Théorie des langages : THL CM 7

Uli Fahrenberg

EPITA Rennes

S5 2021

Aperçu

•00000

Aperçu

Programme du cours

- Langages rationnels
- Automates finis
- Parsage LL
- TP 1: flex
- Parsage LR, partie 1
- Parsage LR, partie 2

QCM 3

TP 2, 3: flex & bison

Uli Fahrenberg

Re: parsage ascendant: the basics

```
\begin{array}{l} \textbf{function} \ \text{BULRP}(\alpha) \\ \textbf{if} \ \alpha = S \ \textbf{then} \\ \textbf{return} \ \textbf{True} \\ \textbf{for} \ i \leftarrow 1 \ \textbf{to} \ |\alpha| \ \textbf{do} \\ \textbf{for} \ j \leftarrow i \ \textbf{to} \ |\alpha| \ \textbf{do} \\ \textbf{for} \ A \in N \ \textbf{do} \\ \textbf{if} \ A \rightarrow \alpha_i \dots \alpha_j \ \textbf{then} \\ \textbf{if} \ \text{BULRP}(\alpha_1 \dots \alpha_{i-1} A \alpha_{j+1} \dots \alpha_n) \ \textbf{then} \\ \textbf{return} \ \textbf{False} \end{array}
```

Définition (8.8)

Aperçu

000000

Soit G une grammaire hors-contexte. Une production pointée de G est une paire $(A, \alpha \bullet \beta)$ telle que $A \to \alpha \beta$ est une production de G.

Uli Fahrenberg Théorie des langages : THL 4/ 66

Re: automate de parsage LR(0)

Définition (8.10)

Apercu

Soit G une grammaire hc et \mathcal{I} un ensemble de productions pointées de G. La clôture de \mathcal{I} est le plus petit ensemble cl (\mathcal{I}) t.q. $\mathcal{I} \subseteq \operatorname{cl}(\mathcal{I})$ et

• si $(A, \alpha \bullet B\beta) \in cl(\mathcal{I})$ et $B \to \gamma$ est une production de G, alors $(B, \bullet \gamma) \in \mathcal{I}$.

Définition

L'automate de parsage LR(0) d'une grammaire hors-contexte G est l'automate fini déterministe (Q, q_0, F, δ) avec

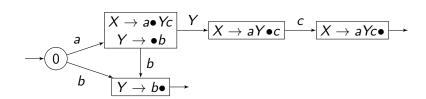
- $Q = \{ \operatorname{cl}(\mathcal{I}) \mid \mathcal{I} \text{ ensemble de productions pointées de } G \}$;
- $q_0 = cl(\{(Z, \bullet S\$)\});$
- $F = \{ q \in Q \mid \exists \text{ production } X \to w \text{ de } G \text{ t.q. } (X, w \bullet) \in q \}$
- ullet et $\delta: Q \times V o Q$ donnée par

$$\delta(q,\beta) = \operatorname{cl}(\{(X,\alpha\beta\bullet\gamma) \mid (X,\alpha\bullet\beta\gamma) \in q\}).$$

Uli Fahrenberg

$$X \rightarrow aYc$$
 (1)

$$Y \rightarrow b$$
 (2)



Uli Fahrenberg

Langages	rationne	ŀ

2.1, 2.2, 2.3.1, 2.4, 3.1.1, 3.1.2, 3.2

Automates finis

4.1, 4.2.2

Langages algébriques, grammaires hors-contexte, automates à pile 5.1, 5.2.3, 5.2.4, 5.3.6, 6.2, plus Sipser 2.2

Parsage LL

7.8.1

Parsage LR

8.2

Parsage LR(0)

Algorithme de parsage

- \bigcirc empiler q_0
- 2 repeat
 - $q \leftarrow$ état en haut de la pile
 - $oldsymbol{0}$ si q= état final $X\to wullet$:
 - o dépiler |w| états
 - $oldsymbol{g} g' \leftarrow$ état en haut de la pile
 - \circ empiler $\delta(q', X)$
 - sinon:
 - $a \leftarrow \text{next(input)}$
 - o empiler $\delta(q, a)$
- ullet until q= état final $Z o S ullet ullet ({f \checkmark})$ ou échec $({f x})$

REDUCE

SHIFT

Algorithme de parsage

- \bigcirc empiler q_0
- 2 repeat
 - $oldsymbol{g} q \leftarrow$ état en haut de la pile
 - 2 si $q = \text{\'etat final } X \to w \bullet$:
 - dépiler |w| états
 - $a' \leftarrow \text{ \'etat en haut de la pile}$
 - empiler $\delta(q', X)$
 - .
 - sinon :
 - \bullet $a \leftarrow \text{next(input)}$
 - \circ empiler $\delta(q, a)$
- lacksquare until q= état final Z o S\$ullet (\checkmark) ou échec (\rightthreetimes)

REDUCE

10/66

← possible 🗡

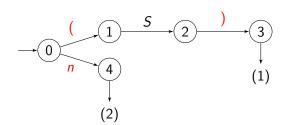
SHIFT

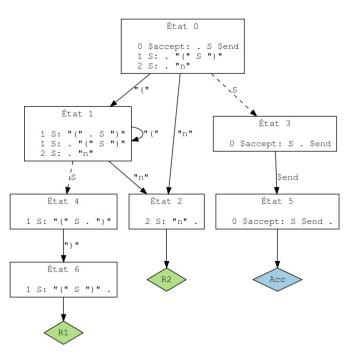
← possible 🗡

← possible X

Uli Fahrenberg Théorie des langages : THL

$$S \rightarrow (S)$$
 (1) $\mid n \mid (2)$





$$Z \rightarrow S$$
 (0)

$$S \rightarrow (S)$$
 (1)

