CHƯƠNG TRÌNH DỊCH

Bài 14: Phân Tích LR & Các Bộ Tự Động Sinh Parser

Nội dung

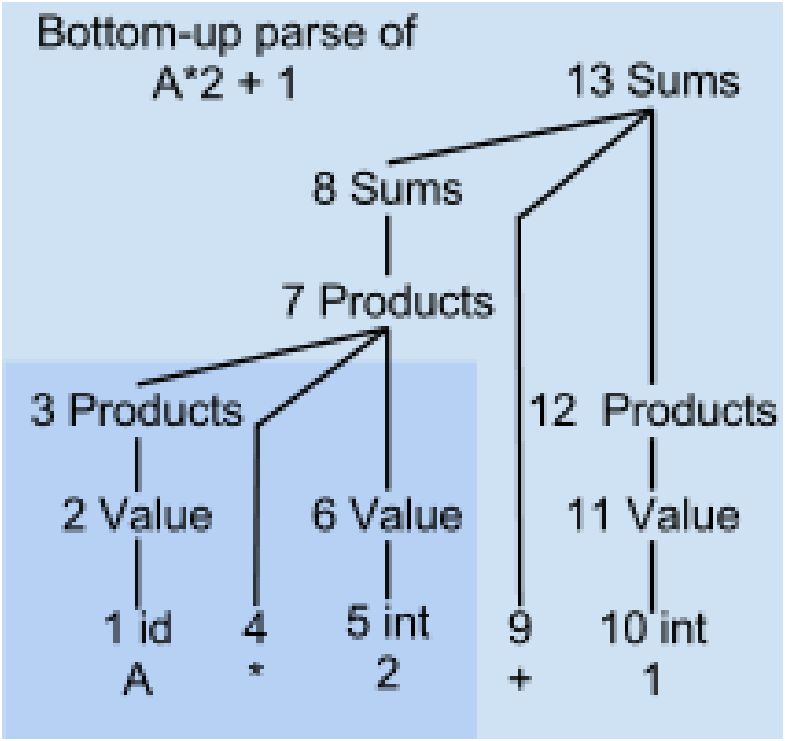
1. Bộ phân tích kiểu gạt-thu (shift-reduce)
2. Máy phân tích cú pháp LR
3. Văn phạm họ LR
   - CLOSURE và GOTO
   - Đồ thị LR(0)
   - SLR
4. Đánh giá về phân tích LR
5. Các bộ tự động sinh parser
6. Bài tập

Phần 1

Bộ phân tích kiểu gạt-thu (shift-reduce)

Bộ phân tích kiểu gạt-thu

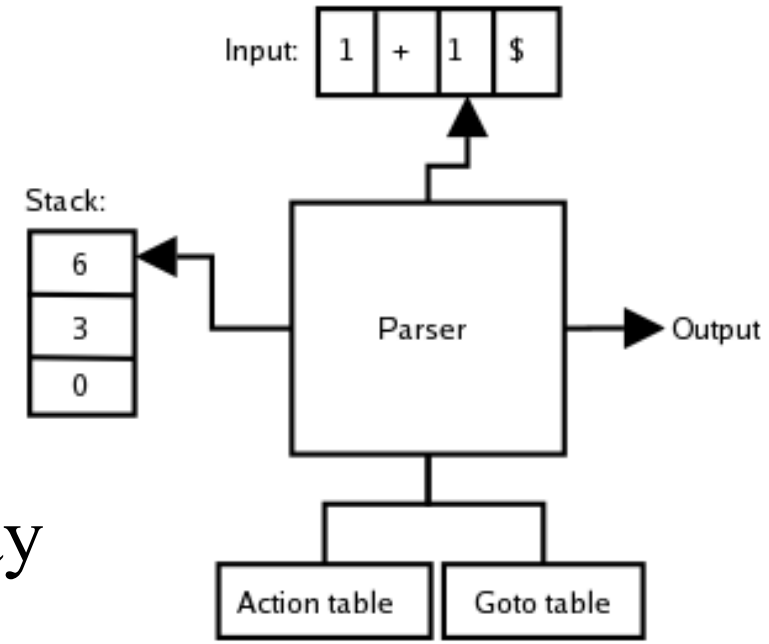
- Cách làm việc xuất phát từ việc quan sát hoạt động của phân tích bottom-up
- Bắt đầu từ nút lá phải nhất
- Thu gọn dần về nút gốc
- Chỉ 2 kiểu hoạt động chính:
  - Gạt (shift)
  - Thu (reduce)
- Shift: lấy kí hiệu tiếp theo



