

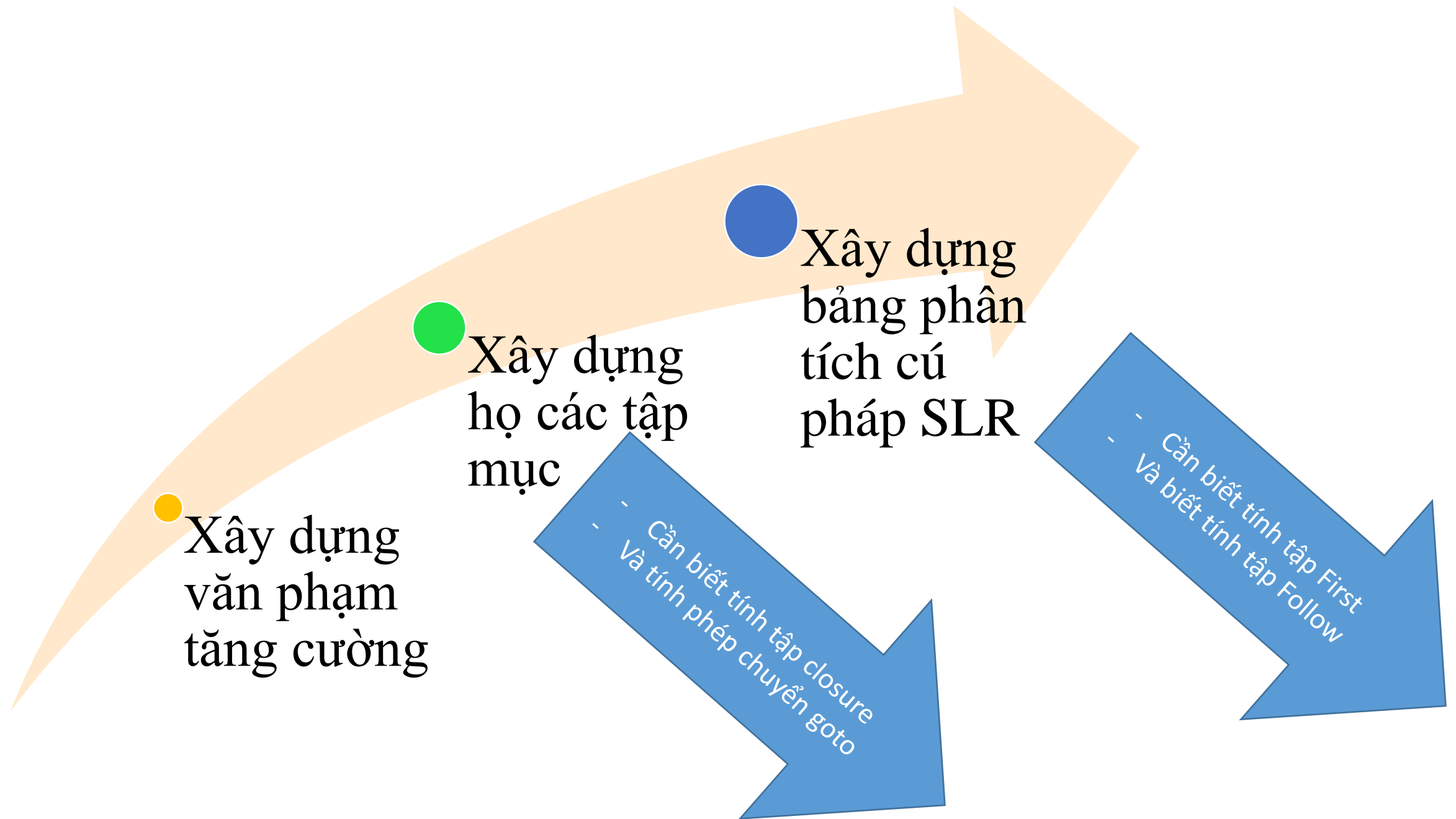
Xây dựng bảng phân tích cú pháp SLR

Hoàng Văn Tuấn

Email: tuanhoang.97dx@gmail.com

Các bước xây dựng bảng phân tích cú pháp SLR

- Bước 1: Xây dựng văn phạm tăng cường
- Bước 2: Xây dựng họ các tập mục
- Bước 3: Xây dựng bảng phân tích cú pháp SLR