$$\longrightarrow$$
 $Z \rightarrow \bullet S$ \$

$$Z \rightarrow S$$
 (0)

$$S \rightarrow (S)$$
 (1)

$$\longrightarrow \begin{array}{c}
Z \to \bullet S \\
S \to \bullet (S) \\
S \to \bullet n
\end{array}$$

$$Z \rightarrow S$$
 (0)

$$S \rightarrow (S)$$
 (1)

$$\begin{array}{c}
Z \to \bullet S \\
S \to \bullet (S) \\
S \to \bullet n
\end{array}$$

$$(S \to (\bullet S))$$

$$Z \rightarrow S$$
\$ (0)
 $S \rightarrow (S)$ (1)

$$\longrightarrow \begin{array}{c}
Z \to \bullet S \\
S \to \bullet (S) \\
S \to \bullet n
\end{array}$$

$$(S \to (\bullet S) \\
S \to \bullet (S) \\
S \to \bullet n$$

$$Z \rightarrow S$$
\$ (0)
 $S \rightarrow (S)$ (1)
 $\mid n$ (2)

$$\begin{array}{c}
Z \to \bullet S\$ \\
S \to \bullet (S) \\
S \to \bullet n
\end{array}$$

$$\begin{array}{c}
S \to (\bullet S) \\
S \to \bullet (S) \\
S \to \bullet n
\end{array}$$

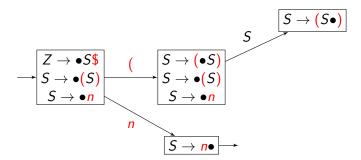
$$\begin{array}{c}
n \\
S \to n \bullet
\end{array}$$

Uli Fahrenberg

Théorie des langages : THL

$$Z \rightarrow S$$
 (0)

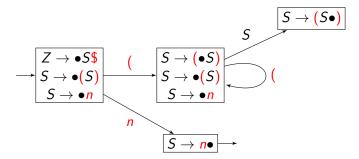
$$S \rightarrow (S)$$
 (1)



Uli Fahrenberg

$$Z \rightarrow S$$
 (0)

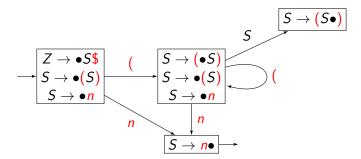
$$S \rightarrow (S)$$
 (1)



Uli Fahrenberg

$$Z \rightarrow S$$
 (0)

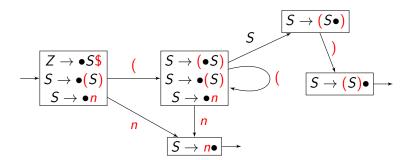
$$S \rightarrow (S)$$
 (1)



Uli Fahrenberg

$$Z \rightarrow S$$
 (0)

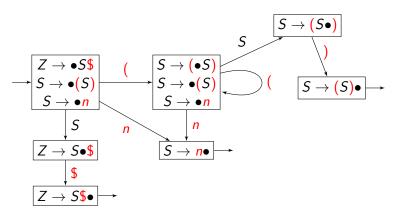
$$S \rightarrow (S)$$
 (1)



Uli Fahrenberg

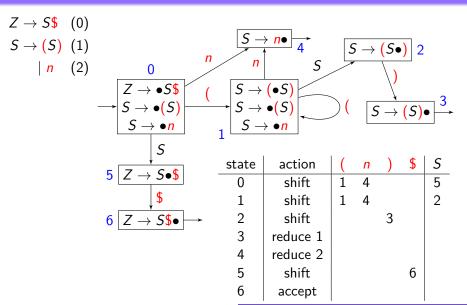
$$Z \rightarrow S$$
 (0)

$$S \rightarrow (S)$$
 (1)



Uli Fahrenberg

Exemple : table de parsage



$$Z \rightarrow S$$
\$ (0)
 $S \rightarrow S - n$ (1)
 $\mid n$ (2)

état	action	n	_	\$	S
0	décaler	1			2
1	réduire 2				
2	décaler		4	3	
3	accepter				
4	décaler	5			
5	réduire 1				

Uli Fahrenberg Théorie des langages : THL 24/66

Autre exemple

$$Z \rightarrow S\$ \qquad (0)$$

$$S \rightarrow S - n \qquad (1)$$

$$\mid n \qquad (2)$$

état	action	n	_	\$	S
0	décaler	1			2
1	réduire 2				
2	décaler		4	3	
3	accepter				
4	décaler	5			
5	réduire 1				

Autre exemple

$$Z \rightarrow S\$ \qquad (0)$$

$$S \rightarrow S - n \qquad (1)$$

$$\mid n \qquad (2)$$

parser n - n:

entrée	pile	action
n - n\$	⊥0	décaler
<i>−n</i> \$	⊥01	réduire 2
<i>−n</i> \$	⊥02	décaler
n\$	⊥024	décaler
\$	⊥0245	réduire 1
\$	⊥02	décaler
	1023	1

état	action	n	_	\$	S
0	décaler	1			2
1	réduire 2				
2	décaler		4	3	
3	accepter				
4	décaler	5			
5	réduire 1				

Uli Fahrenberg Théorie des langages

27/66

$$Z \rightarrow S$$
\$ (0)
 $S \rightarrow S-n$ (1)
 $\mid n$ (2)

parser
$$n - n$$
:

entrée	pile	action
n-n\$	⊥0	décaler
<i>−n</i> \$	⊥01	réduire 2
<i>−n</i> \$	⊥02	décaler
<i>n</i> \$	⊥024	décaler
\$	⊥0245	réduire 1
\$	⊥02	décaler
	⊥023	1