- Reduce: thu gọn nhánh thành một kí hiệu trung gian

Bộ phân tích kiểu gạt-thu

- Là một dạng automat làm việc theo bảng phương án (đã được đề cập tới trong bài trước)
- Vấn đề: xây dựng bảng phương án như thế nào
  - Khi nào thì shift
  - Khi nào thì reduce
  - Còn hoạt động nào khác?
  - Có trạng thái bị tranh chấp?
- Hoạt động của stack ra sao?
- Ý nghĩa các trạng thái của máy

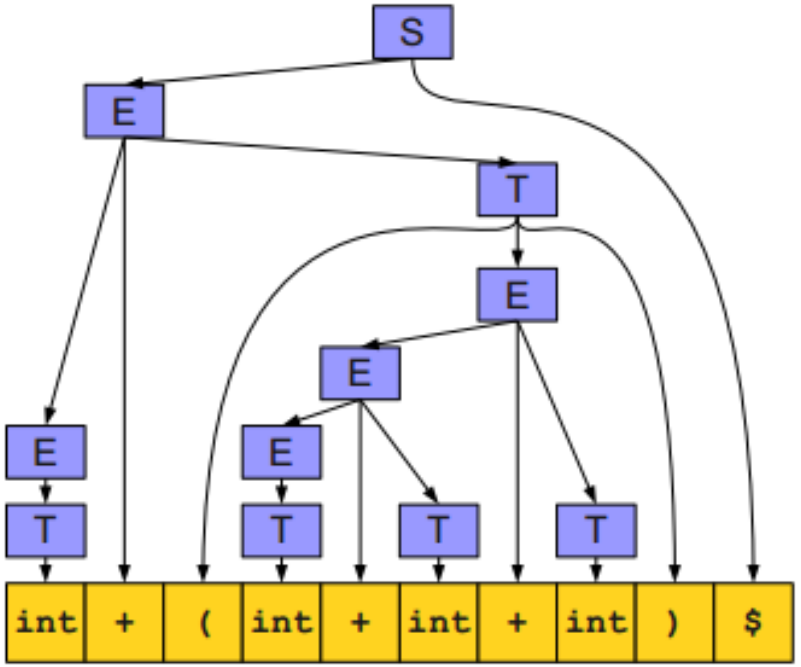


Ví dụ về bộ phân tích gạt-thu

Grammar:

$$
\begin{aligned}
S &\rightarrow E\$ \\
E &\rightarrow T \\
E &\rightarrow E + T \\
T &\rightarrow \textbf{int} \\
T &\rightarrow (E)
\end{aligned}
$$

$int + (int + int + int)$



Ví dụ về bộ phân tích gạt-thu

Grammar:

$$
\begin{aligned}
S &\rightarrow E \\
E &\rightarrow T \\
E &\rightarrow E + T \\
T &\rightarrow \textbf{int} \\
T &\rightarrow (E)
\end{aligned}
$$

$$
\begin{aligned}
&int + (int + int + int)\$ \\
&T + (int + int + int)\$ \\
&E + (int + int + int)\$ \\
&E + (T + int + int)\$ \\
&E + (E + int + int)\$ \\
&E + (E + T + int)\$ \\
&E + (E + int)\$ \\
&E + (E + T)\$ \\
&E + (E)\$ \\
&E + T\$ \\
&E\$ \\
&S
\end{aligned}
$$

