Teoría de Lenguajes
2dos Parciales (y recuperatorios) Resueltos

Sebastián Taboh

17 de junio de 2018

Este apunte contiene soluciones a segundos parciales y recuperatorios de la materia Teoría de Lenguajes.

Este documento fue creado cuando cursé en el 2017, en caso de encontrar errores, por favor comunicarlo por mail a sebi_282@hotmail.com.

Índice

2015 C2 Recuperatorio

Ejercicio 1

(30 pts) La siguiente gramática representa un fragmento de las expresiones de la lógica proposicional: $G_1 = \langle \{E\}, \{p, \to, \vee, \neg, (,)\}, E, P \rangle$, con P:

$$E \longrightarrow E \to E \mid E \vee E \mid \neg E \mid p \mid (E)$$

(a) Dar su tabla SLR, señalando todos los conflictos que tenga.

Primero aumentamos la gramática. Queda $G_1' = \langle \{E', E\}, \{p, \to, \vee, \neg, (,)\}, E', P' \rangle$, con P':

$$\begin{aligned} E' &\longrightarrow E \\ E &\longrightarrow E \to E \mid E \vee E \mid \neg E \mid p \mid (E) \end{aligned}$$

Ahora armamos el autómata con los conjuntos de ítems LR(0).

Estado 0:

$$\begin{aligned} E' &\longrightarrow \cdot E \\ E &\longrightarrow \cdot E \to E \\ E &\longrightarrow \cdot E \vee E \\ E &\longrightarrow \cdot \neg E \\ E &\longrightarrow \cdot p \\ E &\longrightarrow \cdot (E) \end{aligned}$$

Estado 1:

$$\begin{aligned} E' &\longrightarrow E \cdot \\ E &\longrightarrow E \cdot \to E \\ E &\longrightarrow E \cdot \vee E \end{aligned}$$

Estado 2:

$$\begin{aligned} E &\longrightarrow \neg \cdot E \\ &- - - - \\ E &\longrightarrow \cdot E \to E \\ E &\longrightarrow \cdot E \vee E \\ E &\longrightarrow \cdot \neg E \\ E &\longrightarrow \cdot p \\ E &\longrightarrow \cdot (E) \end{aligned}$$

Estado 3:

$$E \longrightarrow p \cdot$$

Estado 4:

$$E \longrightarrow (\cdot E)$$
$$- - - -$$
$$E \longrightarrow \cdot E \to E$$
$$E \longrightarrow \cdot E \vee E$$
$$E \longrightarrow \cdot \neg E$$
$$E \longrightarrow \cdot p$$
$$E \longrightarrow \cdot (E)$$

Estado 5:

$$E \longrightarrow E \to \cdot E$$
$$- - - -$$
$$E \longrightarrow \cdot E \to E$$
$$E \longrightarrow \cdot E \vee E$$
$$E \longrightarrow \cdot \neg E$$
$$E \longrightarrow \cdot p$$
$$E \longrightarrow \cdot (E)$$

Estado 6:

$$E \longrightarrow E \vee \cdot E$$
$$- - - -$$
$$E \longrightarrow \cdot E \to E$$
$$E \longrightarrow \cdot E \vee E$$
$$E \longrightarrow \cdot \neg E$$
$$E \longrightarrow \cdot p$$
$$E \longrightarrow \cdot (E)$$

Estado 7:

$$E \longrightarrow \neg E \cdot$$
$$E \longrightarrow E \cdot \to E$$
$$E \longrightarrow E \cdot \vee E$$

Estado 8:

$$E \longrightarrow (E \cdot)$$
$$E \longrightarrow E \cdot \to E$$
$$E \longrightarrow E \cdot \vee E$$

Estado 9:

$$E \longrightarrow E \to E \cdot$$
$$E \longrightarrow E \cdot \to E$$
$$E \longrightarrow E \cdot \vee E$$

Estado 10:

$$E \longrightarrow E \vee E\cdot$$
$$E \longrightarrow E\cdot \rightarrow E$$
$$E \longrightarrow E \cdot \vee E$$

Estado 11:

$$E \longrightarrow (E)\cdot$$

Recordemos que SLR(1) sólo reduce para los símbolos en Siguientes de ese no terminal. Así, hay que calcular Siguientes para cada no terminal.