état	action	n	_	\$	S
0	décaler	1			2
1	réduire 2				
2	décaler		4	3	
3	accepter				
4	décaler	5			
5	réduire 1				

$$S \rightarrow n$$

$$S \rightarrow S-n$$

Uli Fahrenberg Théorie des langages : THL

Autre exemple

$$Z \rightarrow S\$ \qquad (0)$$

$$S \rightarrow S - n \qquad (1)$$

$$\mid n \qquad (2)$$

Parsage LR(0)

0000000

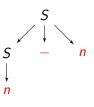
parser n - n:

entrée	pile	action
n-n\$	⊥0	décaler
<i>−n</i> \$	⊥01	réduire 2
<i>−n</i> \$	⊥02	décaler
n\$	⊥024	décaler
\$	⊥0245	réduire 1
\$	⊥02	décaler
	⊥023	✓

état	action	n	_	\$	S
0	décaler	1			2
1	réduire 2				
2	décaler		4	3	
3	accepter				
4	décaler	5			
5	réduire 1				

$$S \rightarrow n$$

$$S \rightarrow S-n$$



Uli Fahrenberg

- lire l'entrée de gauche à droite (L)
- approche ascendant
- construire une dérivation droite (R)
- pas de regard avant (0)

Encore un exemple

$$Z \rightarrow S\$ \qquad (0)$$

$$S \rightarrow n-S \qquad (1)$$

$$\mid n \qquad (2)$$

état	action	n	_	\$	S
0	décaler	2			1
1	décaler			4	
2	réduire 2, décaler		3		
3	décaler	2			5
4	accepter				
5	réduire 1				

Uli Fahrenberg Théorie des langages : THL 31/66

(2)

Encore un exemple

$$Z \rightarrow S$$
\$ (0)
 $S \rightarrow n-S$ (1)

étatproductions pointées0
$$Z \rightarrow \bullet S\$$$
, $S \rightarrow \bullet n - S$, $S \rightarrow \bullet n$ 1 $Z \rightarrow S \bullet \$$ 2 $S \rightarrow n \bullet - S$, $S \rightarrow n \bullet$ 3 $S \rightarrow n - \bullet S$, $S \rightarrow \bullet n - S$, $S \rightarrow \bullet n$ 4 $Z \rightarrow S\$ \bullet$ 5 $S \rightarrow n - S \bullet$

état	action	n	_	\$	S	
0	décaler	2			1	
1	décaler			4		
2	réduire 2, décaler		3		conflit SHIFT/REDUCI	Ξ
3	décaler	2			5	
4	accepter					
5	réduire 1					

Uli Fahrenberg Théorie des langages : THL 32/66

Conflits

• SHIFT/REDUCE

$$X \rightarrow \mu \bullet \nu$$

- faut réduire avec $Y \rightarrow u$
- ou décaler en attendant v?

 $Y \rightarrow u \bullet$

• REDUCE/REDUCE

$$X \rightarrow u$$

- faut réduire avec $X \to u$
- ou réduire avec $Y \rightarrow \mu$?

$$Y \rightarrow \mu$$

- utiliser FOLLOW pour résoudre
- (et pourquoi des conflits SHIFT/SHIFT n'existent pas?)

Re: FOLLOW

Calculer des terminaux qui peuvent suivre un symbole dans une dérivation :

Parsage SLR(1)

00000

Définition

```
Soit x \in V, alors FOLLOW(x) \subseteq \Sigma est défini par FOLLOW(x) = \{a \in \Sigma \mid \exists B \in N, \alpha, \beta \in V^* : B \Rightarrow^* \alpha x a \beta\}.
```

Algorithme:

- pour chaque $x \in V$: FOLLOW(x) = \emptyset
- répéter jusqu'au point fixe :
 - pour chaque $B \to \alpha x \beta \gamma$ avec $\beta \in \text{NULL}^*$:
 - si $\gamma \notin \text{NULL}^* : \text{FOLLOW}(x) += \text{FIRST}(\gamma)$
 - \circ si $\gamma \in \text{NULL}^* : \text{FOLLOW}(x) += \text{FOLLOW}(B)$

Uli Fahrenberg Théorie des langages : THL 34/66

Simple LR(1)

- calculer la table LR(0)
- si conflits : conditionner l'action par le FOLLOW

Exemple:
$$Z \rightarrow S$$
\$ (0) $S \rightarrow n-S$ (1) $| n$ (2)

état	action	n	_	\$	S		état	n	_	\$	S
0	décaler	2			1		0	d.2			d.1
1	décaler			4			1			d.4	
2	réd. 2, déc.		3			\Longrightarrow	2		d.3	r.2	
3	décaler	2			5		3	d.2			d.5
4	accepter						4	— accepter —		_	
5	réduire 1						5			r.1	

Uli Fahrenberg Théorie des langages : THL 35/66

36 / 66

Simple LR(1)

- calculer la table LR(0)
- si conflits : conditionner l'action par le FOLLOW
- ullet passer du type état o action o entrée au type état o entrée o action

Exemple

$$Z \rightarrow S$$
 (0)

$$S \rightarrow L = E$$
 (1)

$$L \rightarrow x$$
 (3)

$$E \rightarrow L$$
 (5)

manipulation des pointeurs

Exemple

Uli Fahrenberg Théorie des langages : THL 39/66

Parsage LR(1) o●0000000

Exemple

Uli Fahrenberg Théorie des langages : THL 40/66

Le problème :

$$Z \rightarrow S$$
 (0)

$$S \rightarrow L=E$$
 (1)

$$L \rightarrow x$$
 (3)

$$E \rightarrow L$$
 (5)

état	productions pointées
0	$Z \rightarrow \bullet S$ \$

Le problème :

$$Z \rightarrow S$$
\$ (0)

$$S \rightarrow L=E$$
 (1)

$$L \rightarrow x$$
 (3)

$$E \rightarrow L$$
 (5)