Ví dụ về bộ phân tích gạt-thu

Grammar:

$$E \rightarrow E + T | T$$
$$T \rightarrow T * F | F$$
$$F \rightarrow (E) | \textbf{id}$$

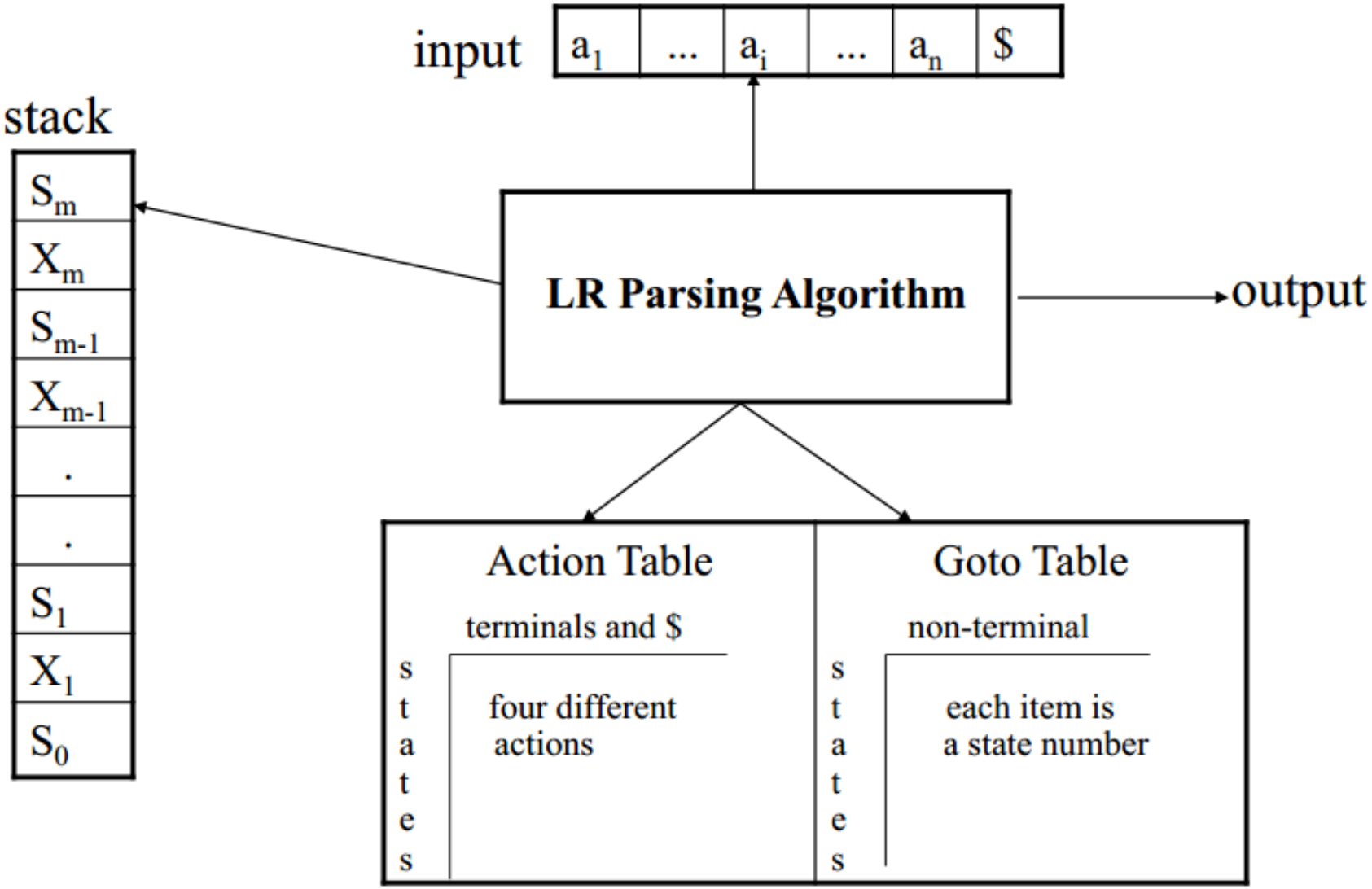
Bottum-up parsing of $id + id * id$

Left substring	Right substring	Action
\$	$id + id * id\$$	Shift
\$*id*	$+id * id\$$	Reduce by $F \rightarrow$ **id**
\$*F*	$+id * id\$$	Reduce by $T \rightarrow F$
\$*T*	$+id * id\$$	Reduce by $E \rightarrow T$
\$*E*	$+id * id\$$	Shift
\$*E*+	$id * id\$$	Shift
\$*E* + *id*	$*id\$$	Reduce by $F \rightarrow$ **id**
\$*E* + *F*	$*id\$$	Reduce by $T \rightarrow F$
\$*E* + *T*	$*id\$$	Shift
\$*E* + *T*∗	$id\$$	Shift
\$*E* + *T* ∗ *id*	\$	Reduce by $F \rightarrow$ **id**
\$*E* + *T* ∗ *F*	\$	Reduce by $T \rightarrow T * F$
\$*E* + *T*	\$	Reduce by $E \rightarrow E + T$
\$*E*	\$	Accept

Phần 2

Máy phân tích cú pháp LR

Cấu trúc của máy phân tích LR



Cấu trúc của máy phân tích LR

- Máy phân tích LR là một cặp (STACK, INPUT)
  - Trạng thái ban đầu (s_0, $a_1a_2…a_n$\$)
  - Trạng thái trung gian ($s_0X_1s_1…X_ms_m$, $a_ia_{i+1}…a_n$\$)
  - Trạng thái kết thúc thành công (s_0Ss_1, \$)
- Bảng phương án gồm 2 phần
  - Bảng action: ACTION[s, a] với s là một trạng thái và a là một terminal, giá trị trong bảng chỉ có thể là 1 trong 4 hành động gạt (shift), thu (reduce), nhận (accept), lỗi (error)
  - Bảng goto: GOTO[s, A] với s là một trạng thái và A là một non-terminal, chỉ ra cách dịch chuyển trạng thái

