AKADEMIA GÓRNICZO-HUTNICZA
IM. STANISŁAWA STASZICA W KRAKOWIE

Parsery LR(1) – część 2

Teoria kompilacji

Dr inż. Janusz Majewski
Katedra Informatyki

Przedrostki żywotne
Sytuacje dopuszczalne

<u>Żywotny przedrostek (viable prefix)</u>

γ - żywotny (aktywny) prefiks gramatyki G

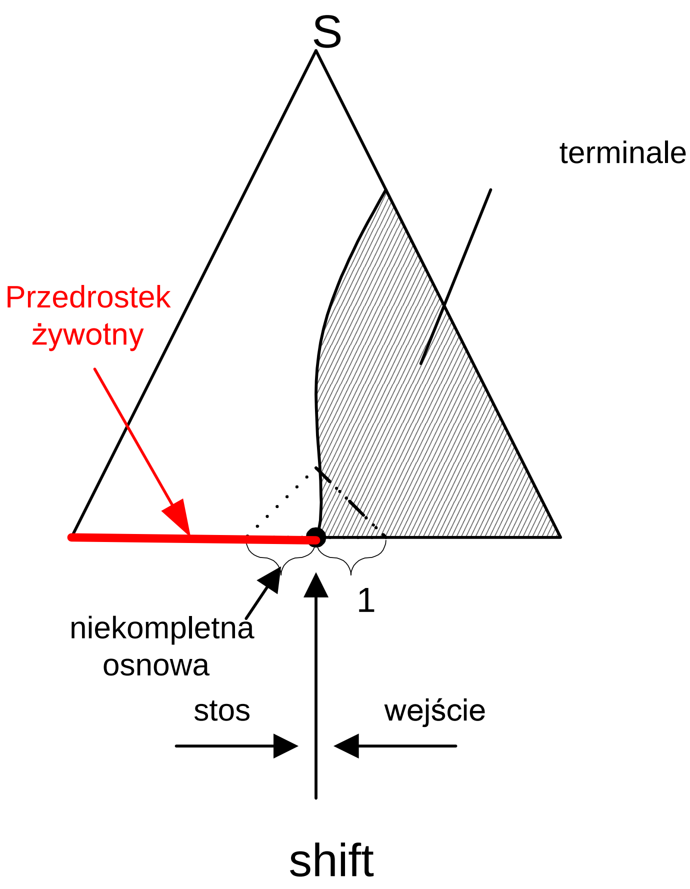
$\Leftrightarrow$ γ - prefiks łańcucha $\alpha\beta$

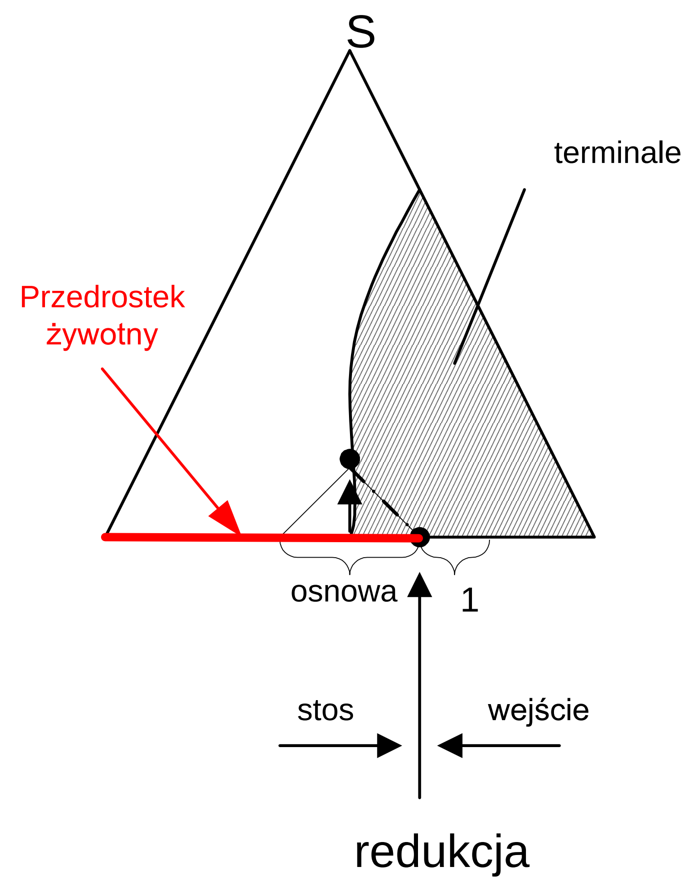
$$S \underset{R}{\overset{*}{\Rightarrow}} \alpha A w \underset{R}{\Rightarrow} \alpha\beta w$$