état productions pointées
$$0 Z \to \bullet S\$, S \to \bullet L = E, S \to \bullet E$$

Parsage LR(1) 00●000000

Le problème :

$$Z \rightarrow S$$
 (0)

$$S \rightarrow L=E$$
 (1)

$$L \to \mathbf{x}$$
 (3)

$$E \rightarrow L$$
 (5)

état	productions pointées
0	$Z \rightarrow \bullet S$, $S \rightarrow \bullet L = E$, $S \rightarrow \bullet E$
	$Z \rightarrow \bullet S$, $S \rightarrow \bullet L = E$, $S \rightarrow \bullet E$ $L \rightarrow \bullet \times$, $L \rightarrow \bullet *E$, $E \rightarrow \bullet L$
	'

Parsage LR(1) 00●000000

Le problème :

$$Z \rightarrow S$$
 (0)

$$S \rightarrow L=E$$
 (1)

$$\mid E \mid (2)$$

$$L \rightarrow x$$
 (3)

$$E \rightarrow L$$
 (5)

état	productions pointées
0	$Z \rightarrow \bullet S\$$, $S \rightarrow \bullet L = E$, $S \rightarrow \bullet E$ $L \rightarrow \bullet x$, $L \rightarrow \bullet *E$, $E \rightarrow \bullet L$ $Z \rightarrow S \bullet \$$ $S \rightarrow L \bullet = E$, $E \rightarrow L \bullet \checkmark$
	$L \rightarrow \bullet x$, $L \rightarrow \bullet *E$, $E \rightarrow \bullet L$
1	$Z \rightarrow S \bullet \$$
2	$S \rightarrow L \bullet = E, E \rightarrow L \bullet \checkmark$
	·

Parsage LR(1) 00●000000

Le problème :

$$Z \rightarrow S$$
\$ (0)

$$S \rightarrow L=E$$
 (1)

$$L \rightarrow x$$
 (3)

$$E \rightarrow L$$
 (5)

• l'état 2 ne doit qu'accepter si le *L* est suivi d'un \$

Regard en avant

Définition

Soit G une grammaire hors-contexte. Une production pointée élargie de G est un triplet $(A, \alpha \bullet \beta, a)$ telle que $A \to \alpha \beta$ est une production de G et $a \in \Sigma \cup \{\varepsilon\}$.

- noté $A \to \alpha \bullet \beta$ [a]
- on a achevé α dans la production $A \to \alpha \beta$;
- il nous reste à trouver β ;
- la production n'est que valable si A est suivi par a dans l'entrée
- donc $a = \varepsilon$ (pas de contraint) ou $a \in FOLLOW(A)$

Uli Fahrenberg

 Parsage LR(0)
 Parsage SLR(1)
 Parsage LR(1)

 00000000
 00000000
 00000000

Clôture

Définition

Soit G une grammaire hors-contexte et $\mathcal I$ un ensemble de productions pointées élargies de G. La clôture de $\mathcal I$ est le plus petit ensemble $\operatorname{cl}(\mathcal I)$ tel que $\mathcal I\subseteq\operatorname{cl}(\mathcal I)$ et

- si $(A, \alpha \bullet B\beta, a) \in cl(\mathcal{I}), B \to \gamma$ est une production de G et $b \in FIRST(\beta)$, alors $(B, \bullet \gamma, b) \in cl(\mathcal{I})$;
- si $(A, \alpha \bullet B, a) \in cl(\mathcal{I})$ et $B \to \gamma$ est une production de G, alors $(B, \bullet \gamma, a) \in cl(\mathcal{I})$.

Uli Fahrenberg

Automate LR(1)

Définition

L'automate de parsage LR(1) d'une grammaire hors-contexte G est l'automate fini déterministe (Q, q_0, F, δ) avec

- $Q = \{ \operatorname{cl}(\mathcal{I}) \mid \mathcal{I} \text{ ensemble de prod. pointées élargies de } G \}$;
- $q_0 = cl(\{(Z, \bullet S\$, \varepsilon)\});$
- $F = \{ q \in Q \mid \exists \text{ production } X \to w \text{ de } G \text{ et } a \in \Sigma \cup \{\varepsilon\} \text{ tels que } (X, w \bullet, a) \in q \}$
- et $\delta: Q \times V \to Q$ donnée par $\delta(q,\beta) = \operatorname{cl}(\{(X,\alpha\beta \bullet \gamma,a) \mid (X,\alpha \bullet \beta \gamma,a) \in q\}).$

Uli Fahrenberg Théorie des langages : THL

48 / 66

$$Z \rightarrow S$$
 (0)

$$S \rightarrow L = E$$
 (1)

$$L \rightarrow x$$
 (3)

$$E \rightarrow L$$
 (5)

productions pointées élargies
$Z \rightarrow \bullet S$ [ε]
ı

Parsage LR(1)

$$Z \rightarrow S$$
 (0)

$$S \rightarrow L = E$$
 (1)

$$L \rightarrow x$$
 (3)

$$E \rightarrow L$$
 (5)

état	, , ,
0	$Z \rightarrow \bullet S$ [ε]
	$Z \rightarrow \bullet S$ [ε] $S \rightarrow \bullet L = E$ [\$], $S \rightarrow \bullet E$ [\$]

Parsage LR(1)

$$Z \rightarrow S$$
 (0)

$$S \rightarrow L = E$$
 (1)

$$L \rightarrow x$$
 (3)

$$E \rightarrow L$$
 (5)