Bảng ACTION

1. Shift s: đẩy kí hiệu input và trạng thái s vào stack

   $(s_0X_1s_1\ldots X_ms_m, a_ia_{i+1}\ldots a_n\$) \rightarrow (s_0X_1s_1\ldots X_ms_ma_is, a_{i+1}\ldots a_n\$)$

2. Reduce k: thu gọn bởi luật thứ k ($A \rightarrow \beta$), $r = |\beta|$
   - Lấy 2r kí hiệu ra khỏi stack: $(s_0X_1s_1\ldots X_ms_m, a_ia_{i+1}\ldots a_n\$) \rightarrow (s_0X_1s_1\ldots X_{m-r}s_{m-r}, a_{i+1}\ldots a_n\$)$
   - Đẩy vào stack A và $s = GOTO[s_{m-r}, A]$:

     $(s_0X_1s_1\ldots X_{m-r}s_{m-r}, a_ia_{i+1}\ldots a_n\$) \rightarrow$

     $(s_0X_1s_1\ldots X_ms_mAs, a_{i+1}\ldots a_n\$)$
   - Ghi nhận phát sinh luật $A \rightarrow \beta$

3. Accept: phân tích thành công
4. Error: phân tích phát hiện lỗi

Ví dụ hoạt động của máy LR

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**

	Action Table						Goto Table		
state	**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			

Ví dụ hoạt động của máy LR

stack	input	action	output
0	id*id+id$	shift 5	
0id5	*id+id$	reduce by F→id	F→id
0F3	*id+id$	reduce by T→F	T→F
0T2	*id+id$	shift 7	
0T2*7	id+id$	shift 5	
0T2*7id5	+id$	reduce by F→id	F→id
0T2*7F10	+id$	reduce by T→T*F	T→T*F
0T2	+id$	reduce by E→T	E→T
0E1	+id$	shift 6	
0E1+6	id$	shift 5	
0E1+6id5	$	reduce by F→id	F→id
0E1+6F3	$	reduce by T→F	T→F
0E1+6T9	$	reduce by E→E+T	E→E+T
0E1	$	accept	

