



AKADEMIA GÓRNICZO-HUTNICZA  
IM. STANISŁAWA STASZICA W KRAKOWIE

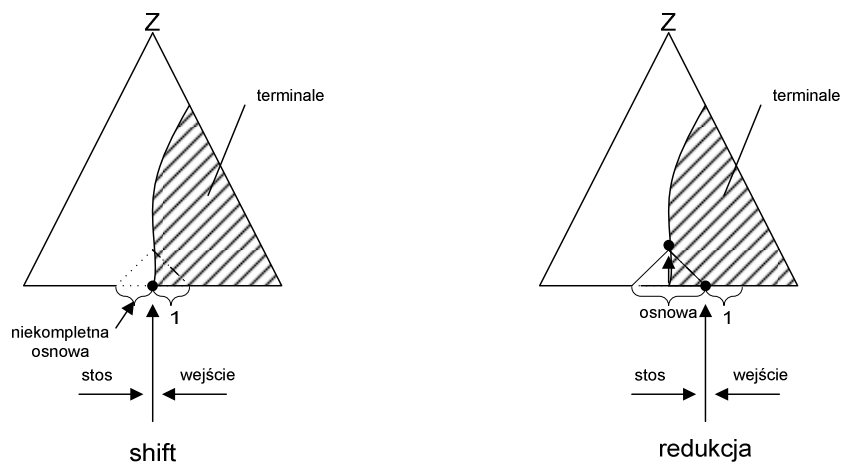
## Parsery SLR(1)

### Projektowanie parsera, parser dla gramatyk niejednoznacznych

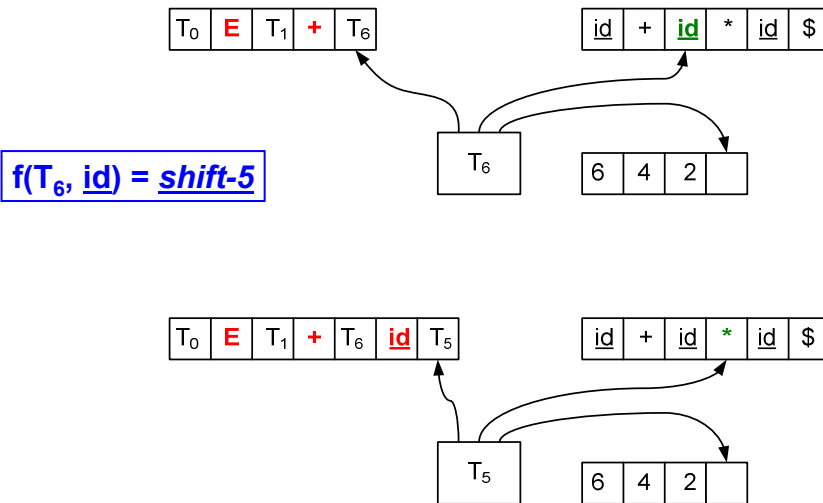
Dr inż. Janusz Majewski  
Języki formalne i automaty



## Parser bottom-up



## Krok „shift”



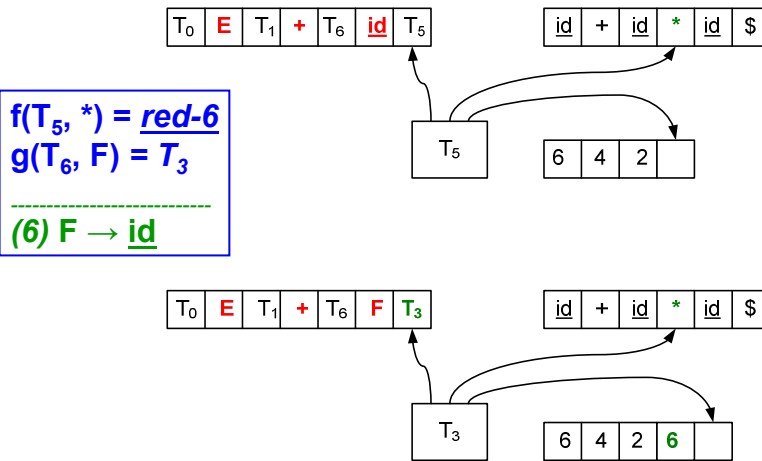
## Przykład – gramatyka jednoznaczna

- (0)  $E' \rightarrow E$
- (1)  $E \rightarrow E+T$
- (2)  $E \rightarrow T$
- (3)  $T \rightarrow T * F$
- (4)  $T \rightarrow F$
- (5)  $F \rightarrow (E)$
- (6)  $F \rightarrow id$