état	
0	$Z \rightarrow \bullet S$ [ε]
	$S \rightarrow \bullet L = E $ [\$], $S \rightarrow \bullet E $ [\$]
	$Z \to \bullet S $ [ε] $S \to \bullet L = E $ [\$], $S \to \bullet E $ [\$] $L \to \bullet x $ [=], $L \to \bullet * E $ [=]

$$Z \rightarrow S$$
 (0)

$$S \rightarrow L = E$$
 (1)

$$L \rightarrow x$$
 (3)

$$E \rightarrow L$$
 (5)

état	
0	Z o ullet S $[arepsilon]$
	$S \rightarrow \bullet L = E $ [\$], $S \rightarrow \bullet E $ [\$]
	$Z \to \bullet S $ [ε] $S \to \bullet L = E $ [\$], $S \to \bullet E $ [\$] $L \to \bullet x $ [=], $L \to \bullet * E $ [=] $E \to \bullet L $ [\$]
	E o ullet L [\$]

$$Z \rightarrow S$$
 (0)

$$S \rightarrow L=E$$
 (1)

$$L \rightarrow x$$
 (3)

$$E \rightarrow L$$
 (5)

état	productions pointées élargies
0	$Z o ullet S_{ullet}^{ullet} [arepsilon]$
	$Z \rightarrow \bullet S $ [ε] $S \rightarrow \bullet L = E $ [\$], $S \rightarrow \bullet E $ [\$] $L \rightarrow \bullet x $ [=], $L \rightarrow \bullet * E $ [=] $E \rightarrow \bullet L $ [\$] $L \rightarrow \bullet x $ [\$], $L \rightarrow \bullet * E $ [\$]
	$L \rightarrow \bullet x [=], L \rightarrow \bullet *E [=]$
	$E \rightarrow ullet L [\$]$
	$L \rightarrow \bullet x$ [\$], $L \rightarrow \bullet *E$ [\$]

$$Z \to S$$
\$ (0)
 $S \to L = E$ (1)
 $\mid E$ (2)
 $L \to x$ (3)
 $\mid *E$ (4)
 $E \to L$ (5)

état	productions pointées élargies
0	$Z o ullet S_{ullet}^{ullet} [arepsilon]$
	$S \rightarrow \bullet L = E$ [\$], $S \rightarrow \bullet E$ [\$]
	$L \rightarrow \bullet \times [=], L \rightarrow \bullet *E [=]$
	$\mid E \rightarrow ullet L \ [\$]$
	$L \rightarrow \bullet \times [\$], L \rightarrow \bullet *E [\$]$
1	$Z \to S ullet \{ [arepsilon] \}$
2	$Z \rightarrow \bullet S\$ [\varepsilon]$ $S \rightarrow \bullet L = E [\$], S \rightarrow \bullet E [\$]$ $L \rightarrow \bullet \times [=], L \rightarrow \bullet * E [=]$ $E \rightarrow \bullet L [\$]$ $L \rightarrow \bullet \times [\$], L \rightarrow \bullet * E [\$]$ $Z \rightarrow S \bullet \$ [\varepsilon]$ $S \rightarrow L \bullet = E [\$], E \rightarrow L \bullet [\$ \checkmark]$

• l'état 2 n'accepte que dans un contexte \$

Uli Fahrenberg

Théorie des langages : THL

$$Z \rightarrow S$$
 (0) $L \rightarrow x$ (3)

$$S \rightarrow L = E$$
 (1) $|*E$ (4)

$$\mid E \quad (2) \qquad E \rightarrow L \quad (5)$$

 $Z \rightarrow \bullet S$ [ε], $S \rightarrow \bullet L = E$ [\$] $S \rightarrow \bullet E$ [\$], $L \rightarrow \bullet x$ [=]

Aperçu 200000	Parsage LR(0)	Par	état	productions pointées élargies
300000	0000000	00.	0	$Z \rightarrow \bullet S$ [ε], $S \rightarrow \bullet L = E$ [\$

$$Z \rightarrow S$$
\$ (0) $L \rightarrow x$ (3) $S \rightarrow L = E$ (1) $|*E|$ (4)

$$\mid E \qquad (2) \qquad E \rightarrow L \qquad (5)$$

0
$$Z \rightarrow \bullet S$$
 [ε], $S \rightarrow \bullet L = E$ [\$]
 $S \rightarrow \bullet E$ [\$], $L \rightarrow \bullet \times$ [$=$]
 $L \rightarrow \bullet * E$ [$=$], $E \rightarrow \bullet L$ [\$]
 $L \rightarrow \bullet \times$ [\$], $L \rightarrow \bullet * E$ [\$]
1 $Z \rightarrow S \bullet$ [ε]
2 $S \rightarrow L \bullet = E$ [\$], $E \rightarrow L \bullet$ [\$ \checkmark]

Uli Fahrenberg

Théorie des langages : THL

Aperçu 000000	Parsage LR(0)	Par	état	productions pointées élargies
000000	00000000	00	0	$Z \rightarrow \bullet S$ [ε], $S \rightarrow \bullet L = E$ [\$]
—	All and		O	

d.4 d.5

0

$$Z \rightarrow S \$ \quad (0) \qquad L \rightarrow x \quad (3)$$

$$S \rightarrow L = E \quad (1) \qquad |*E \quad (4) \qquad 1$$

$$|E \quad (2) \qquad E \rightarrow L \quad (5)$$

$$\text{état} \mid x \qquad * \qquad = \qquad \$ \mid S \qquad L \qquad E \qquad 4$$

$$|L \rightarrow \bullet * E \ [=], E \rightarrow \bullet L \ [\$]$$

$$Z \rightarrow S \bullet \$ \ [\varepsilon]$$

$$S \rightarrow L \bullet = E \ [\$], E \rightarrow L \bullet \ [\$ \checkmark]$$

$$S \rightarrow E \bullet \ [\$ \checkmark]$$

$$L \rightarrow x \bullet \ [= \checkmark], L \rightarrow x \bullet \ [\$ \checkmark]$$