Bài toán

- Hãy xây dựng bảng phân tích cú pháp SLR cho văn phạm sau:

$$(1) E \rightarrow E + T \mid T$$

$$(2) T \rightarrow T * F \mid F$$

$$(3) F \rightarrow (E) \mid id$$

1. Văn phạm tăng cường

- Giả sử G là 1 văn phạm với ký hiệu bắt đầu là S
- G' là được gọi là văn phạm tăng cường của G bằng cách thêm 1 ký hiệu bắt đầu mới S' và luật sinh $S' \rightarrow S$
- Ví dụ:

➤ Văn phạm G :

(1) $E \rightarrow E + T \mid T$

(2) $T \rightarrow T * F \mid F$

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

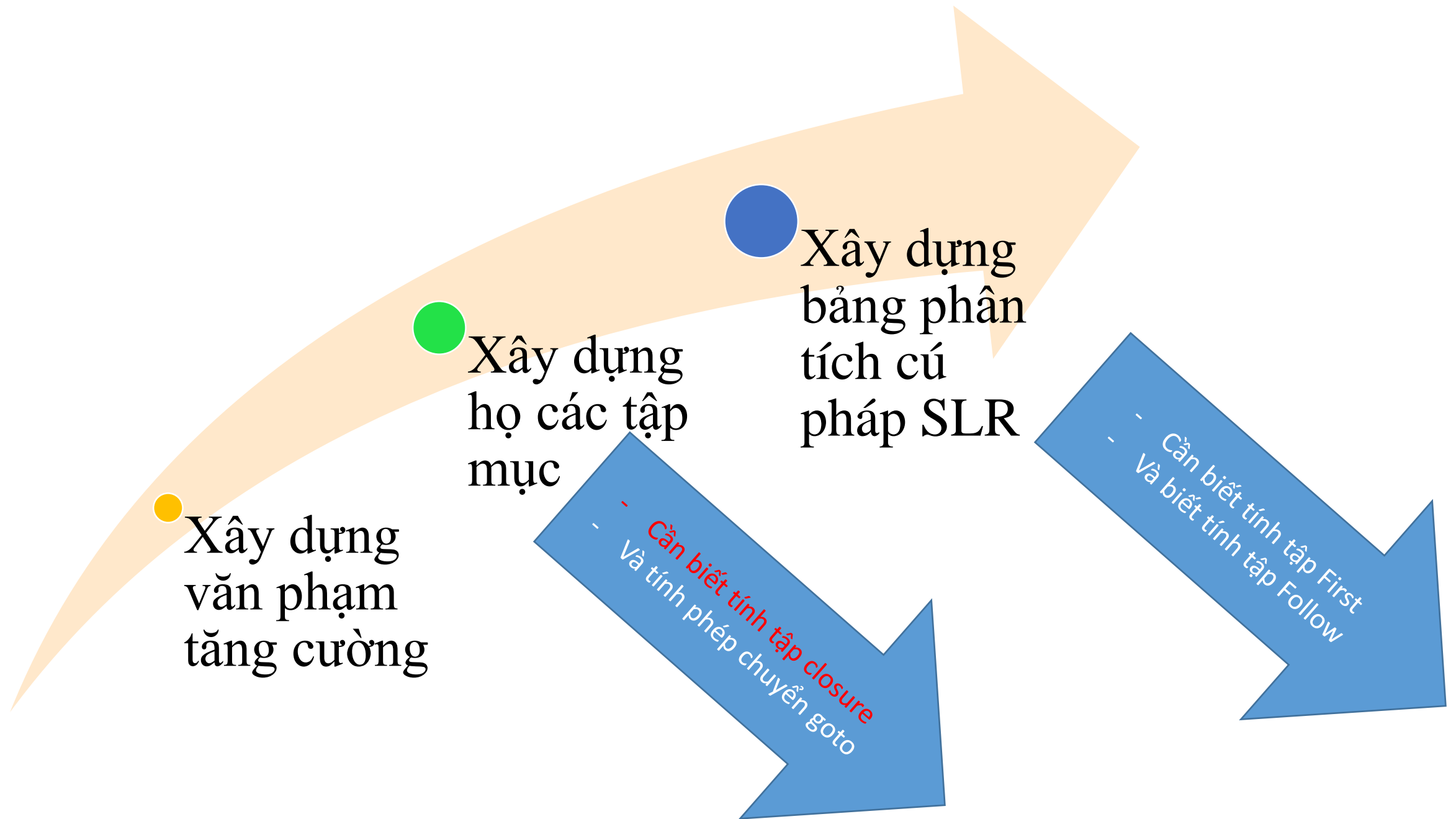
➤ Văn phạm tăng cường G' :