NT	Siguientes
E'	$\{\$\}$
E	$\{\rightarrow, \$, \vee,)\}$

Estado	Action							GoTo
	p	$\rightarrow$	$\vee$	$\neg$	(	)	\$	E
0	s3			s2	s4			1
1		s5	s6				accept	
2	s3			s2	s4			7
3		r(4)	r(4)			r(4)	r(4)	
4	s3			s2	s4			8
5	s3			s2	s4			9
6	s3			s2	s4			10
7		s5/r(3)	s6/r(3)			r(3)	r(3)	
8		s5	s6			s11		
9		s5/r(1)	s6/r(1)			r(1)	r(1)	
10		s5/r(2)	s6/r(2)			r(2)	r(2)	
11		r(5)	r(5)			r(5)	r(5)	

$\text{r}(1) = \text{r}(E \longrightarrow E \rightarrow E)$
$\text{r}(2) = \text{r}(E \longrightarrow E \vee E)$
$\text{r}(3) = \text{r}(E \longrightarrow \neg E)$
$\text{r}(4) = \text{r}(E \longrightarrow p)$
$\text{r}(5) = \text{r}(E \longrightarrow (E))$

(b) Resolver los conflictos eligiendo en cada caso una de las entradas de la gramática de manera que el árbol de derivación resultante respete las siguientes reglas de precedencia y asociatividad: la negación tiene mayor precedencia que la disyunción, que es asociativa a izquierda y tiene mayor precedencia que la implicación, que es asociativa a derecha.

Si la negación tiene mayor precedencia que la disyunción significa que si se puede reducir $\neq E$ a E o shiftear por un $\vee$, la reducción de la negación se tiene que dar antes que el shifteo. Es decir, tiene que ocurrir la primera. Esto resuelve el conflicto de (7, $\vee$).

El de (10,$\vee$) se resuelve porque la disyunción es asociativa a izquierda, o sea que tiene más prioridad reducir $E \vee E$ a E que shiftear por leer otro $\vee$.

La mayor precedencia de la disyunción sobre la implicación indica que si se puede reducir $E \vee E$ a E o shiftear por leer $\rightarrow$, debe darse la primera: resuelve el conflicto (10, $\rightarrow$). También establece que si se puede reducir $E \rightarrow E$ a E o shiftear por leer $\vee$ debe darse la segunda, lo que define la entrada de (9, $\vee$).

La precedencia a derecha de $\rightarrow$ nos dice cómo resolver el conflicto de (9, $\rightarrow$).

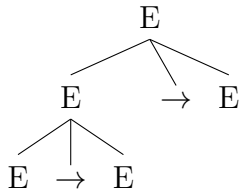
Además, por transitividad la negación tiene mayor precedencia que la implicación, por lo que se resuelve el conflicto (7, $\rightarrow$).

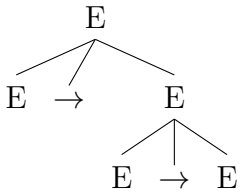
Estado	Action							GoTo
	p	$\rightarrow$	$\vee$	$\neg$	(	)	\$	E
0	s3			s2	s4			1
1		s5	s6				accept	
2	s3			s2	s4			7
3		r(4)	r(4)			r(4)	r(4)	
4	s3			s2	s4			8
5	s3			s2	s4			9
6	s3			s2	s4			10
7		r(3)	r(3)			r(3)	r(3)	
8		s5	s6			s11		
9		s5	s6			r(1)	r(1)	
10		r(2)	r(2)			r(2)	r(2)	
11		r(5)	r(5)			r(5)	r(5)	

Ejercicio 2

(35 pts) Dar una gramática extendida que genere $L(G_1)$ y sea ELL(1).
Dar su parser iterativo-recursivo.