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

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

<u>LR(1)–sytuacja (LR(1)–item)</u>

$[A \to \beta_1 \bullet \beta_2, v]$ - jest LR(1)–sytuacją, gdy $(A \to \beta_1\beta_2) \in P$

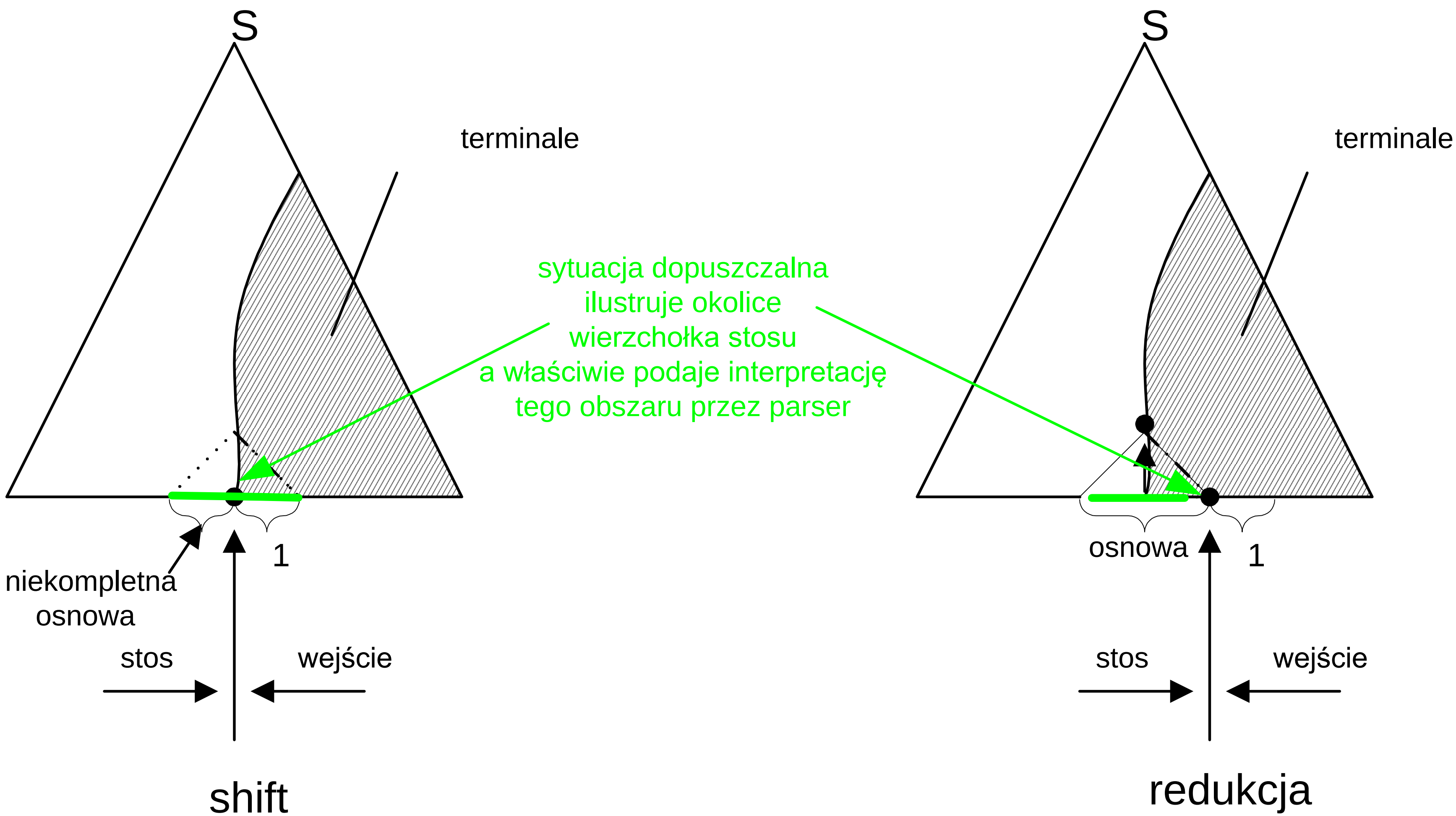
<u>LR(1)–sytuacja dopuszczalna (LR(1)–item valid for viable prefix)</u>