Phần 3

Văn phạm họ LR

Văn phạm họ LR

- Việc chính là làm thế nào để xây dựng bảng phương án? Có nhiều thuật toán làm việc này
- LR(0): thuật toán cơ bản, mọi thuật toán LR đều dựa trên nó
- SLR (Simple LR): cải tiến một chút từ LR(0), mạnh hơn, dễ cài đặt
- LR(1): còn gọi là LR chính tắc ~ Canonical LR, sử dụng cho nhiều loại văn phạm, kích cỡ bảng rất lớn
- LALR(1): cân bằng giữa SLR và LR, đủ dùng cho hầu hết các văn phạm nhân tạo

Khái niệm cơ sở

- Để dễ dàng cho việc thực thi automat, ta bổ sung thêm luật S' → S vào tập luật
- Khái niệm LR(0) item: một luật đang được phân tích dở, sử dụng dấu chấm (.) để ngăn giữa phần trước và phần sau (tương tự như thuật toán Earley)
- Luật S → ABC sẽ có 4 item:
  1. S → .ABC
  2. S → A.BC
  3. S → AB.C
  4. S → ABC.

Closure(I) – bao đóng của I

CLOSURE(I)
  repeat
    for any item $A \to \alpha.X\beta$ in I
      for any production $X \to \gamma$
        $I = I \cup \{X \to .\gamma\}$
  until I does not change
  return I

Example:

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

$$\text{CLOSURE}(\{E' \to .E\}) = \{E' \to .E,\ E \to .E + T,\ E \to .T,\ T \to .T * F,\ T \to .F,\ F \to .(E),\ F \to .\ \textbf{id}\ \}$$

GOTO(I, X) – hàm chuyển

$\textsc{Goto}(I, X)$

Set J to the empty set
for any item $A \to \alpha.X\beta$ in I
$J = J \bigcup \{A \to \alpha X.\beta\}$
return $\textsc{closure}(J)$

Example:

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

$I_0 = \{E' \to .E,$
$E \to .E + T$
$E \to .T$
$T \to .T * F$
$T \to .F$
$F \to .(E)$
$F \to .$ **id** $\}$

$\textsc{goto}(I_0, E) = \{E' \to E., E \to E. + T\}$
$\textsc{goto}(I_0, T) = \{E \to T., T \to T. * F\}$
$\textsc{goto}(I_0, F) = \{T \to F.\}$
$\textsc{goto}(I_0, '(') = \textsc{Closure}(\{F \to (.E)\})$
$= \{F \to (.E)\} \cup (I_0 \setminus \{E' \to E\})$
$\textsc{goto}(I_0, \text{id}) = \{F \to \text{id}.\}$

Xây dựng đồ thị LR(0)

Initialize T to {**Closure**($\{S' \rightarrow .S\$\}$)}
Initialize E to empty.
repeat
  for each state I in T
    for each item $A \rightarrow \alpha.X\beta$ in I
      let J be **Goto**(I, X)
      $T \leftarrow T \cup \{J\}$
      $E \leftarrow E \cup \{I \xrightarrow{X} J\}$
until E and T did not change in this iteration