Primero notemos que esta gramática es ambigua dado que existe una cadena con más de un árbol de derivación. Por ejemplo, $p \rightarrow p \rightarrow p$.





Es importante recordar que eliminar la recursión o factorizar NUNCA van a desambiguar una gramática.

Por otra parte, dado que lo que piden es una gramática extendida, tampoco es útil usar la técnica de eliminación de la recursión a izquierda. Lo que hay que hacer es remplazar la recursión por iteración.

Entonces, lo primero es desambiguar la gramática. Podemos aprovechar que en el Ejercicio 1 nos dieron reglas de precedencia y asociatividad, aunque no es obligatorio seguirlas para este ejercicio.

Siguiendo esas reglas una gramática no ambigua posible es:

$$E \longrightarrow D \rightarrow E \mid D$$
$$D \longrightarrow D \vee A \mid A$$
$$A \rightarrow \neg A \mid p \mid (E)$$

Ahora que tenemos una gramática no ambigua podemos convertirla en extendida ELL(1). Para E podemos factorizar:

$$E \longrightarrow D(\rightarrow E)?$$

y para D convertir recursión en iteración:

$$D \longrightarrow A(\vee A)^*$$

A queda como está.

Finalmente obtenemos

```
Proc Main()
   E();
   match('$');
   accept();
End

Proc E()
   D();
   if(tc == '->'){
      match('->');
      E();
   }
End

Proc D()
   A();
   while(ct == 'v') {
      match('v');
      A();
   }
End
```

```
Proc A()
   if(ct == '!') {
      match('!');
      A();
   }
   elseif(ct == 'p'){
      match('p');
   }
   elseif(ct == '('){
      match('(');
      E();
      match(')');
   }
   else{
      error();
   }
End
```

2017 C1 Parcial

Teoría de Lenguajes - Segundo Parcial

Primer cuatrimestre de 2017

Hacer cada ejercicio en hojas separadas.
Poner nombre, número de orden y número de página en cada ejercicio.
Justificar todas las respuestas.
El examen es a libro (no electrónico) abierto.
Se aprueba con 65 puntos.

1. **(30 pts)** Sea G_1 una gramática libre de contexto extendida,
   $G_1 = \langle \{S, C, D\}, \{\texttt{a}, \texttt{b}, \texttt{c}, \texttt{d}, \texttt{,}, \}, S, P_1 \rangle$, con P_1:

$$\begin{array}{lcl} S & \to & (\texttt{ab}C \mid \texttt{ac}D)^*\texttt{a} \\ C & \to & \texttt{c}(\texttt{,}\texttt{c})^* \\ D & \to & \texttt{d}(\texttt{d?})^* \end{array}$$

   a) ¿Es G_1 ELL(1)? Si no, dar una gramática G_1' que sí lo sea, tal que $\mathcal{L}(G_1') = \mathcal{L}(G_1)$.
   b) Dar el parser recursivo-iterativo para la gramática ELL(1).

2. **(40 pts)** Dada la gramática G_2, en la que se definen algunas operaciones con listas, se desea realizar una traducción dirigida por sintaxis que imprima la evaluación de la expresión dada.
   $G_2 = \langle \{S, L, L', L'', C, C', P, V\}, \{\texttt{function}, \texttt{(}, \texttt{)}, \texttt{[}, \texttt{]}, \{, \}, \texttt{,}, \texttt{var}, \texttt{num}\}, S, P_2 \rangle$, con P_2:

$$\begin{array}{lcl} S & \to & \texttt{function(}L\texttt{)} \mid L \\ L & \to & C\ \texttt{[}L'\texttt{]} \\ L' & \to & L'' \mid \lambda \\ L'' & \to & V\texttt{,}\ L'' \mid V \\ C & \to & \{C'\} \mid \lambda \\ C' & \to & P\texttt{,}\ C' \mid P \\ P & \to & \texttt{(var, num)} \\ V & \to & \texttt{num} \mid \texttt{var} \mid \texttt{(num, num)} \end{array}$$