$[A \to \beta_1 \bullet \beta_2, v]$ – LR(1)–sytuacja jest sytuacją dopuszczalną dla żywotnego prefiksu $\alpha\beta_1$ wtedy i tylko wtedy, gdy

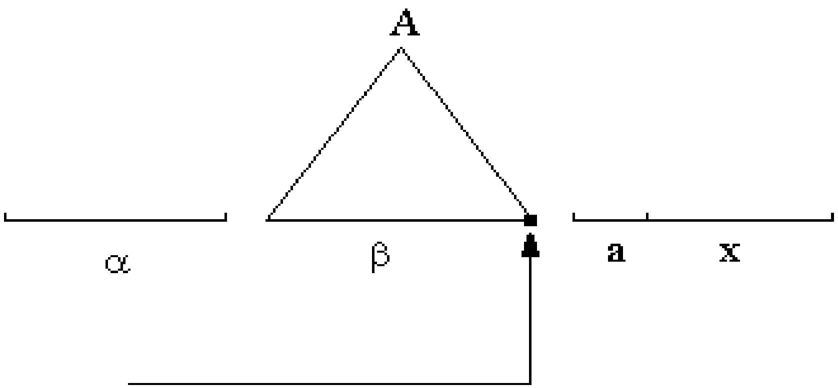
$\exists$ wywód:

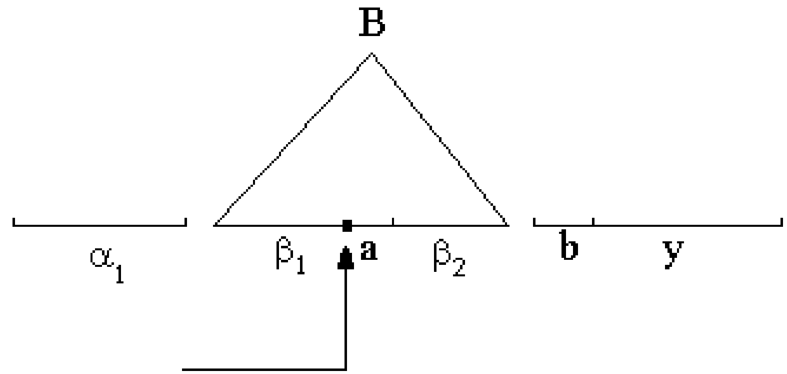
$$\left(S \underset{R}{\overset{*}{\Rightarrow}} \alpha A w \underset{R}{\Rightarrow} \alpha\beta_1\beta_2 w \quad \wedge \quad v \in FIRST_1(w) \right)$$

Przedrostki żywotne
Sytuacje dopuszczalne



Przedrostki żywotne
Sytuacje dopuszczalne





Sytuacja ***[A*** $\boldsymbol{\rightarrow \beta \bullet}$***, a]*** dopuszczalna dla żywotnego przedrostka $\alpha\beta$

<u>Decyzja</u>: redukcja wg produkcji $A \rightarrow \beta$ przy podglądaniu *a* na wejściu

Efekt: nowa konfiguracja z żywotnym przedrostkiem αA

Sytuacja ***[B*** $\boldsymbol{\rightarrow \beta_1 \bullet a \beta_2}$***, b]*** dopuszczalna dla żywotnego przedrostka $\alpha_1\beta_1$, przy czym $a \in \Sigma$.

