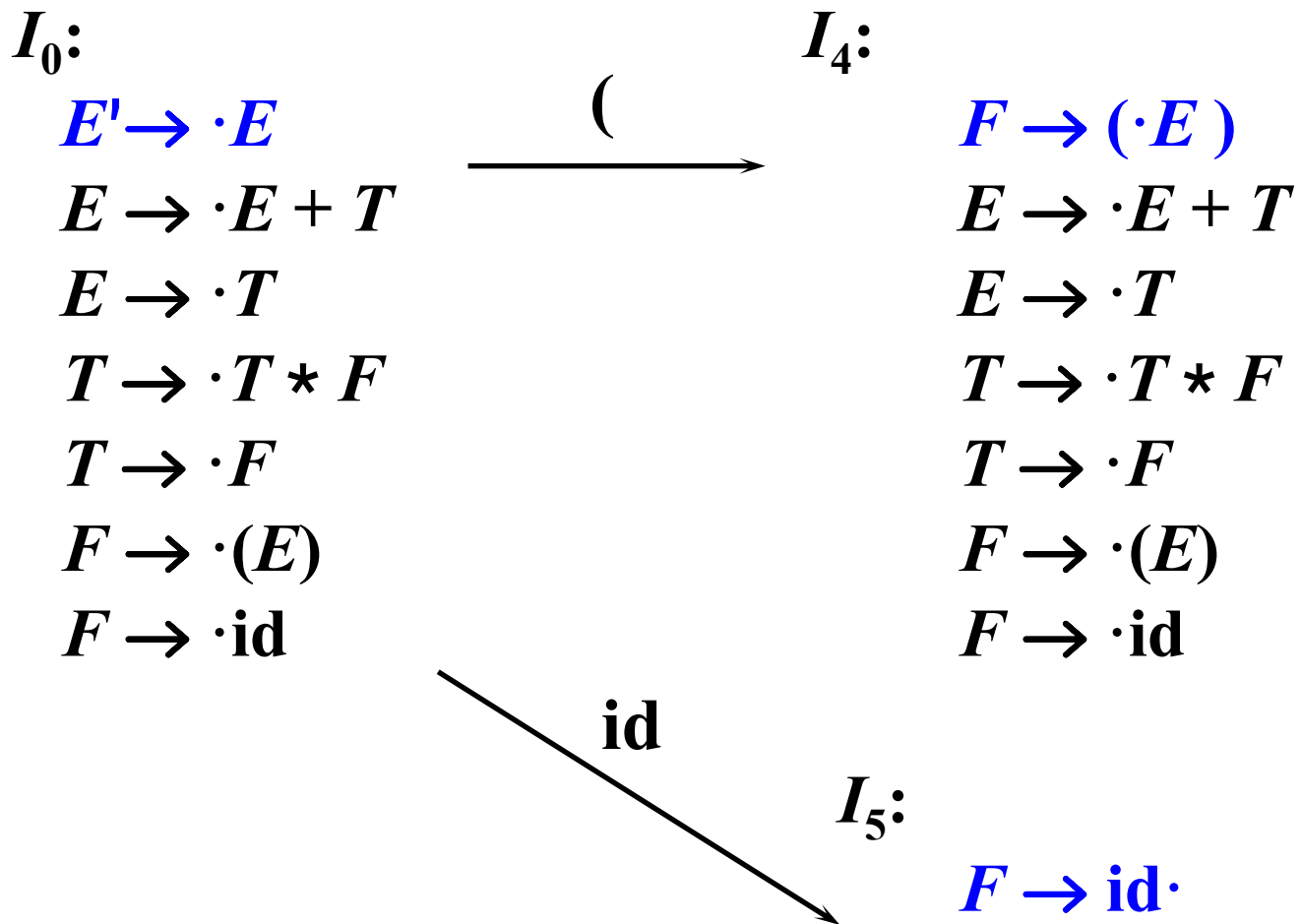
$I_0:$	$($	$I_4:$
$E' \rightarrow \cdot E$	$\longrightarrow$	$F \rightarrow (\cdot E)$
$E \rightarrow \cdot E + T$		$E \rightarrow \cdot E + T$
$E \rightarrow \cdot T$		$E \rightarrow \cdot T$
$T \rightarrow \cdot T * F$		$T \rightarrow \cdot T * F$
$T \rightarrow \cdot F$		$T \rightarrow \cdot F$
$F \rightarrow \cdot (E)$		$F \rightarrow \cdot (E)$
$F \rightarrow \cdot id$		$F \rightarrow \cdot id$