(1) $E' \rightarrow E$

(2) $E \rightarrow E + T \mid T$

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

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



2. Phép toán bao đóng - closure

- Giả sử I là 1 tập các mục của văn phạm G thì bao đóng $\text{closure}(I)$ là tập các mục được xây dựng từ I theo 2 quy tắc sau:

(1) Tất cả các mục trong I được thêm vào $\text{closure}(I)$

(2) Nếu $\begin{cases} A \rightarrow \alpha.B\beta \in \text{closure}(I) \\ B \rightarrow \gamma \text{ là một luật sinh} \end{cases}$ thì thêm $B \rightarrow \gamma$ vào $\text{closure}(I)$, nếu chưa có trong $\text{closure}(I)$

Lặp lại bước này cho đến khi không thể thêm vào $\text{closure}(I)$ được nữa.

2. Phép toán bao đóng - closure

- Xét văn phạm tăng cường G' :

(1) $E' \rightarrow E$

(2) $E \rightarrow E + T \mid T$

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

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

- Có $I = \{E' \rightarrow .E\}$. Tính $\text{closure}(I)$???

- Đưa $E' \rightarrow .E$ vào $\text{closure}(I)$

- Xét $E' \rightarrow .E$ có $\begin{cases} E \rightarrow E + T \\ E \rightarrow T \end{cases}$ thêm $\begin{cases} E \rightarrow .E + T \\ E \rightarrow .T \end{cases}$ vào $\text{closure}(I)$

- Xét $E \rightarrow .E + T$ có $\begin{cases} E \rightarrow E + T \\ E \rightarrow T \end{cases}$

- Xét $E \rightarrow .T$ có $\begin{cases} T \rightarrow T * F \\ T \rightarrow F \end{cases}$ thêm

$$\begin{cases} T \rightarrow .T * F \\ T \rightarrow .F \end{cases} \text{ vào } \text{closure}(I)$$

- Xét $T \rightarrow .F$ có $\begin{cases} F \rightarrow (E) \\ F \rightarrow id \end{cases}$ thêm

$$\begin{cases} F \rightarrow .(E) \\ F \rightarrow .id \end{cases} \text{ vào } \text{closure}(I)$$

$$\text{Closure}(I) = \{E' \rightarrow .E; E \rightarrow .E+T; E \rightarrow .T; T \rightarrow .T*F; T \rightarrow .F; F \rightarrow .(E); F \rightarrow .id\}$$

3. Phép chuyển - goto

- Phép toán goto: Nếu I là một tập các mục và X là một ký hiệu văn phạm thì $\text{goto}(I, X)$ là bao đóng của tập hợp các mục $A \rightarrow \alpha X \beta$ sao cho $A \rightarrow \alpha \cdot X \beta \in I$
- Cách tính $\text{goto}(I, X)$
 - 1) Tạo một tập $I' = \emptyset$
 - 2) Nếu $A \rightarrow \alpha \cdot X \beta \in I$ thì đưa $A \rightarrow \alpha X \cdot \beta$ vào I' , tiếp tục quá trình này cho đến khi xét hết tập I
 - 3) $\text{Goto}(I, X) = \text{closure}(I')$

3. Phép chuyển - goto

- Ví dụ: Tính goto(I, +), với $I = \{E' \rightarrow E.; E \rightarrow E. + T\}$

- Giải:

- $I' = \emptyset$

- $I' = \{E \rightarrow E+. T\}$

- $\text{Goto}(I, +) = \text{closure}(I') = J$

- $J = \{E \rightarrow E+. T\}$

- Xét $E \rightarrow E+. T$ có $\begin{cases} T \rightarrow T * F \\ T \rightarrow F \end{cases}$. Vậy, thêm $T \rightarrow .T*F$ và $T \rightarrow .F$ vào J

- Xét $T \rightarrow .F$ có $\begin{cases} F \rightarrow (E) \\ F \rightarrow id \end{cases}$. Vậy, thêm $F \rightarrow .(E)$ và $F \rightarrow .id$ vào J

Như vậy, $\text{goto}(I, +) = \text{closure}(I') = J = \{E \rightarrow E+. T; T \rightarrow .T*F; T \rightarrow .F; F \rightarrow .(E); F \rightarrow .id \}$

4. Xây dựng họ các tập mục

- Giải thuật xây dựng họ các tập mục LR(0) của văn phạm G' :

Void Item(G)

{

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

repeat

 For với mỗi tập các mục $I \in C$ và mỗi ký hiệu văn phạm X
 sao cho $\text{goto}(I, X) \neq \emptyset$ và $\text{goto}(I, X) \notin C$

 thì thêm $\text{goto}(I, X)$ vào C

until không còn tập hợp các mục nào có thể thêm vào C

}

4. Xây dựng họ các tập mục

Ví dụ: Xây dựng họ các tập mục cho văn phạm đã được tăng cường sau:

(1) $E' \rightarrow E$

(2) $E \rightarrow E + T \mid T$

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

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

closure($\{E' \rightarrow \bullet E\}$)	$E' \rightarrow \bullet E$ $E \rightarrow \bullet E + T$ $E \rightarrow \bullet T$ $T \rightarrow \bullet T * F$ $T \rightarrow \bullet F$ $F \rightarrow \bullet (E)$ $F \rightarrow \bullet id$	l_0
goto (l_0, E)	$E' \rightarrow E \bullet$ $E \rightarrow E \bullet + T$	l_1
goto (l_0, T)	$E \rightarrow T \bullet$ $T \rightarrow T \bullet * F$	l_2
goto (l_0, F)	$T \rightarrow F \bullet$	l_3
goto ($l_0, ($)	$F \rightarrow (\bullet E)$ $E \rightarrow \bullet E + T$ $E \rightarrow \bullet T$ $T \rightarrow \bullet T * F$ $T \rightarrow \bullet F$ $F \rightarrow \bullet (E)$ $F \rightarrow \bullet id$	l_4

goto (l_0, id)	$F \rightarrow id \bullet$	l_5
goto ($l_1, +$)	$E \rightarrow E + \bullet T$ $T \rightarrow \bullet T * F$ $T \rightarrow \bullet F$ $F \rightarrow \bullet (E)$ $F \rightarrow \bullet id$	l_6
goto ($l_2, *$)	$T \rightarrow T * \bullet F$ $F \rightarrow \bullet (E)$ $F \rightarrow \bullet id$	l_7
goto (l_4, E)	$F \rightarrow (E \bullet)$ $E \rightarrow E \bullet + T$	l_8
goto (l_4, F)		$\equiv l_3$
goto (l_4, T)		$\equiv l_2$
goto ($l_4, ($)		$\equiv l_4$
goto (l_4, id)		$\equiv l_5$

goto (l_6, T)	$E \rightarrow E + T \bullet$ $T \rightarrow T \bullet * F$	l_9
goto (l_6, F)		$\equiv l_3$
goto ($l_6, ($)		$\equiv l_4$
goto (l_6, id)		$\equiv l_5$
goto (l_7, F)	$T \rightarrow T * F \bullet$	l_{10}
goto ($l_7, ($)		$\equiv l_4$
goto (l_7, id)		$\equiv l_5$
goto ($l_8,)$)	$F \rightarrow (E) \bullet$	$\equiv l_{11}$
goto ($l_8, +$)		$\equiv l_6$
goto ($l_9, *$)		$\equiv l_7$