   El token `function` tiene un atributo `name`, que indica la función a evaluar:

   - compress: que, dada una lista, obtiene la versión comprimida de la misma. Por ejemplo, `compress([1,3,3,5,5,5,3])` $\rightsquigarrow$ `[1,(3,2),(5,3),3]`,
   - expand: que, dada una lista, obtiene la versión expandida de la misma. Por ejemplo, `expand([(2,8),3,10])` $\rightsquigarrow$ `[2,2,2,2,2,2,2,3,10]`,
   - max: que obtiene el máximo valor[1] de una lista, comprimida o no. Por ejemplo, `max([9,10,-1])` $\rightsquigarrow$ `10`, `max([9, 13, (14,10)])` $\rightsquigarrow$ `14`

   Las listas pueden contener variables, por lo que hay un contexto de variables, opcional, donde constan variables y su valor. Todas las variables deben tener un valor asignado para que se pueda evaluar una expresión.
   Por ejemplo: `{(x,3),(y,1)}[3,x,34,x,5]` $\rightsquigarrow$ `[3,3,34,3,5]`, `{(z,3)}[]` $\rightsquigarrow$ `[]`,
   `compress({(y,8),(x,8),(z,3)}[x,y,z])` $\rightsquigarrow$ `[(8,2),3]`,
   `{(x,3)}[x,x,y]` $\rightsquigarrow$ `ERROR ('y' sin definir)`,
   `max({(x,1)}[8,z])` $\rightsquigarrow$ `ERROR ('z' sin definir)`.

3. **(30 pts)** Sea $G_3 = \langle \{D, R, T, V\}, \{\texttt{vname}, \texttt{;}, \texttt{=}, \texttt{int}, \texttt{string}, \texttt{bool}, \texttt{literal}\}, D, P_3 \rangle$, con P_3:

$$\begin{array}{lcl} D & \to & T\ \texttt{vname}\ R\texttt{;} \\ R & \to & \texttt{=}\ V \mid R\ R \mid \lambda \\ T & \to & \texttt{int} \mid \texttt{string} \mid \texttt{bool} \\ V & \to & \texttt{vname} \mid \texttt{literal} \end{array}$$

   a) Dar la tabla SLR correspondiente.
   b) ¿Es G_3 SLR? Si no, indicar cómo podría/n resolverse el/los conflictos existentes sin modificar la gramática, en caso de ser posible, y justificar.

[1] Si la lista está vacía, el máximo es `null`

Ejercicio 1

G_1 = GLC extendida.

$G_1 = \langle \{S, C, D\}, \{a, b, c, d, \}, S, P_1 \rangle$

P_1 : $S \rightarrow (abC \mid acD)^* a$

$C \rightarrow c\,(,c)^*$

$D \rightarrow d\,(d?)^*$

a) Para ver si G_1 es ELL(1) vamos a ver si su derivada es LL(1).
Su derivada es:

$S \rightarrow A_1\, a$
$A_1 \rightarrow A_2\, A_1 \mid \lambda$
$A_2 \rightarrow A_3 \mid A_4$
$A_3 \rightarrow abC$
$C \rightarrow cA_5$
$A_5 \rightarrow ,cA_5 \mid \lambda$
$A_4 \rightarrow acD$
$D \rightarrow dA_6$
$A_6 \rightarrow A_7\, A_6 \mid \lambda$
$A_7 \rightarrow d \mid \lambda$

$SD(A_7 \rightarrow \lambda) = Siguientes(A_7)$
$= Primeros(A_6) \cup Siguientes(A_6)$
$= Primeros(A_7) \cup Siguientes(D)$
$= \{d\} \cup Siguientes(A_4)$
$= \{d\} \cup Siguientes(A_2)$.
$= \{d\} \cup (Primeros(A_1) \cup Siguientes(A_1))$
$= \{d\} \cup (Primeros(A_2) \cup \{a\})$
$= \{d\} \cup (Primeros(A_3) \cup Primeros(A_4)) \cup \{a\}$
$= \{d\} \cup \{a\}$.