构造识别活前缀的DFA

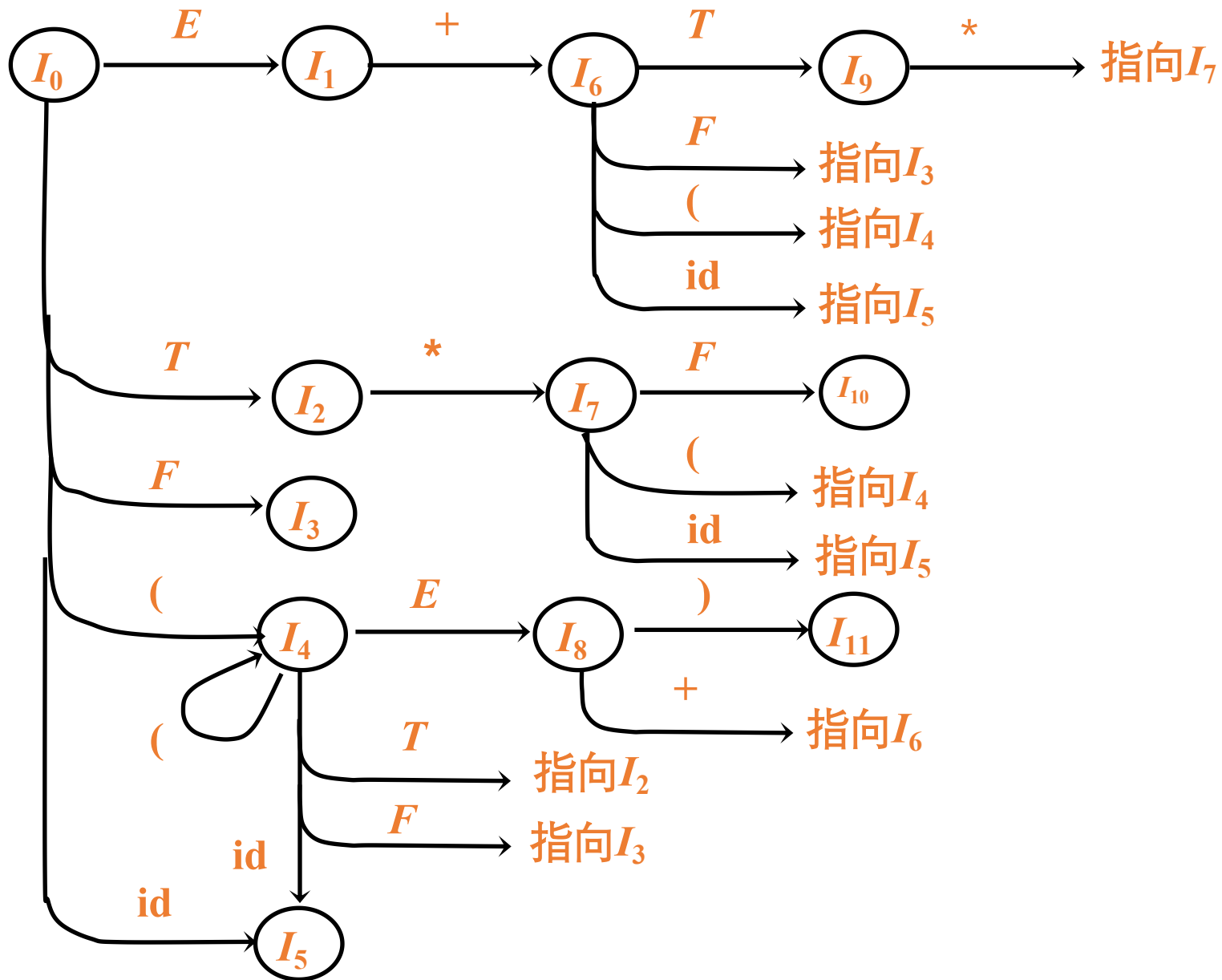


2. 构造LR(0)项目集规范族



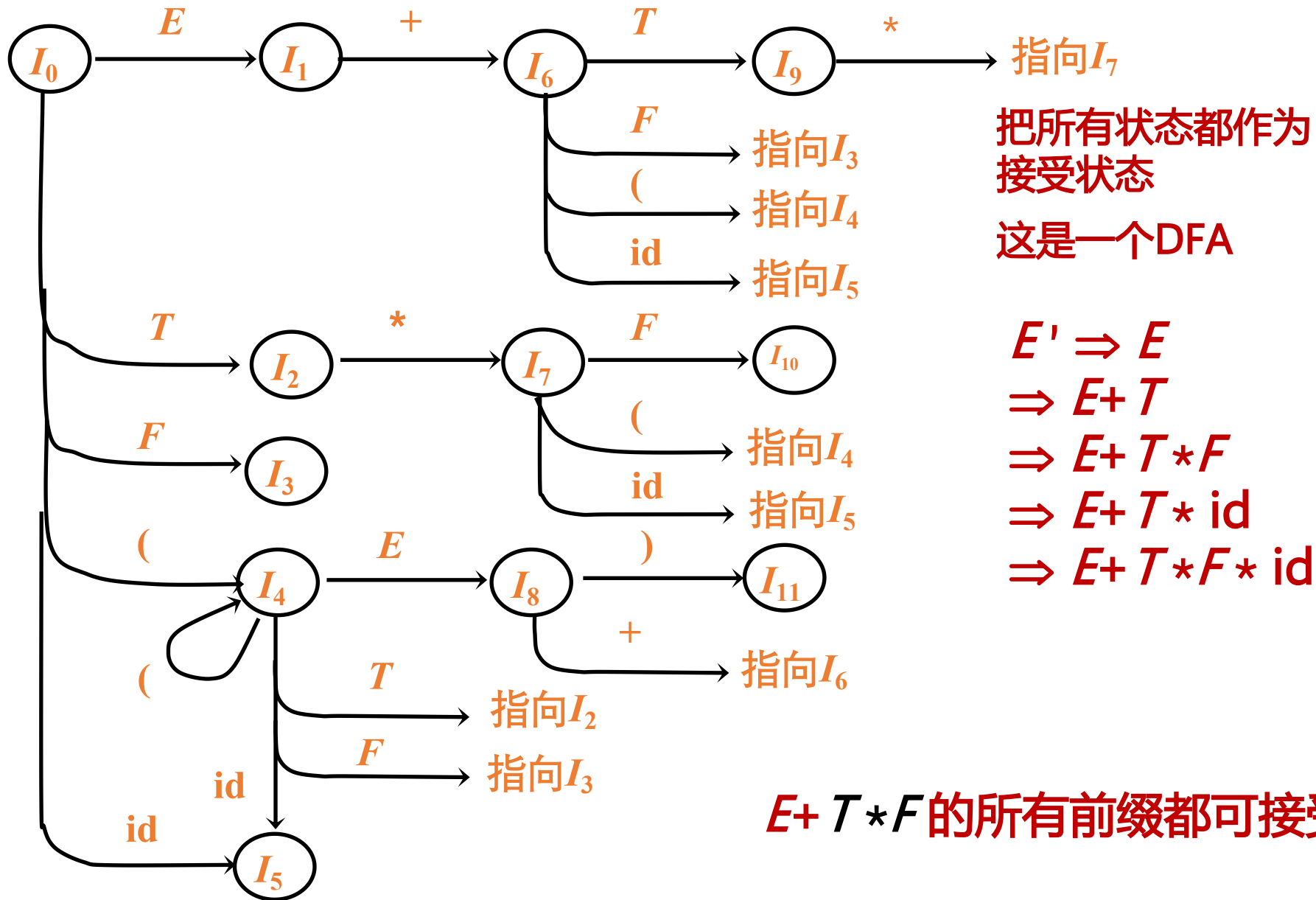


构造识别活前缀的DFA





构造识别活前缀的DFA



本节提纲



□ 简单的LR方法（简称SLR）

- 活前缀
- 识别活前缀的DFA/NFA
- SLR算法



SLR分析表的构造



- 从文法构造识别活前缀的DFA
- 从上述DFA构造分析表



从DFA构造SLR分析表



- 状态 i 从 I_i 构造, 它的 *action* 函数如下确定:
 - 如果 $[A \rightarrow \alpha \cdot a \beta]$ 在 I_i 中, 并且 $\text{goto}(I_i, a) = I_j$, 那么置 $\text{action}[i, a]$ 为 sj
 - 如果 $[A \rightarrow \alpha \cdot]$ 在 I_i 中, 那么对 $\text{FOLLOW}(A)$ 中的所有 a , 置 $\text{action}[i, a]$ 为 rj , j 是产生式 $A \rightarrow \alpha$ 的编号
 - 如果 $[S' \rightarrow S \cdot]$ 在 I_i 中, 那么置 $\text{action}[i, \$]$ 为接受 acc
 - 上面的 a 是终结符
- 如果出现动作冲突, 那么该文法就不是SLR(1)文法



从DFA构造SLR分析表



- 状态 i 从 I_i 构造, 它的 *action* 函数如下确定:
 - 此处省略, 参见上页
- 使用下面规则构造状态 i 的 *goto* 函数:
 - 对所有的非终结符 A , 如果 $\text{goto}(I_i, A) = I_j$, 那么 $\text{goto}[i, A] = j$



从DFA构造SLR分析表



- 状态 i 从 I_i 构造, 它的 *action* 函数如下确定:
 - 此处省略, 参见上页
- 使用下面规则构造状态 i 的 *goto* 函数:
 - 此处省略, 参见上页
- 分析器的初始状态是包含 $[S' \rightarrow \cdot S]$ 的项目集对应的状态

不能由上面两步定义的条目都置为 **error**



例 (1) $E \rightarrow E + T$ (2) $E \rightarrow T$

(3) $T \rightarrow T * F$ (4) $T \rightarrow F$

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

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

状态	动作 action						转移 goto		
	id	+	*	(	)	\$	<i>E</i>	<i>T</i>	<i>F</i>
0	<i>s5</i>				<i>s4</i>		1	2	3
1		<i>s6</i>				<i>acc</i>			
2		<i>r2</i>	<i>s7</i>			<i>r2</i> <i>r2</i>			
3		<i>r4</i>	<i>r4</i>			<i>r4</i> <i>r4</i>			
4	<i>s5</i>				<i>s4</i>		8	2	3
5		<i>r6</i>	<i>r6</i>			<i>r6</i> <i>r6</i>			
6	<i>s5</i>				<i>s4</i>			9	3



SLR(1)文法