5. Giải thuật xây dựng bảng SLR

- 1) Xây dựng họ các tập mục của G' : $C = \{I_0, I_1, \dots, I_n\}$
- 2) Trạng thái i được xây dựng từ I_i . Các action tương ứng trạng thái i xác định như sau:
 - a) Nếu $A \rightarrow \alpha.a\beta \in I_i$ và $\text{goto}(I_i, a) = I_j$ thì $\text{action}[i, a] = \text{"shift } j\text{"}$, với a là ký hiệu kết thúc.
 - b) Nếu $A \rightarrow \alpha. \in I_i$ thì $\text{action}[i, a] = \text{"reduce } A \rightarrow \alpha\text{"}$, với $a \in \text{Follow}(A)$, và $A \neq S'$
 - c) Nếu $S' \rightarrow S. \in I_i$ thì $\text{action}[i, \$] = \text{"accept"}$

Nếu 1 action đưng độ được sinh ra bởi các luật trên, ta nói văn phạm không phải là SLR(1). Giải thuật thất bại.

- 3) Nếu $\text{goto}(i, A) = I_j$ thì $\text{goto}[i, A] = j$, với A là ký hiệu chưa kết thúc.
- 4) Các ô không được xác định bởi 2 và 3 đều là error.
- 5) Trạng thái khởi đầu của bộ phân tích cú pháp được xây dựng từ tập mục chứa $S' \rightarrow .S$