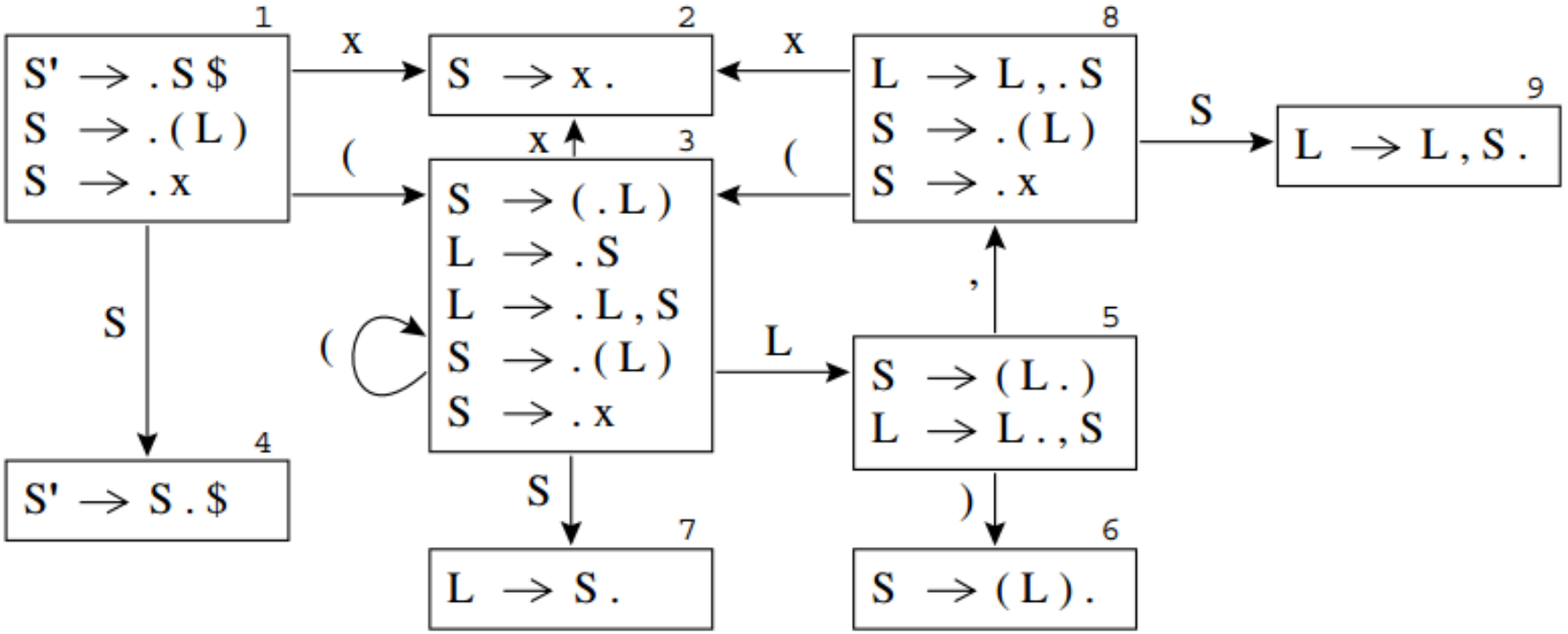
$R \leftarrow \{\}$
for each state I in T
  for each item $A \rightarrow \alpha.$ in I
    $R \leftarrow R \cup \{(I, A \rightarrow \alpha)\}$

- Có cạnh I đến J là X
  - X là terminal: (I, X) = shift J
  - X là non-terminal: (I, X) = goto J
  - Nếu X = $: accept
- Nếu state chứa A → β. thì điền reduce vào mọi ô trên dòng