- 一个上下文无关文法 G ，通过上述算法构造出SLR语法分析表，且表中**没有移进/归约或者归约/归约冲突**，那么 G 就是SLR(1)文法。
- 1代表了当看到某个产生式右部时，只需要再向前看1个符号就可决定是否用该式进行归约。
- 通常可以省略1，写作SLR文法



• 例 I_2 :

(2) $E \rightarrow T \cdot$

(3) $T \rightarrow T \cdot * F$

- 归约: 因为 $\text{FOLLOW}(E) = \{\$, +,)\}$,
所以 $\text{action}[2, \$] = \text{action}[2, +] = \text{action}[2,)] = r2$
- 移进: 因为圆点在中间, 且点后面是终结符,
所以, $\text{action}[2, *] = s7$



- LR(0)自动机刻画了可能出现在文法符号栈中的所有串;
- 栈中的内容一定是某个最右句型的前缀;
- 但是不是所有前缀都会出现在栈中。

$$E \Rightarrow_{rm}^* F * \text{id} \Rightarrow_{rm} (E) * \text{id}$$



- LR(0)自动机刻画了可能出现在文法符号栈中的所有串;
- 栈中的内容一定是某个最右句型的前缀;
- 但是不是所有前缀都会出现在栈中。

$$E \Rightarrow_{rm}^* F * \text{id} \Rightarrow_{rm} (E) * \text{id}$$

- 栈中只能出现 $($, $(E$, (E) , 而不会出现 $(E)*$
 - 因为看到 $*$ 时, (E) 是句柄, 会被归约成为 F



教会AI写代码， 但由你定义灵魂！

李 诚

国家高性能计算中心(合肥)、信息与计算机国家级实验教学示范中心

计算机科学与技术学院

2026年09月21日