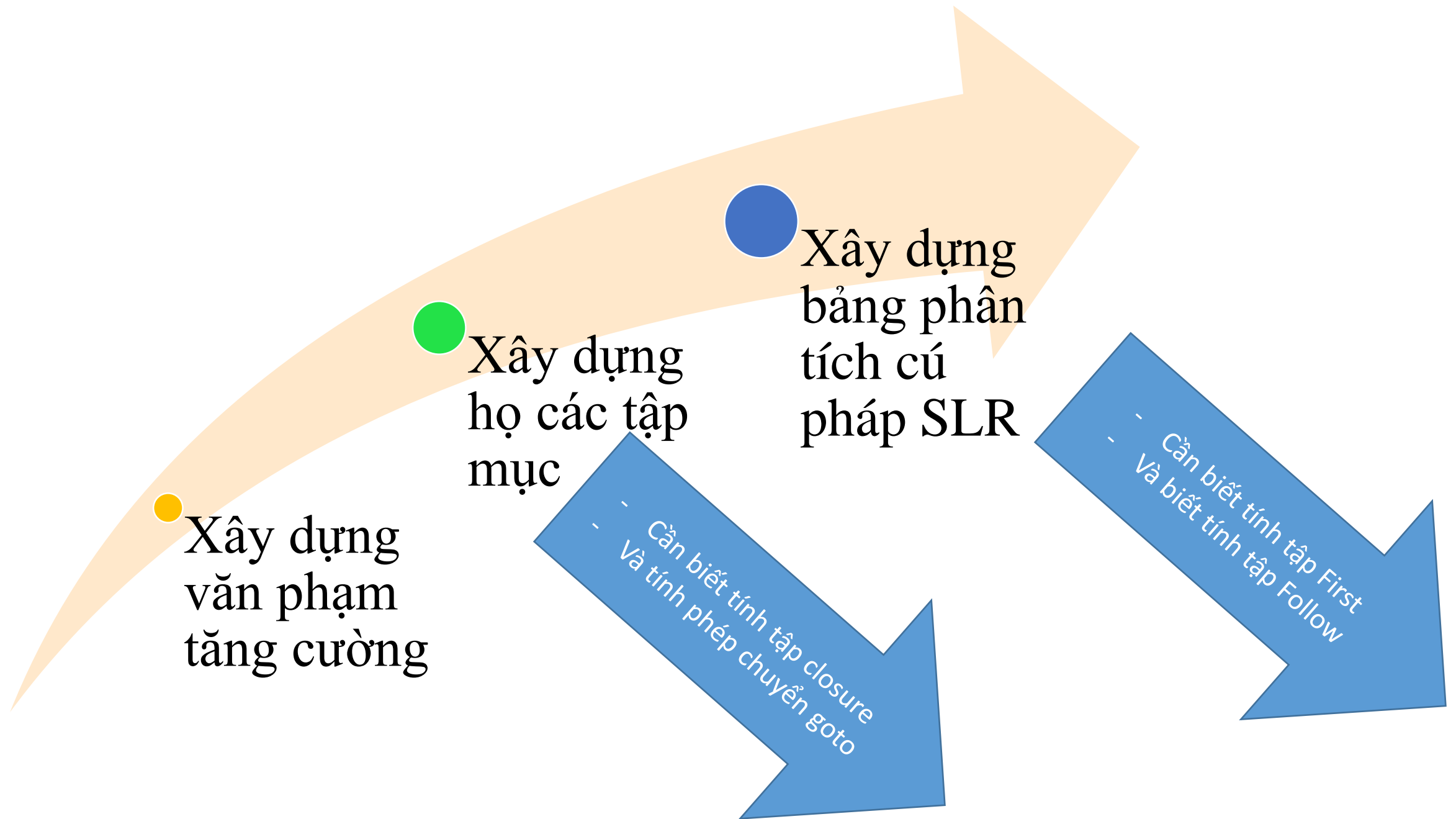
6. Ví dụ

- Hãy xây dựng bảng phân tích cú pháp SLR cho văn phạm sau:

$$(1) E \rightarrow E + T \mid T$$

$$(2) T \rightarrow T * F \mid F$$

$$(3) F \rightarrow (E) \mid \text{id}$$



Tính tập First và Follow

Văn phạm tăng cường:

$$E' \rightarrow E$$

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

$$(2) E \rightarrow T$$

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

$$(4) T \rightarrow F$$

$$(5) F \rightarrow (E)$$

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

Tính First:

$$\text{First}(() = \{ (\}$$

$$\text{First}()) = \{) \}$$

$$\text{First}(\text{id}) = \{ \text{id} \}$$

$$\text{First}(+) = \{ + \}$$

$$\text{First}(*) = \{ * \}$$

$$\text{First}(F) = \{ \text{id}, (\}$$

$$\text{First}(T) = \{ \text{id}, (\}$$

$$\text{First}(E) = \{ \text{id}, (\}$$

Tính Follow:

$$\text{Follow}(E) = \{ \$, +,) \}$$

$$\text{Follow}(T) = \{ \$, +, *,) \}$$

$$\text{Follow}(F) = \{ \$, +, *,) \}$$

Xây dựng họ các tập mục

closure($\{E' \rightarrow \bullet E\}$)	$E' \rightarrow \bullet E$ $E \rightarrow \bullet E + T$ $E \rightarrow \bullet T$ $T \rightarrow \bullet T^* F$ $T \rightarrow \bullet F$ $F \rightarrow \bullet (E)$ $F \rightarrow \bullet id$	I_0	goto ($I_2, *$)	$T \rightarrow T^* \bullet F$ $F \rightarrow \bullet (E)$ $F \rightarrow \bullet id$	I_7
goto (I_0, E)	$E' \rightarrow E \bullet$ $E \rightarrow E \bullet + T$	I_1	goto (I_4, E)	$F \rightarrow (E \bullet)$ $E \rightarrow E \bullet + T$	I_8
goto (I_0, T)	$E \rightarrow T \bullet$ $T \rightarrow T \bullet * F$	I_2	goto (I_4, F)		$\equiv I_3$
goto (I_0, F)	$T \rightarrow F \bullet$	I_3	goto (I_4, T)		$\equiv I_2$
goto ($I_0, ($)	$F \rightarrow (\bullet E)$ $E \rightarrow \bullet E + T$ $E \rightarrow \bullet T$ $T \rightarrow \bullet T^* F$ $T \rightarrow \bullet F$ $F \rightarrow \bullet (E)$ $F \rightarrow \bullet id$	I_4	goto ($I_4, ($)		$\equiv I_4$
goto (I_0, id)	$F \rightarrow id \bullet$	I_5	goto (I_4, id)		$\equiv I_5$
goto ($I_1, +$)	$E \rightarrow E + \bullet T$ $T \rightarrow \bullet T^* F$ $T \rightarrow \bullet F$ $F \rightarrow \bullet (E)$ $F \rightarrow \bullet id$	I_6	goto (I_6, T)	$E \rightarrow E + T \bullet$ $T \rightarrow T \bullet * F$	I_9
			goto (I_6, F)		$\equiv I_3$
			goto ($I_6, ($)		$\equiv I_4$
			goto (I_6, id)		$\equiv I_5$
			goto (I_7, F)	$T \rightarrow T^* F \bullet$	I_{10}
			goto ($I_7, ($)		$\equiv I_4$
			goto (I_7, id)		$\equiv I_5$
			goto ($I_8,)$)	$F \rightarrow (E) \bullet$	$\equiv I_{11}$
			goto ($I_8, +$)		$\equiv I_6$
			goto ($I_9, *$)		$\equiv I_7$