Ví dụ

$S' \rightarrow S\ \$$ $S \rightarrow (\ L\ )$ $S \rightarrow x$

$L \rightarrow S$ $L \rightarrow L\ ,\ S$



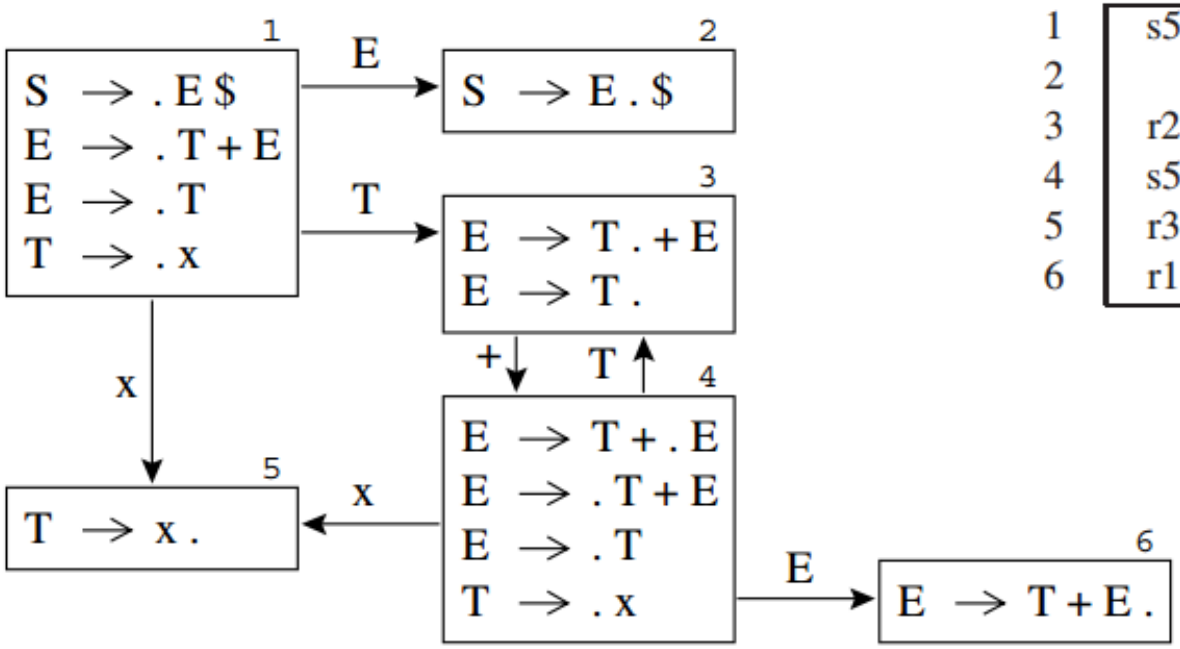
Ví dụ

	(	)	x	,	$	*S*	*L*
1	s3		s2			g4	
2	r2	r2	r2	r2	r2		
3	s3		s2			g7	g5
4					a		
5		s6		s8			
6	r1	r1	r1	r1	r1		
7	r3	r3	r3	r3	r3		
8	s3		s2			g9	
9	r4	r4	r4	r4	r4		

SLR

$S' \rightarrow E\ \$$ $E \rightarrow T + E$

$E \rightarrow T$ $T \rightarrow x$



	x	+	$	E	T
1	s5			g2	g3
2			a		
3	r2	s4,r2	r2		
4	s5			g6	g3
5	r3	r3	r3		
6	r1	r1	r1		

SLR

- SLR sửa đổi lại cách tính reduce, chỉ sử dụng reduce cho những tình huống X thuộc FOLLOW(A)
- Chú ý: có nhiều loại xung đột, phương pháp SLR chỉ sửa được một phần rất nhỏ
  - Xung đột giữa shift và reduce
  - Xung đột giữa reduce và reduce