Uli Fahrenberg

Théorie des langages : THL

Aperçu 000000	Parsage LR(0)	Par	état	productions pointées élargies
000000	00000000	00	0	$Z \rightarrow \bullet S$ [ε], $S \rightarrow \bullet L = E$ [\$]
Evenanla aco	المامة		·	

$$Z
ightarrow S$$
\$ (0) $L
ightarrow x$ (3) $S
ightarrow L = E$ (1) $|*E|$ (4) $|E|$ (5) $|E|$ (5) $|E|$ (7) $|E|$ (8) $|E|$ (9) $|E|$ (1) $|E|$ (1) $|E|$ (2) $|E|$ (3) $|E|$ (4) $|E|$ (5) $|E|$

état Parsage LR(0) 0

Exemple, complet

productions pointées élargies $Z \rightarrow \bullet S$ [ε], $S \rightarrow \bullet L = E$ [\$] $S \rightarrow \bullet E$ [\$], $L \rightarrow \bullet x$ [=] $L \rightarrow \bullet *E [=], E \rightarrow \bullet L [\$]$ $L \rightarrow \bullet \times [\$], L \rightarrow \bullet *E [\$]$ $Z \to S \bullet \S [\varepsilon]$ $\begin{array}{c|cccc}
2 & S \rightarrow L \bullet = E & \\
3 & S \rightarrow E \bullet & \\
\end{array}$ $S \rightarrow L \bullet = E$ [\$], $E \rightarrow L \bullet$ [\$\sqrt{}] 5 $L \rightarrow * \bullet E [=], L \rightarrow * \bullet E [\$]$ $E \rightarrow \bullet L = , L \rightarrow \bullet x =$ $L \rightarrow \bullet *E [=], E \rightarrow \bullet L [\$]$ $L \rightarrow \bullet x$ [\$], $L \rightarrow \bullet *E$ [\$]

Exemple, complet

$$Z o S$$
\$ (0) $L o x$ (3) $S o L = E$ (1) $|*E|$ (4) $|*E|$ (5) $|*E|$ (5) $|*E|$ (6) $|*E|$ (7) $|*E|$ (8) $|*E|$ (9) $|*E|$ (1) $|*E|$ (1) $|*E|$ (2) $|*E|$ (3) $|*E|$ (4) $|*E|$ (5) $|*E|$ (6) $|*E|$ (7) $|*E|$ (8) $|*E|$ (9) $|*E|$ (1) $|*E|$ (1) $|*E|$ (1) $|*E|$ (2) $|*E|$ (3) $|*E|$ (4) $|*E|$ (4) $|*E|$ (4) $|*E|$ (5) $|*E|$ (6) $|*E|$ (7) $|*E|$ (8) $|*E|$ (9) $|*E|$ (9) $|*E|$ (1) $|*E|$ (1) $|*E|$ (2) $|*E|$ (3) $|*E|$ (4) $|*E|$ (4) $|*E|$ (5) $|*E|$ (6) $|*E|$ (7) $|*E|$ (8) $|*E|$ (9) $|*E|$ (9) $|*E|$ (1) $|*E|$ (1) $|*E|$ (2) $|*E|$ (3) $|*E|$ (4) $|*E|$ (4) $|*E|$ (5) $|*E|$ (6) $|*E|$ (7) $|*E|$ (8) $|*E|$ (9) $|*E|$ (9) $|*E|$ (1) $|*E|$ (1) $|*E|$ (1) $|*E|$ (2) $|*E|$ (3) $|*E|$ (4) $|*E|$ (4) $|*E|$ (5) $|*E|$ (6) $|*E|$ (7) $|*E|$ (8) $|*E|$ (9) $|*E|$ (9) $|*E|$ (1) $|*E|$ (1) $|*E|$ (1) $|*E|$ (2) $|*E|$ (3) $|*E|$ (4) $|*E|$ (4) $|*E|$ (4) $|*E|$ (5) $|*E|$ (6) $|*E|$ (7) $|*E|$ (8) $|*E|$ (9) $|*E|$ (9) $|*E|$ (1) $|*E|$ (1) $|*E|$ (1) $|*E|$ (2) $|*E|$ (3) $|*E|$ (4) $|*E|$ (4) $|*E|$ (5) $|*E|$ (6) $|*E|$ (7) $|*E|$ (8) $|*E|$ (8) $|*E|$ (9) $|*E|$ (1) $|*E|$ (1) $|*E|$ (1) $|*E|$ (2) $|*E|$ (2) $|*E|$ (3) $|*E|$ (4) $|*E|$ (4) $|*E|$ (4) $|*E|$ (4) $|*E|$ (5) $|*E|$ (7) $|*E|$ (8) $|*E|$ (9) $|*E|$ (9) $|*E|$ (1) $|*E|$ (1) $|*E|$ (1) $|*E|$ (1) $|*E|$ (2) $|*E|$ (3) $|*E|$ (4) $|*E|$ (4) $|*E|$ (4) $|*E|$ (5) $|*E|$ (6) $|*E|$ (7) $|*E|$ (8) $|*E|$ (8)