Xây dựng bảng SLR

State	Action						Goto		
	id	+	*	()	\$	E	T	F
0									
1									
2									
3									
4									
5									
6									
7									
8									
9									
10									
11									

Xây dựng bảng SLR

QT 2.a: Nếu $A \rightarrow \alpha \bullet a \beta \in I_i$ và $\text{goto}(I_i, a) = I_j$ thì $\text{action}[i, a] = \text{"shift } j\text{"}$, a là ký hiệu kết thúc

- Xét I_0 có:

(1) $F \rightarrow \bullet (E)$

$\text{Goto}(I_0, () = I_4$

$\rightarrow \text{action}(0, () = S_4$

(2) $F \rightarrow \bullet \text{id}$

$\text{Goto}(I_0, \text{id}) = I_5$

$\rightarrow \text{action}(0, \text{id}) = S_5$

- Xét I_1 có:

(1) $E \rightarrow E \bullet + T$

$\text{Goto}(I_1, +) = I_6$

$\rightarrow \text{action}(1, +) = S_6$

- Xét I_2 có:

(1) $T \rightarrow T \bullet * F$

$\text{Goto}(I_2, *) = I_7$

$\rightarrow \text{action}(2, *) = S_7$

- Xét I_3 không có mục nào thỏa mãn.

.....

$\text{closure}(\{E' \rightarrow \bullet E\})$	$E' \rightarrow \bullet E$ $E \rightarrow \bullet E + T$ $E \rightarrow \bullet T$ $T \rightarrow \bullet T * F$ $T \rightarrow \bullet F$ $F \rightarrow \bullet (E)$ $F \rightarrow \bullet \text{id}$	I_0
$\text{goto}(I_0, E)$	$E' \rightarrow E \bullet$ $E \rightarrow E \bullet + T$	I_1
$\text{goto}(I_0, T)$	$E \rightarrow T \bullet$ $T \rightarrow T \bullet * F$	I_2
$\text{goto}(I_0, F)$	$T \rightarrow F \bullet$	I_3
$\text{goto}(I_0, ()$	$F \rightarrow (\bullet E)$ $E \rightarrow \bullet E + T$ $E \rightarrow \bullet T$ $T \rightarrow \bullet T * F$ $T \rightarrow \bullet F$ $F \rightarrow \bullet (E)$ $F \rightarrow \bullet \text{id}$	I_4
$\text{goto}(I_0, \text{id})$	$F \rightarrow \text{id} \bullet$	I_5

Xây dựng bảng SLR

QT 2.b: Nếu $A \rightarrow \alpha \bullet \in I_i$ thì $\text{action}[i, a] = \text{"reduce } (A \rightarrow \alpha)\text{"}$,
với mọi $a \in \text{FOLLOW}(A)$, $A \neq S'$

- Xét I_0 không có mục nào thỏa mãn.
- Xét I_1 không có mục nào thỏa mãn.
- Xét I_2 có:

$E \rightarrow T \bullet$

$\text{Follow}(E) = \{ \$, +,) \}$

→ $\text{action}(2, \$) = R_2$
 $\text{action}(2, +) = R_2$
 $\text{action}(2,) = R_2$

với $R_2: E \rightarrow T$

- Xét I_3 có:

$T \rightarrow F \bullet$

$\text{Follow}(T) = \{ \$, +, *,) \}$

→ $\text{action}(3, \$) = R_4$
 $\text{action}(3, +) = R_4$
 $\text{action}(3, *) = R_4$
 $\text{action}(3,) = R_4$

với $R_4: T \rightarrow F$

$\text{closure}(\{E' \rightarrow \bullet E\})$	$E' \rightarrow \bullet E$ $E \rightarrow \bullet E + T$ $E \rightarrow \bullet T$ $T \rightarrow \bullet T * F$ $T \rightarrow \bullet F$ $F \rightarrow \bullet (E)$ $F \rightarrow \bullet \text{id}$	I_0
$\text{goto}(I_0, E)$	$E' \rightarrow E \bullet$ $E \rightarrow E \bullet + T$	I_1
$\text{goto}(I_0, T)$	$E \rightarrow T \bullet$ $T \rightarrow T \bullet * F$	I_2
$\text{goto}(I_0, F)$	$T \rightarrow F \bullet$	I_3
$\text{goto}(I_0, ($	$F \rightarrow (\bullet E)$ $E \rightarrow \bullet E + T$ $E \rightarrow \bullet T$ $T \rightarrow \bullet T * F$ $T \rightarrow \bullet F$ $F \rightarrow \bullet (E)$ $F \rightarrow \bullet \text{id}$	I_4
$\text{goto}(I_0, \text{id})$	$F \rightarrow \text{id} \bullet$	I_5

Xây dựng bảng SLR

QT 2.c: Nếu $S' \rightarrow S \bullet \in I_i$ thì $action[i, \$] = \text{"accept"}$.

Có $\{E' \rightarrow E \bullet\} \in I_1 \rightarrow action[1, \$] = \text{"acc"}$

QT 3: Nếu $goto(I_i, A) = I_j$ thì $goto[i, A] = j$,
A là kí hiệu chưa kết thúc

$Goto(I_0, E) = I_1 \rightarrow goto[0, E] = 1$

$Goto(I_0, T) = I_2 \rightarrow goto[0, T] = 2$

$Goto(I_0, F) = I_3 \rightarrow goto[0, F] = 3$

$Goto(I_4, E) = I_8 \rightarrow goto[4, E] = 8$

.....

$closure(\{E' \rightarrow \bullet E\})$	$E' \rightarrow \bullet E$ $E \rightarrow \bullet E + T$ $E \rightarrow \bullet T$ $T \rightarrow \bullet T * F$ $T \rightarrow \bullet F$ $F \rightarrow \bullet (E)$ $F \rightarrow \bullet id$	I_0
$goto(I_0, E)$	$E' \rightarrow E \bullet$ $E \rightarrow E \bullet + T$	I_1
$goto(I_0, T)$	$E \rightarrow T \bullet$ $T \rightarrow T \bullet * F$	I_2
$goto(I_0, F)$	$T \rightarrow F \bullet$	I_3
$goto(I_0, ()$	$F \rightarrow (\bullet E)$ $E \rightarrow \bullet E + T$ $E \rightarrow \bullet T$ $T \rightarrow \bullet T * F$ $T \rightarrow \bullet F$ $F \rightarrow \bullet (E)$ $F \rightarrow \bullet id$	I_4
$goto(I_0, id)$	$F \rightarrow id \bullet$	I_5

Xây dựng bảng SLR

(1) $E \rightarrow E + T$

(2) $E \rightarrow T$

(3) $T \rightarrow T * F$

(4) $T \rightarrow F$

(5) $F \rightarrow (E)$

(6) $F \rightarrow id$

State	Action						Goto		
	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
5		r ₆	r ₆		r ₆	r ₆			
6	s ₅			s ₄				9	3
7	s ₅			s ₄					10
8		s ₆			s ₁₁				
9		r ₁	s ₇		r ₁	r ₁			
10		r ₃	r ₃		r ₃	r ₃			
11		r ₅	r ₅		r ₅	r ₅			

Thank you
for
watching