$SD(A_7 \to d) = \{d\}$.

No es LL(1) ya que

$SD(A_7 \to \lambda) \cap SD(A_7 \to d) = \{d\}$.

Así, G_1 no es LL(1).

Vamos a probar con la gramática

$$G_1' = \langle V_N(G_1), V_T(G_1), S, P_1' \rangle.$$

con P_1':

$$S \to (a(bC \mid cD))^* a$$
$$C \to c(\lambda \mid C)^*$$
$$D \to d\,d^*$$

Es claro que $L(G_1) = L(G_1')$.
En la producción de S sólo se sacó a de factor común y en D se usó que concatenar con λ no cambia las cadenas.

$$S \to A_1\, a$$
$$A_1 \to A_2\, A_1 \mid \lambda$$
$$A_2 \to a(bC \mid cD)$$

Esto ya parece ser conflictivo:

$$SD(A_1 \to \lambda) = \text{Siguientes}(A_1) \supseteq \{a\}$$
$$SD(A_1 \to A_2 A_1) = \text{Primeros}(A_2) \supseteq \{a\}.$$

Repensemos G_1' cambiando P_1' sin cambiar el lenguaje generado.

$$\Rightarrow S \to (a(bc(\lambda \mid C)^* \mid cdd^*))^* a.$$

$$\Rightarrow S \to (a(b \mid \lambda)c((\lambda \mid C)^* \mid dd^*))^* a.$$

Usando un "truco" parecido al que se podía usar en el Ej. 12) b) de la P.8 llego a

$\Rightarrow S \longrightarrow a\left((b|\lambda)\,c\,((,c)^*\,|\,d\,d^*)\;a\right)^*$

Ahora, su derivada es

$S \longrightarrow a\,A_1$
$A_1 \longrightarrow A_2\,A_1 \mid \lambda$
$A_2 \longrightarrow A_3\,c\,A_4$
$A_3 \longrightarrow b \mid \lambda$
$A_4 \longrightarrow A_5 \mid A_6$
$A_5 \longrightarrow ,\,c\,A_5 \mid \lambda$
$A_6 \longrightarrow d\,A_7$
$A_7 \longrightarrow d\,A_7 \mid \lambda$

$SD(A_7 \longrightarrow \lambda) = \text{Siguientes}(A_7)$
$= \text{Siguientes}(A_6)$
$= \text{Siguientes}(A_4)$
$= \text{Siguientes}(A_2)$
$= (\text{Primeros}(A_1) \cup \text{Siguientes}(A_1))$
$= \text{Primeros}(A_2) \cup \text{Siguientes}(S)$
$= (\text{Primeros}(A_3) \cup \text{Siguientes}(A_3)) \cup \{\$\}$
$= \{b\} \cup \{c\} \cup \{\$\}.$

$SD(A_7 \longrightarrow d\,A_7) = \{d\}.$

$SD(A_5 \longrightarrow \lambda) = \text{Siguientes}(A_5)$
$= \text{Siguientes}(A_4)$
$= \text{Siguientes}(A_2)$
$= \{b\} \cup \{c\} \cup \{\$\}.$

$SD(A_5 \longrightarrow ,\,c\,A_5) = \{,\}.$

$SD(A_4 \to A_6) = \text{Primeros}(A_6) = \{d\}$.

$SD(A_4 \to A_5) = \{1, b, c, \$\}$.

Es primeros $(A_5) \cup$ Siguientes (A_4).

$SD(A_3 \to \lambda) = \text{Siguientes}(A_3)$

$= \{c\}$.