<u>Decyzja</u>: przesunięcie (shift) terminala *a* z wejścia na stos

Efekt: nowa konfiguracja opisana sytuacją: ***[B*** $\boldsymbol{\rightarrow \beta_1 a \bullet \beta_2}$***, b]*** dopuszczalną dla żywotnego przedrostka $\alpha_1\beta_1 a$

Przykład

Gramatyka: $S \rightarrow SaSb \mid \varepsilon$ analizowane słowo: *aabb*

$$S \Rightarrow^* \underbrace{S\,a}_{\alpha}\ \underbrace{\mathbf{S}}_{A}\ \underbrace{b}_{w} \Rightarrow \underbrace{S\,a}_{\alpha}\ \underbrace{\mathbf{S\,a\,S}}_{\beta_1}\ \underbrace{\mathbf{b}}_{\beta_2}\ \underbrace{b}_{w}$$

$\mathbf{S}$

Forma zdaniowa:	Stos (bez stanów)	Wejście	Sytuacja
SaSaSbb	(*) *SaSaS*	$\downarrow bb$	$[S \rightarrow SaS\bullet b,\ b]$ dopuszczalna dla żywotnego prefiksu *SaSaS*
SaSaSbb	(**) *SaSaSb*	$\downarrow b$	$[S \rightarrow SaSb\bullet,\ b]$ dopuszczalna dla żywotnego prefiksu *SaSaSb*

(*) Żywotnemu prefiksowi *SaSaS* odpowiada stan T_6

(**) Żywotnemu prefiksowi *SaSaSb* odpowiada stan T_7

Domykanie zbioru LR(1)-sytuacji dopuszczalnych

Załóżmy, że sytuacja *[A→α •Bβ, a]* jest dopuszczalna dla pewnego żywotnego prefiksu **γ**, co oznacza, że istnieje wyprowadzenie prawostronne:

$$S \overset{*}{\underset{R}{\Rightarrow}} \delta A a x \underset{R}{\Rightarrow} \underbrace{\delta\alpha}_{\gamma} B\beta a x$$

Przypuśćmy, że $\beta a x \underset{R}{\Rightarrow} by$ (*by* – łańcuch terminalny rozpoczynający się symbolem *b*). Wtedy dla każdej produkcji $B \to \eta$

$$S \overset{*}{\underset{R}{\Rightarrow}} \delta A a x \underset{R}{\Rightarrow} \underbrace{\delta\alpha}_{\gamma} B\beta a x \underset{R}{\Rightarrow} \underbrace{\delta\alpha}_{\gamma} \eta\beta a x \underset{R}{\Rightarrow} \underbrace{\delta\alpha}_{\gamma} \eta b y$$

Czyli dla żywotnego prefiksu γ dopuszczalna jest także sytuacja *[B→ •η, b]*, gdzie:

$$b \in FIRST_1(\beta a x) = FIRST_1(\beta a)$$

Algorytm domykania zbioru sytuacji dopuszczalnych

We: Zbiór I sytuacji dopuszczalnych dla pewnego żywotnego prefiksu (w gramatyce uzupełnionej G')

Wy: Zbiór I będący domknięciem wejściowego zbioru sytuacji dopuszczalnych

Metodę ilustruje funkcja CLOSURE(I);

function CLOSURE(I);
begin
    repeat
        for każda sytuacja $[A \to \alpha \bullet B\beta,\ a] \in I$ do
            for każda produkcja $(B \to \eta) \in P'$ do
                for każdy $b \in FIRST_1(\beta a)$ do
                    $I := I \cup \{[B \to \bullet \eta,\ b]\}$;
    until nic nowego nie dodano do I;
    return (I);
end;

Funkcja GOTO

Funkcja GOTO:

$\{I(\gamma)$: γ - żywotny prefiks$\} \times \{X$: $X \in (V \cup \Sigma)\}$ α $\{I(\gamma')$: $\gamma' \in (V \cup \Sigma)^{+}$, $\gamma' = \gamma X\}$

gdzie: $I(\gamma)$ – zbiór wszystkich sytuacji dopuszczalnych dla prefiksu żywotnego γ