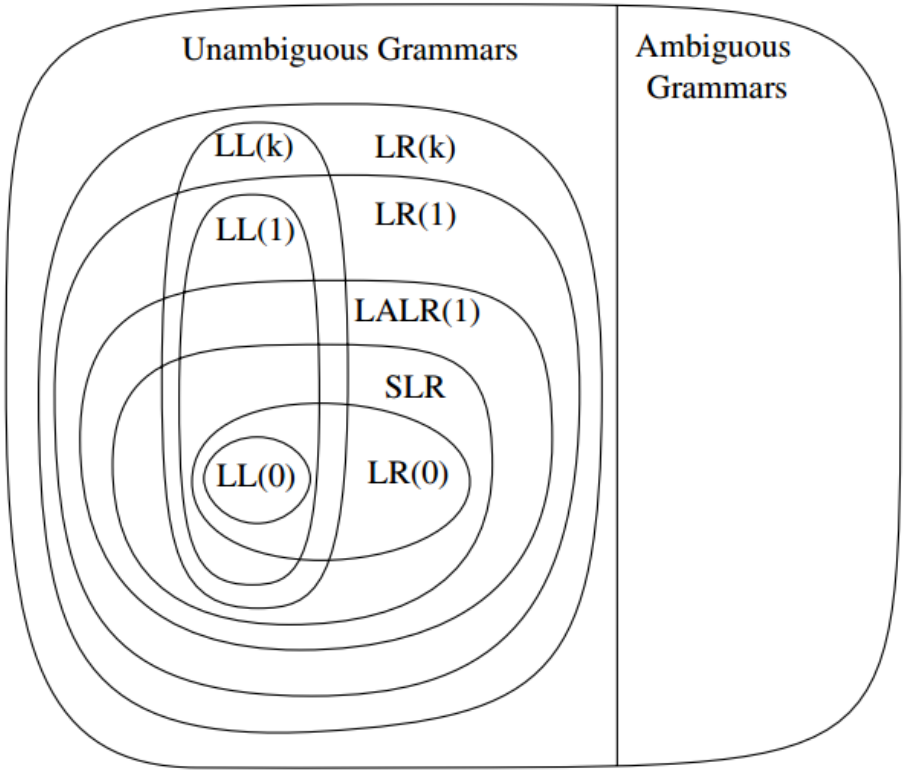
$R \leftarrow \{\}$
for each state I in T
  for each item $A \rightarrow \alpha.$ in I
    for each token X in FOLLOW(A)
      $R \leftarrow R \cup \{(I,\ X,\ A \rightarrow \alpha)\}$

Phần 4

Đánh giá về phân tích LR

Đánh giá về phân tích LR

- Phân tích LR không đủ mạnh cho văn phạm CFG
- Nhưng đủ mạnh cho hầu hết ngôn ngữ nhân tạo
  - LR(0): là hạt nhân
  - SLR: đơn giản, yếu
  - LALR(1): tạm đủ dùng
  - LR(1): bảng quá to
  - LR(k): quá phức tạp
- Nhanh ~ tuyến tính
- Rất nhiều biến thể
- GLR ~ Earley



Phần 5

Các bộ tự động sinh parser

Các bộ tự động sinh parser

- Với cách tiếp cận xây dựng automat tất định: cho trước văn phạm G, ta có thể tạo một bảng phân tích riêng của G, bảng phân tích này chỉ cần tạo một lần và cố định đối với văn phạm G
- Các bộ parser generator tự động hóa việc xây dựng các bộ phân tích văn phạm:
  - Người dùng định nghĩa văn phạm G
  - Thiết lập các xử lý cần thực hiện khi hoàn thành câu
  - Phần mềm phân tích G, tự sinh bảng phương án
  - Phần mềm tự sinh mã bộ phân tích, chèn những đoạn xử lý vào các vị trí thích hợp

Các bộ tự động sinh parser

- Hầu hết các parser generator sinh bảng LALR(1)
  - Bảng này đủ tốt để xử lý hầu hết các ngôn ngữ nhân tạo
  - Bảng kích thước không quá lớn (với ngôn ngữ C, bảng LR(1) có khoảng 10000 trạng thái, bảng LALR chỉ có khoảng 350 trạng thái)
- Parser generator đầu tiên là META II (1960)
- Nổi tiếng nhất: YACC (1975, mã C)
- Sinh mã Java: SableCC
- Sinh mã C#, giao diện trực quan: GOLD Parser (***yêu cầu tìm hiểu phần mềm này như là bài tập***)

Phần 6

Bài tập

Bài tập

1. *Cho văn phạm G:*

   $S \rightarrow AS \mid b \qquad A \rightarrow SA \mid a$

   - *Xây dựng bộ các tập item LR(0) cho văn phạm này*
   - *Xây dựng bảng phân tích cú pháp bằng thuật toán SLR*

2. *Cho văn phạm G:*

   $E \rightarrow E + T \mid T$

   $T \rightarrow T\ F \mid F$

   $F \rightarrow F * \mid a \mid b$

   - *Xây dựng bộ các tập item LR(0) cho văn phạm này*
   - *Xây dựng bảng phân tích cú pháp bằng thuật toán SLR*