$SD(A_3 \to b) = \{b\}$.

$SD(A_1 \to \lambda) = \text{Siguientes}(A_1)$

$= \{\$\}$.

$SD(A_1 \to A_2 A_1) = \text{Primeros}(A_2)$

$= \text{Primeros}(A_3) \cup \text{Siguientes}(A_3)$

$= \{b\} \cup \{c\}$.

La dada es LL(1).

Entonces

$$G_1' = \langle \{S\}, \{a, b, c, d, 1\}, S, P_1' \rangle$$

con P_1': $S \to a\,((b|\lambda)\,c\,(c,c)^* | d\,d^*)\,a)^*$

es ELL(1), y vale $L(G_1) = L(G_1')$.

b)

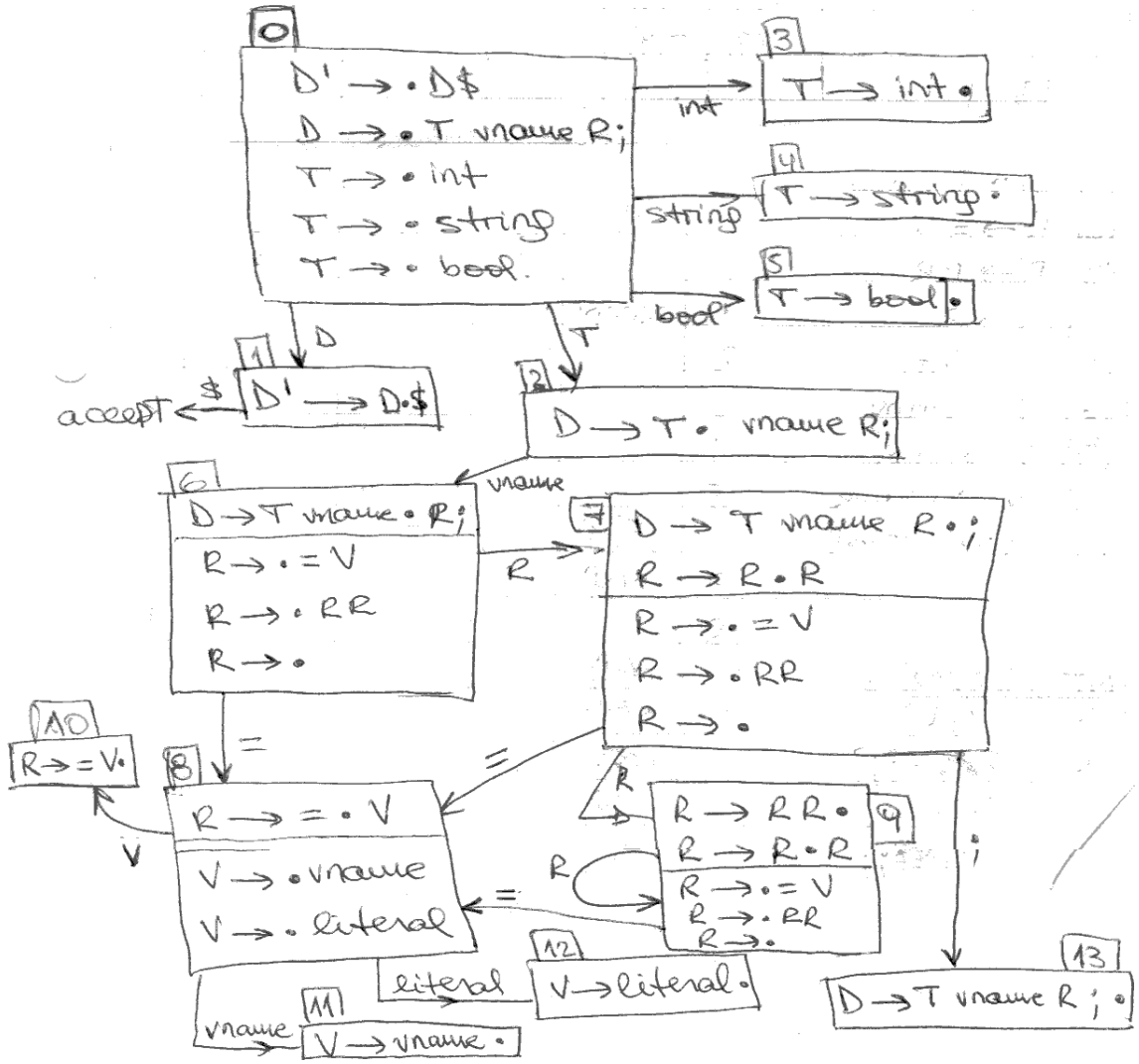
```
S() {
    match('a');
    while (tc in {b,c}) {
        if (tc == 'b'){
            match('b');
        }
        match('c');
        if (tc = ','){
            while (tc == ','){
                match(',');
                match ('c');
            }
        }
        elseif (tc == 'd'){
            match('d');
            while (tc == 'd'){
                match('d');
            }
        }
        else error;
        match('a');
    }
    match('$')
    accept;
}
```