stan	f						g		
	\$	+	*	(	)	id	E	T	F
$T_0$				shift4		shift5	$T_1$	$T_2$	$T_3$
$T_1$	acc	shift 6							
$T_2$	red-2	red-2	shift		red-2				
$T_3$	red-4	red-4	red-4		red-4				
$T_4$				shift4		shift5	$T_8$	$T_2$	$T_3$
$T_5$	red-6	red-6	red-6		red-6				
$T_6$				shift4		shift5		$T_9$	$T_3$
$T_7$				shift4		shift5			$T_{10}$
$T_8$		shift6			shift11				
$T_9$	red-1	red-1	shift7		red-1				
$T_{10}$	red-3	red-3	red-3		red-3				
$T_{11}$	red-5	red-5	red-5		red-5				



## Krok „redukcji”



## Przykład – gramatyka jednoznaczna

- (0)  $E' \rightarrow E$
- (1)  $E \rightarrow E + T$
- (2)  $E \rightarrow T$
- (3)  $T \rightarrow T * F$
- (4)  $T \rightarrow F$
- (5)  $F \rightarrow (E)$
- (6)  $F \rightarrow id$

stan	f						g		
	\$	+	*	(	)	id	E	T	F
$T_0$				shift4		shift5	$T_1$	$T_2$	$T_3$
$T_1$	acc	shift 6							
$T_2$	red-2	red-2	shift		red-2				
$T_3$	red-4	red-4	red-4		red-4				
$T_4$				shift4		shift5	$T_8$	$T_2$	$T_3$
$T_5$	red-6	red-6	red-6		red-6				
$T_6$				shift4		shift5		$T_9$	$T_3$
$T_7$				shift4		shift5			$T_{10}$
$T_8$		shift6				shift11			
$T_9$	red-1	red-1	shift7		red-1				
$T_{10}$	red-3	red-3	red-3		red-3				
$T_{11}$	red-5	red-5	red-5		red-5				

## Przedrostki żywotne Sytuacje dopuszczalne

### Żywotny przedrostek (viable prefix)

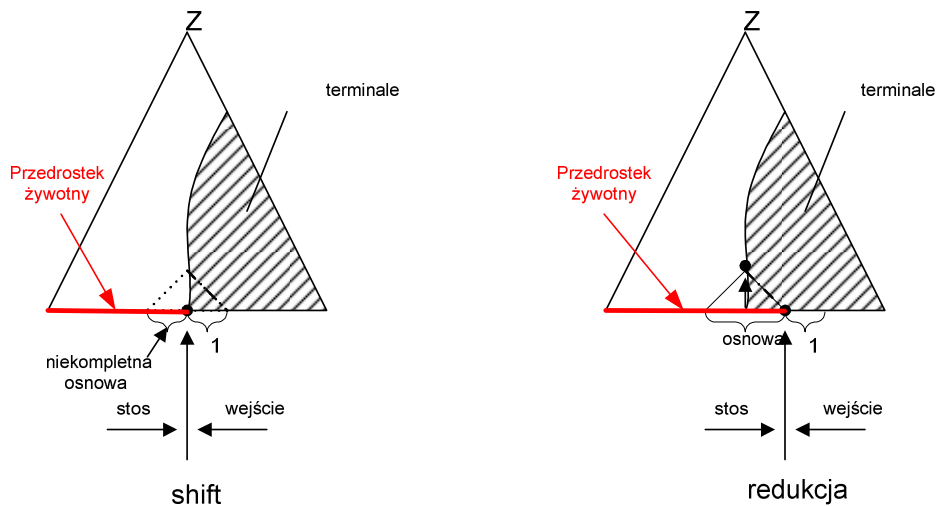
$\gamma$  - aktywny prefiks gramatyki  $G \Leftrightarrow \gamma$  - prefiks  
łańcucha  $\alpha\beta$