Przykład: $S \rightarrow SaSb \mid \varepsilon$

(a) $S \overset{*}{\underset{R}{\Rightarrow}} SaSaS\underset{\uparrow}{a}bb$

(b) $S \overset{*}{\underset{R}{\Rightarrow}} SaSaS\underset{\uparrow}{a}bbb$

Prefiksem żywotnym obu form zdaniowych jest $SaSaS$

Przykład funkcji GOTO

I_6={[S→SaS•b, a]
[S→SaS•b, b]
[S→S•aSb, a]
[S→S•aSb, b]}

I_6 – zbiór sytuacji dopuszczalnych dla prefiksu żywotnego *SaSaS*

I_7=GOTO(I_6, b)

I_7={[S→SaSb•, a]
[S→SaSb•, b]}

I_7 – zbiór sytuacji dopuszczalnych dla prefiksu żywotnego *SaSaSb*

I_4=GOTO(I_6, a)

I_4={[S→Sa•Sb, a]
[S→Sa•Sb, b]
[S→•SaSb, a]
[S→•SaSb, b]
[S→•, a]
[S→•, b]}

I_4 – zbiór sytuacji dopuszczalnych dla prefiksu żywotnego *SaSaSa*

Wyznaczanie funkcji GOTO

We: I – zbiór wszystkich sytuacji dopuszczalnych dla prefiksu aktywnego γ , $X \in (V \cup \Sigma)$

Wy: J – zbiór wszystkich sytuacji dopuszczalnych dla prefiksu aktywnego γX

Metodę ilustruje funkcja GOTO (I , X)

function GOTO (I , X);
begin
    $J := \emptyset$;
    for każda_sytuacja $[A \rightarrow \alpha \bullet X \beta, a] \in I$ do
        $J := J \cup \{ [A \rightarrow \alpha X \bullet \beta, a] \}$;
    return CLOSURE (J);
end;

Kanoniczny system zbiorów LR(1)-sytuacji dopuszczalnych

J – kanoniczny system zbiorów LR(1) sytuacji dopuszczalnych

J – jest zbiorem <u>wszystkich</u> zbiorów $I(\gamma)$ LR(1)-sytuacji dopuszczalnych,

gdzie : γ – żywotny prefiks w gramatyce G'

Konstrukcja kanonicznego systemu zbiorów LR(1)-sytuacji dopuszczalnych

<u>We:</u> G' – gramatyka uzupełniona <V', Σ, P', S'>
dla gramatyki G = < V, Σ, P, S > $\in G_{BK}$

<u>Wy:</u> J – kanoniczny system zbiorów LR(1) sytuacji dopuszczalnych dla G.

<u>Metodę</u> ilustruje funkcja ITEMS (G');

```
function ITEMS (G');
begin
        J := {CLOSURE ({[S' → •S, $]})};
        repeat
          for każdy zbiór I ∈ J do
            for każdy X ∈ (V ∪ Σ) do
              if GOTO(I , X) ≠ ∅ then
                J := J ∪ {GOTO(I ,X)};
        until nic nowego nie dodano do J;
        return J;
end;
```

Przykład

Wyznaczanie systemu kanonicznego zbiorów LR(1)-sytuacji dopuszczalnych dla gramatyki uzupełnionej

$S' \to S$

$S \to SaSb \mid \varepsilon$

$I_0 = I(\varepsilon) = \{[S' \to \bullet S, \$],$ $\longrightarrow$ FIRST$_1$(\$) = {\$}

(domykamy)

$[S \to \bullet SaSb, \$],$ $\longrightarrow$ FIRST$_1$ (aSb\$) = {a}

$[S \to \bullet, \$],$

(domykamy powtórnie)

$[S \to \bullet SaSb, a]$ $\longrightarrow$ FIRST$_1$(aSba) = {a}

$[S \to \bullet, a]\}$

(nic nowego nie da się dołączyć)

Przykład c.d.

Uproszczenie zapisu:

zamiast: $[A \rightarrow \beta_1 \bullet \beta_2 , x], [A \rightarrow \beta_1 \bullet \beta_2 , y]$

piszemy: $[A \rightarrow \beta_1 \bullet \beta_2 , x \mid y])$

Ostatecznie:

$$I_o = \{[S \rightarrow \bullet S , \$],$$
$$[S \rightarrow \bullet SaSb, \$ \mid a],$$
$$[S \rightarrow \bullet, \$ \mid a]\}$$

Przykład c.d.