Ejercicio 3

$G_3 = \langle \{D, R, T, V\},$
$\{vname, ;, =, int, string, bool, literal\},$
$D,$
$P_3 \rangle$

P_3:
$D \rightarrow T\ vname\ R;$
$R \rightarrow = V \mid R\ R \mid \lambda$
$T \rightarrow int \mid string \mid bool$
$V \rightarrow vname \mid literal.$

a) Aumento la gramática con $D' \rightarrow D$ y hago a D' el $ inicial. Ahora armo el autómata.



La tabla queda:

Estado	Action						
	vname	;	=	int	string	bool	literal
0				s3	s4	s5	
1							
2	s6						
3	r(5)						
4	r(6)						
5	r(7)						
6		r(4)	r(4)/s8				
7		s13/r(4)	s8/r(4)				
8	s11						s12
9		r(3)/r(4)	s8/r(4)				
10		r(2)	r(2)				
11		r(8)	r(8)				
12		r(9)	r(9)				
13							

(1) D → T vname R ;
(2) R → = V
(3) R → RR
(4) R → λ
(5) T → int
(6) T → string
(7) T → bool
(8) V → vname
(9) V → literal.

NT	Siguientes
D	{$}
R	{ =, ; }
T	{vname}
V	{ =, ; }

	Action	GoTo			
	$	D	R	T	V
0		1		2	
1	accept				
2					
3					
4					
5					
6			7		
7			9		
8					10
9			9		
10					
11					
12					
13	r(1)				

b)
G_3 **no** es SLR dado que tiene conflictos.
Con las siguientes decisiones logramos parsear todas las cadenas posibles sin conflictos

- (6, =): s8
- (7, =): s8
- (7, ;): s13
- (9, =): r3
- (9, ;): r3

La más clara es que en el conflicto s13/r(4) de (7, ;) necesito que esté s13 porque si no nunca proceso ';', que siempre está en las cadenas.
Para las otras decisiones, prestemos atención a la gramática.

$$D \to T \ \texttt{vname} \ R\texttt{;}$$
$$R \to \texttt{=}\ V \mid RR \mid \lambda$$
$$T \to \texttt{int} \mid \texttt{string} \mid \texttt{bool}$$
$$V \to \texttt{vname} \mid \texttt{literal}$$

Podríamos decir que el "lenguaje" generado es el mismo que el de la "expresión regular"

$$(\texttt{int} \mid \texttt{string} \mid \texttt{bool})\ \texttt{vname}\ (\texttt{=}\ V)^*\ \texttt{;}$$

(Las comillas se sacarían si V se reemplazara por (`vname` | `literal`), pero para los fines de la explicación es mejor que quede esa expresión, pensemos que es un símbolo terminal.)