$$S \underset{R}{\Rightarrow} \alpha A w \underset{R}{\Rightarrow} \alpha\beta w$$

gdzie:  $\alpha, \beta, \gamma \in (\Sigma \cup \mathcal{V})^*$   $w \in \Sigma^*$   $A \in \mathcal{V}$

Żywotny przedrostek jest to łańcuch będący przedrostkiem pewnej prawostronnie wyprowadzalnej formy zdaniowej, nie wychodzący poza prawy koniec jej osnowy.

## Przedrostki żywotne Sytuacje dopuszczalne





## Przedrostki żywotne Sytuacje dopuszczalne

### LR(0) – sytuacja

$[A \rightarrow \beta_1 \bullet \beta_2]$  - jest LR(0) sytuacją, gdy  $(A \rightarrow \beta_1 \beta_2) \in P$

### LR(0) - sytuacja dopuszczalna

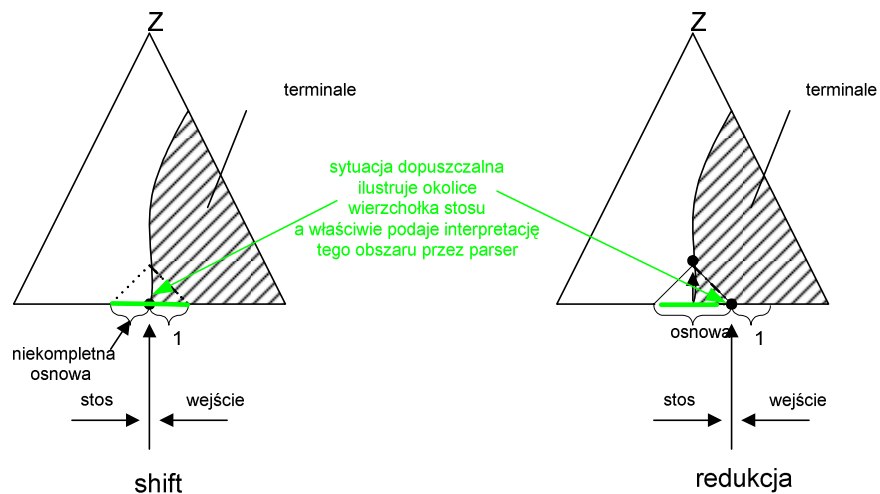
$[A \rightarrow \beta_1 \bullet \beta_2]$  - LR(0) sytuacja jest sytuacją dopuszczalną dla żywotnego prefiksu  $\alpha\beta_1$  wtedy i tylko wtedy gdy

$\exists$  wywód:

$$S \xRightarrow[R]{*} \alpha A w \xRightarrow[R]{} \alpha \beta_1 \beta_2 w$$

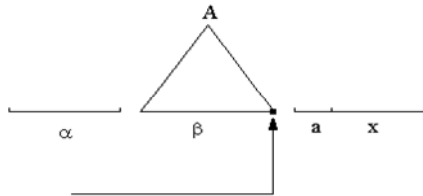


## Przedrostki żywotne Sytuacje dopuszczalne





## Przedrostki żywotne Sytuacje dopuszczalne

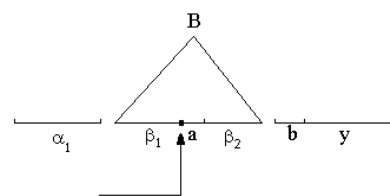


Sytuacja  $[A \rightarrow \beta \bullet]$   
dopuszczalna dla żywotnego  
przedrostka  $\alpha\beta$