$$\begin{array}{c|c} \textbf{Est} & \textbf{etat} & \textbf{productions point\'ees \'elargies} \\ \textbf{0} & Z \rightarrow \bullet S\$ \left[\varepsilon \right], S \rightarrow \bullet L = E \left[\$ \right] \\ S \rightarrow \bullet E \left[\$ \right], L \rightarrow \bullet \times \left[\varepsilon \right] \\ L \rightarrow \bullet \times E \left[\varepsilon \right], E \rightarrow \bullet L \left[\$ \right] \\ L \rightarrow \bullet \times \left[\$ \right], L \rightarrow \bullet \times E \left[\$ \right] \\ \textbf{1} & Z \rightarrow S \bullet \$ \left[\varepsilon \right] \\ \textbf{2} & S \rightarrow L \bullet = E \left[\$ \right], E \rightarrow L \bullet \left[\$ \checkmark \right] \\ \textbf{3} & S \rightarrow E \bullet \left[\$ \checkmark \right] \\ \textbf{4} & L \rightarrow \times \bullet \left[\varepsilon \checkmark \right], L \rightarrow \times \bullet E \left[\$ \right] \\ E \rightarrow \bullet L \left[\varepsilon \right], L \rightarrow \bullet \times E \left[\$ \right] \\ E \rightarrow \bullet L \left[\varepsilon \right], L \rightarrow \bullet \times E \left[\$ \right] \\ L \rightarrow \bullet \times E \left[\varepsilon \right], E \rightarrow \bullet L \left[\$ \right] \\ L \rightarrow \bullet \times \left[\$ \right], L \rightarrow \bullet \times E \left[\$ \right] \\ \textbf{6} & Z \rightarrow S \$ \bullet \left[\varepsilon \checkmark \right] \end{array}$$

Exemple, complet

Productions pointees etaigles

$$\begin{array}{cccc}
\hline
0 & Z \rightarrow \bullet S\$ & [\varepsilon], S \rightarrow \bullet L = E & [\$] \\
S \rightarrow \bullet E & [\$], L \rightarrow \bullet \times [=] \\
L \rightarrow \bullet \times E & [=], E \rightarrow \bullet L & [\$] \\
L \rightarrow \bullet \times & [\$], L \rightarrow \bullet \times E & [\$]
\end{array}$$

$$\begin{array}{cccccc}
1 & Z \rightarrow S \bullet \$ & [\varepsilon] \\
2 & S \rightarrow L \bullet = E & [\$], E \rightarrow L \bullet & [\$\checkmark] \\
3 & S \rightarrow E \bullet & [\$\checkmark] \\
4 & L \rightarrow \times \bullet & [=\checkmark], L \rightarrow \times \bullet & [\$\checkmark] \\
5 & L \rightarrow \bullet \times E & [=], L \rightarrow \bullet \times E & [\$] \\
E \rightarrow \bullet L & [=], L \rightarrow \bullet \times E & [\$] \\
L \rightarrow \bullet \times & [\$], L \rightarrow \bullet \times E & [\$] \\
1 & L \rightarrow \bullet \times & [\$], L \rightarrow \bullet \times E & [\$]
\end{array}$$

$$\begin{array}{ccccc}
6 & Z \rightarrow S \$ \bullet & [\varepsilon\checkmark] \\
7 & S \rightarrow L = \bullet E & [\$]$$

Parsage LR(0) ergu toooooooo eta Parsage LR(0) ee feat productions pointées élargi 0 Z o •S $[\varepsilon]$, S o •L=E [

Exemple, complet

productions pointées élargies $Z \rightarrow \bullet S$ [ε], $S \rightarrow \bullet L = E$ [\$] $S \rightarrow \bullet E$ [\$], $L \rightarrow \bullet x$ [=] $L \rightarrow \bullet *E [=], E \rightarrow \bullet L [\$]$ $L \rightarrow \bullet \times [\$], L \rightarrow \bullet *E [\$]$ $Z \to S \bullet \S [\varepsilon]$ $S \rightarrow L \bullet = E$ [\$], $E \rightarrow L \bullet$ [\$\sqrt{}] $S \rightarrow E \bullet [\$ \checkmark]$ 4 | $L \rightarrow x \bullet [= \checkmark], L \rightarrow x \bullet [\$ \checkmark]$ 5 $L \rightarrow * \bullet E = , L \rightarrow * \bullet E$ $E \rightarrow \bullet L [=], L \rightarrow \bullet x [=]$ $L \rightarrow \bullet *E [=], E \rightarrow \bullet L [\$]$ $L \to \bullet \times [\$], L \to \bullet *E [\$]$ $\begin{array}{c|c} 6 & Z \rightarrow S \bullet [\varepsilon \checkmark] \\ 7 & S \rightarrow L = \bullet E \, [\$], E \rightarrow \bullet L \, [\$] \\ & L \rightarrow \bullet \times \, [\$], L \rightarrow \bullet *E \, [\$] \end{array}$

Parsage LR(0) Parsage Parsa

Exemple, complet

4

r.3

r.3

$$\begin{array}{c|c} \text{état} & \text{productions point\'ees \'elargies} \\ \hline 0 & Z \rightarrow \bullet S\$ \left[\varepsilon \right], \, S \rightarrow \bullet L = E \left[\$ \right] \\ & S \rightarrow \bullet E \left[\$ \right], \, L \rightarrow \bullet \times \left[\varepsilon \right] \\ & L \rightarrow \bullet \times E \left[\varepsilon \right], \, E \rightarrow \bullet L \left[\$ \right] \\ & L \rightarrow \bullet \times \left[\$ \right], \, L \rightarrow \bullet \times E \left[\$ \right] \\ \hline 1 & Z \rightarrow S \bullet \$ \left[\varepsilon \right] \\ \hline 2 & S \rightarrow L \bullet = E \left[\$ \right], \, E \rightarrow L \bullet \left[\$ \checkmark \right] \\ \hline 3 & S \rightarrow E \bullet \left[\$ \checkmark \right] \\ -4 & L \rightarrow \times \bullet \left[\varepsilon \checkmark \right], \, L \rightarrow \times \bullet \left[\$ \checkmark \right] \\ \hline 5 & L \rightarrow \times \bullet E \left[\varepsilon \right], \, L \rightarrow \bullet \times E \left[\$ \right] \\ \hline E \rightarrow \bullet L \left[\varepsilon \right], \, L \rightarrow \bullet \times E \left[\$ \right] \\ & L \rightarrow \bullet \times \left[\$ \right], \, L \rightarrow \bullet \times E \left[\$ \right] \\ \hline 6 & Z \rightarrow S\$ \bullet \left[\varepsilon \checkmark \right] \\ \hline 7 & S \rightarrow L = \bullet E \left[\$ \right], \, E \rightarrow \bullet L \left[\$ \right] \\ L \rightarrow \bullet \times \left[\$ \right], \, L \rightarrow \bullet \times E \left[\$ \right] \\ \hline \end{array}$$