Vamos a separar en 3 casos:

I. $(\texttt{int} \mid \texttt{string} \mid \texttt{bool})\ \texttt{vname}\ \ \texttt{;}$

II. $(\texttt{int} \mid \texttt{string} \mid \texttt{bool})\ \texttt{vname}\ \texttt{=}\ V\ \texttt{;}$

III. $(\texttt{int} \mid \texttt{string} \mid \texttt{bool})\ \texttt{vname}\ (\texttt{=}\ V)^k\ \texttt{;}$ considerando $k \geq 2$

Sin pérdida de generalidad, vamos a ver que parsea las cadenas con `int`, separando en 3 casos:

I.

Pila	Símbolos	Cadena	Acción
0	\$	`int vname ;` \$	s3
0 3	\$ `int`	`vname ;` \$	r5
0 2	\$ T	`vname ;` \$	s6
0 2 6	\$ T `vname`	`;` \$	r4
0 2 6 7	\$ T `vname` R	`;` \$	s13
0 2 6 7 13	\$ T `vname` R `;`	\$	r1
0 1	\$ D	\$	accept

II.

Pila	Símbolos	Cadena	Acción
0	$	`int vname = V ; $`	s3
0 3	$ `int`	`vname = V ; $`	r5
0 2	$ *T*	`vname = V ; $`	s6
0 2 6	$ *T* `vname`	`= V ; $`	s8
0 2 6 8	$ *T* `vname =`	`V ; $`	s10
0 2 6 8 10	$ *T* `vname = V`	`; $`	r2
0 2 6 7	$ *T* `vname` *R*	`; $`	s13
0 2 6 7 13	$ *T* `vname` *R* `;`	$	r1
0 1	$ *D*	$	accept

III.

Pila	Símbolos	Cadena	Acción
0	$	`int vname = V = V ; $`	s3
0 3	$ `int`	`vname = V = V ; $`	r5
0 2	$ *T*	`vname = V = V ; $`	s6
0 2 6	$ *T* `vname`	`= V = V ; $`	s8
0 2 6 8	$ *T* `vname =`	`V = V ; $`	s10
0 2 6 8 10	$ *T* `vname = V`	`= V ; $`	r2
0 2 6 7	$ *T* `vname` *R*	`= V ; $`	s8
0 2 6 7 8	$ *T* `vname` *R* `=`	`V ; $`	s10
0 2 6 7 8 10	$ *T* `vname` *R* `= V`	`; $`	r2
0 2 6 7 9	$ *T* `vname` *R R*	`; $`	r3
0 2 6 7	$ *T* `vname` *R*	`; $`	s13
0 2 6 7 13	$ *T* `vname` *R* `;`	$	r1
0 1	$ *D*	$	accept

Pila	Símbolos	Cadena	Acción
0	$	`int vname = V = V = V ; $`	s3
0 3	$ `int`	`vname = V = V = V ; $`	r5
0 2	$ *T*	`vname = V = V = V ; $`	s6
0 2 6	$ *T* `vname`	`= V = V = V ; $`	s8
0 2 6 8	$ *T* `vname =`	`V = V = V ; $`	s10
0 2 6 8 10	$ *T* `vname = V`	`= V = V ; $`	r2
0 2 6 7	$ *T* `vname` *R*	`= V = V ; $`	s8
0 2 6 7 8	$ *T* `vname` *R* `=`	`V = V ; $`	s10
0 2 6 7 8 10	$ *T* `vname` *R* `= V`	`= V ; $`	r2
0 2 6 7 9	$ *T* `vname` *R R*	`= V ; $`	r3
0 2 6 7	$ *T* `vname` *R*	`= V ; $`	s8
...	...	...	...
0 1	$ *D*	$	accept

Cada = V se consume y se vuelve a esta línea roja con un = V menos que leer en la cadena, así como de la verde se llegó a esta roja. Va a seguir así hasta llegar a lo azul de la tabla anterior.