Decyzja: redukcja wg produkcji  
 $A \rightarrow \beta$

Parser SLR wykona tę redukcję,  
gdy  $a \in \text{FOLLOW}_1(A)$

Efekt: nowa konfiguracja z  
żywotnym przedrostkiem  $\alpha A$



Sytuacja  $[A \rightarrow \beta_1 \bullet a \beta_2]$   
dopuszczalna dla żywotnego przedrostka  
 $\alpha_1\beta_1$

Decyzja: przesunięcie (shift) terminala  $a$   
z wejścia na stos

Efekt: nowa konfiguracja opisana  
sytuacją:  $[A \rightarrow \beta_1 a \bullet \beta_2]$   
dopuszczalną dla żywotnego przedrostka  
 $\alpha_1\beta_1 a$



## Przykład – gramatyka jednoznaczna

- (0)  $E' \rightarrow E$
- (1)  $E \rightarrow E+T$
- (2)  $E \rightarrow T$
- (3)  $T \rightarrow T^*F$
- (4)  $T \rightarrow F$
- (5)  $F \rightarrow (E)$
- (6)  $F \rightarrow id$

$E \bullet$   
 $E+T \bullet$   
 $E+T^*F \bullet$   
 $E+T^*id \bullet$   
 $E+T^*\bullet id$   
 $E+F \bullet id$   
 $E+id \bullet id$   
 $E+\bullet id id$   
 $E\bullet id id$   
 $T \bullet id id$   
 $F \bullet id id$   
 $id \bullet id id$   
 $\bullet id id id$

$[E \rightarrow E+T \bullet]$  lub  $[T \rightarrow T^*F]$  dla prefiksu  $E+T$   
decyzja: shift, bo:  $* \notin \text{FOLLOW}_1(E)$



## Przykład – gramatyka jednoznaczna

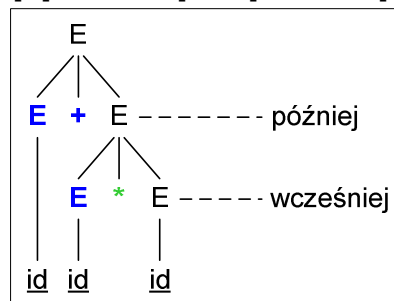
stan	f						g		
	\$	+	*	(	)	id	E	T	F
T <sub>0</sub>				shift4		shift5	T <sub>1</sub>	T <sub>2</sub>	T <sub>3</sub>
T <sub>1</sub>	acc	shift 6							
T <sub>2</sub>	red-2	red-2	shift		red-2				
T <sub>3</sub>	red-4	red-4	red-4		red-4				
T <sub>4</sub>				shift4		shift5	T <sub>8</sub>	T <sub>2</sub>	T <sub>3</sub>
T <sub>5</sub>	red-6	red-6	red-6		red-6				
T <sub>6</sub>				shift4		shift5		T <sub>9</sub>	T <sub>3</sub>
T <sub>7</sub>				shift4		shift5			T <sub>10</sub>
T <sub>8</sub>		shift6			shift11				
T <sub>9</sub>	red-1	red-1	shift7		red-1				
T <sub>10</sub>	red-3	red-3	red-3		red-3				
T <sub>11</sub>	red-5	red-5	red-5		red-5				



## Przykład – gramatyka niejednoznaczna, usuwanie konfliktów

- (0) E' → E
- (1) E → E + E
- (2) E → E \* E
- (3) E → (E)
- (4) E → id

- E •
- E + E •
- E + E \* E •
- E + E \* id •
- E + E \* • id
- E + E • \* id** [E → E + E •]; [E → E • + E] lub [E → E • \* E]
- E + id • \* id
- E + • id \* id
- E • + id \* id
- id • + id \* id
- id + id \* id