état Parsage LR(0) productions pointées élargies 0 $Z \rightarrow \bullet S$ [ε], $S \rightarrow \bullet L = E$ [\$]

d.9

d.8

Exemple, complet

4

$$Z \rightarrow S$$
 (0) $L \rightarrow x$ (3)

$$S \rightarrow L = E \quad (1)$$
 $| *E \quad (4)$

$$E$$
 (2) $E \rightarrow L$ (5)

r.3

d.5

d.4

r.3

$$S \to \bullet E$$
 [\$], $L \to \bullet \times$ [=]
 $L \to \bullet * E$ [=], $E \to \bullet L$ [\$]

$$L \rightarrow \bullet \times [\$], L \rightarrow \bullet *E [\$]$$

$$Z \rightarrow S \bullet \$ [\varepsilon]$$

$$S \to L \bullet = E$$
 [\$], $E \to L \bullet$ [\$\slime\$]

$$S \to E \bullet [\$ \checkmark]$$

$$L \to \mathsf{x} \bullet [= \checkmark], L \to \mathsf{x} \bullet [\$\checkmark]$$
$$L \to \mathsf{x} \bullet E [=], L \to \mathsf{x} \bullet E [\$]$$

$$E \rightarrow \bullet L [=], L \rightarrow \bullet x [=]$$

 $L \rightarrow \bullet *E [=], E \rightarrow \bullet L [\$]$

$$L \rightarrow \bullet \times L [=], L \rightarrow \bullet \times E [\$]$$

 $L \rightarrow \bullet \times [\$], L \rightarrow \bullet \times E [\$]$

$$Z \to S\$ \bullet [\varepsilon \checkmark]$$

$$S \to L = \bullet E \text{ [\$]}, E \to \bullet L \text{ [\$]}$$

$$L \to \bullet x \text{ [\$]}, L \to \bullet *E \text{ [\$]}$$

$$L \to *E \bullet [=\checkmark], L \to *E \bullet [\$\checkmark]$$

$$E \to L \bullet [=\checkmark], E \to L \bullet [\$\checkmark]$$

Aperçu 000000			Parsage 00000				Pai	état	productions pointées élargies
	_			J00				0	$Z \rightarrow \bullet S$ [ε], $S \rightarrow \bullet L = E$ [\$]
Exemple, complet									$S \rightarrow \bullet E $ [\$], $L \rightarrow \bullet \times [=]$
7	· C#	(0)	,		(3)				$L \rightarrow \bullet *E$ [=], $E \rightarrow \bullet L$ [\$]
Z o S		(0)	$0) L \to x$						$L \rightarrow \bullet \times [\$], L \rightarrow \bullet *E [\$]$
$S \rightarrow L=E$ (1)		* <i>E</i> (4)					1	$Z \to S ullet \S[arepsilon]$	
	<i>E</i>	(2)	F	$\rightarrow L$	(5)			2	$S \rightarrow L \bullet = E $ [\$], $E \rightarrow L \bullet $ [\$\slime\)
<i>.</i>		` '	L		. ` ′		_	3	$S \to E \bullet [\$\checkmark]$
état	X	*		\$	S	L	E	_4	$L \to x \bullet [= \checkmark], L \to x \bullet [\$ \checkmark]$
0	d.4	d.5			d.1	d.2	d.3	5	$L \rightarrow * \bullet E [=], L \rightarrow * \bullet E [\$]$
1				d.6					$E \rightarrow \bullet L [=], L \rightarrow \bullet x [=]$
2			d.7	r.5					$L \rightarrow \bullet *E [=], E \rightarrow \bullet L [\$]$
3				r.2					$L \rightarrow \bullet \times [\$], L \rightarrow \bullet *E [\$]$
4			r.3	r.3				6	$Z \to S$ [$\varepsilon \checkmark$]
5	d.4	d.5				d.9	d.8	7	$S \rightarrow L = \bullet E $ [\$], $E \rightarrow \bullet L $ [\$]
6			— accepter —						$L \rightarrow \bullet x$ [\$], $L \rightarrow \bullet *E$ [\$]
7	d.12	d.13				d.11	d.10	8	$L \rightarrow *E \bullet [=\checkmark], L \rightarrow *E \bullet [\checkmark
8			r.4					9	$\mid E \rightarrow L \bullet [= \checkmark], E \rightarrow L \bullet [\$ \checkmark]$
9			r.5					10	$S \rightarrow L = E \bullet [\$\checkmark]$
10				r.1				11	$E \rightarrow L \bullet [\$ \checkmark]$
11				r.5				12	$L \to x \bullet [\$ \checkmark]$
12				r.3				13	$L \rightarrow * \bullet E $ [\$], $E \rightarrow \bullet L $ [\$]
13	d.12	d.13				d.11	d.14		$L \rightarrow \bullet x$ [\$], $L \rightarrow \bullet *E$ [\$]
14				r.4				14	$L \to *E \bullet [\$\checkmark]$
		Uli Fahrenberg Th						langage	es : THL 65/66