## Przykład – gramatyka niejednoznaczna, usuwanie konfliktów

stan	id	+	*	(	)	\$	E
T <sub>0</sub>	<u>shift 3</u>			<u>shift 2</u>			T <sub>1</sub>
T <sub>1</sub>		<u>shift 4</u>	<u>shift 5</u>			<u>acc</u>	
T <sub>2</sub>	<u>shift 3</u>			<u>shift 2</u>			T <sub>6</sub>
T <sub>3</sub>		<u>red 4</u>	<u>red 4</u>		<u>red 4</u>	<u>red 4</u>	
T <sub>4</sub>	<u>shift 3</u>			<u>shift 2</u>			T <sub>7</sub>
T <sub>5</sub>	<u>shift 3</u>			<u>shift 2</u>			T <sub>8</sub>
T <sub>6</sub>		<u>shift 4</u>	<u>shift 5</u>		<u>shift 9</u>		
T <sub>7</sub>		<u>red 1</u>	<u>shift 5</u>		<u>red 1</u>	<u>red 1</u>	
T <sub>8</sub>		<u>red 2</u>	<u>red 2</u>		<u>red 2</u>	<u>red 2</u>	
T <sub>9</sub>		<u>red 3</u>	<u>red 3</u>		<u>red 3</u>	<u>red 3</u>	



## Symulacja działania parsera SLR dla gramatyki jednoznacznej

Stos	Wejście	Wyjście
T <sub>0</sub>	<u>id+id</u> \$	ε
T <sub>0</sub> <u>id</u> T <sub>5</sub>	+ <u>id</u> \$	ε
T <sub>0</sub> FT <sub>3</sub>	+ <u>id</u> \$	6
T <sub>0</sub> TT <sub>2</sub>	+ <u>id</u> \$	64
T <sub>0</sub> ET <sub>1</sub>	+ <u>id</u> \$	642
T <sub>0</sub> ET <sub>1</sub> +T <sub>6</sub>	<u>id</u> \$	642
T <sub>0</sub> ET <sub>1</sub> +T <sub>6</sub> <u>id</u> T <sub>5</sub>	\$	642
T <sub>0</sub> ET <sub>1</sub> +T <sub>6</sub> FT <sub>3</sub>	\$	6426
T <sub>0</sub> ET <sub>1</sub> +T <sub>6</sub> TT <sub>9</sub>	\$	64264
T <sub>0</sub> ET <sub>1</sub>	\$	642641
akceptacja		





## Symulacja działania parsera SLR dla gramatyki niejednoznacznej

Stos	Wejście	Wyjście
$T_0$	<u>id</u> +id\$	$\varepsilon$
$T_0$ <u>id</u> $T_3$	+ <u>id</u> \$	$\varepsilon$
$T_0$ ET <sub>1</sub>	+ <u>id</u> \$	4
$T_0$ ET <sub>1</sub> +T <sub>4</sub>	<u>id</u> \$	4
$T_0$ ET <sub>1</sub> +T <sub>4</sub> <u>id</u> $T_3$	\$	4
$T_0$ ET <sub>1</sub> +T <sub>4</sub> ET <sub>7</sub>	\$	44
$T_0$ ET <sub>1</sub>	\$	441
akceptacja		



## Przypomnienie: symulacja działania parsera LL dla gramatyki jednoznacznej po usunięciu lewostronnej rekurencji

Stos	Wejście	Wyjście
E	<u>id</u> +id\$	$\varepsilon$
E'T	<u>id</u> +id\$	1
E'T'F	<u>id</u> +id\$	14
E'T' <u>id</u>	<u>id</u> +id\$	148
E'T'	+ <u>id</u> \$	148
E'	+ <u>id</u> \$	1486
E'T+	+ <u>id</u> \$	14862
E'T	<u>id</u> \$	14862
E'T'F	<u>id</u> \$	148624
E'T' <u>id</u>	<u>id</u> \$	1486248
E'T'	\$	1486248
E'	\$	14862486
$\varepsilon$	\$	148624863
akceptacja		



## Porównanie działania parserów LL i LR

... dla wejścia id+id i odpowiednich gramatyk

Rodzaj parsera	Liczba kroków	Długość wyjścia
LL dla gramatyki jednoznacznej po usunięciu lewostronnej rekurencji	12	9
SLR dla gramatyki jednoznacznej	9	6
SLR dla gramatyki niejednoznacznej	6	3