$I_o = \{[S \to \bullet S\ , \$]\ , [S \to \bullet SaSb, \$ \mid a], [S \to \bullet, \$ \mid a]\}$

$I_1 = I\ (S) = GOTO(I_o\ , S) = GOTO(I(\varepsilon), S)$

$I_1 = \{[S' \to S\bullet, \$],$

$[\ S \to S\bullet aSb, \$ \mid a]\}$ (domknięcie nie daje nowych sytuacji)

GOTO(I_o, a) = GOTO(I(ε), a) = ∅

GOTO(I_o, b) = GOTO(I(ε), b) = ∅

(gdyż ani „a” ani „b” nie są żywotnymi prefiksami w tej gramatyce)

Przykład c.d.

$I_1 = \{[S' \rightarrow S\bullet, \$], [\, S \rightarrow S\bullet aSb, \$ \mid a]\}$

$I_2 = I\,(Sa) = GOTO\,(I(S), a) = GOTO(I_1, a)$

$I_2 = \{[S \rightarrow Sa\bullet Sb, \$ \mid a],$ $\longrightarrow$ FIRST$_1$(b\$) = {b}, FIRST$_1$(ba) = {b}

(domykamy)

$[S \rightarrow \bullet SaSb, b]$ $\longrightarrow$ FIRST$_1$(aSbb) = {a}

$[S \rightarrow \bullet, b]$,

(domykamy powtórnie)

$[S \rightarrow \bullet SaSb, a]$ $\longrightarrow$ FIRST$_1$(aSba) = {a}

$[\, S \rightarrow \bullet, a]\}$

(nic nowego nie da się dołączyć)

$I_2 = \{[S \rightarrow Sa\bullet Sb, \$ \mid a], [S \rightarrow \bullet SaSb, b \mid a], [S \rightarrow \bullet, b \mid a]\}$

Przykład c.d.

$I_1 = \{[S' \to S\bullet, \$], [\ S \to S\bullet aSb, \$ \mid a]\}$

$\mathrm{GOTO}(\mathrm{I}_1, \mathrm{S}) = \mathrm{GOTO}(\mathrm{I}(\mathrm{S}), \mathrm{S}) = \varnothing$

$\mathrm{GOTO}(\mathrm{I}_1, \mathrm{b}) = \mathrm{GOTO}(\mathrm{I}(\mathrm{S}), \mathrm{b}) = \varnothing$

(gdyż ani „SS” ani „Sb” nie są żywotnymi prefiksami w tej gramatyce)

$I_2 = \{[S \to Sa\bullet Sb, \$ \mid a], [S \to \bullet SaSb, b \mid a], [S \to \bullet, b \mid a]\}$

$I_3 = I(SaS) = GOTO(I(Sa), S) = GOTO(I_2, S)$

$I_3 = \{[S \to SaS\bullet b\ , \$ \mid a]\ , [S \to S\bullet aSb, b \mid a]\}$

(domknięcie nie daje nowych sytuacji)

$\mathrm{GOTO}(\mathrm{I}_2, \mathrm{a}) = \mathrm{GOTO}(\mathrm{I}_2, \mathrm{b}) = \varnothing$

Przykład c.d.

$I_3 = \{[S \to SaS\bullet b, \$ \mid a], [S \to S\bullet aSb, b \mid a]\}$

$I_4 = I(SaSa) = GOTO(I(SaS), a) = GOTO(I_3, a)$

$I_4 = \{[S \to Sa\bullet Sb, b \mid a], [S \to \bullet SaSb, b \mid a], [S \to \bullet, b \mid a]\}$

(**Uwaga:** Podobny zbiór sytuacji miał nr 2 i różnił się tylko postacią prawych stron sytuacji)

$I_5 = I(SaSb) = GOTO(I(SaS), b) = GOTO(I_3, b)$

$I_5 = \{[S \to SaSb\bullet, \$ \mid a]\}$

$\mathrm{GOTO}(\mathrm{I}_3, \mathrm{S}) = \varnothing$

$I_6 = I(SaSaS) = GOTO(I(SaSa), S) = GOTO(I_4, S)$

$I_6 = \{[S \to SaS\bullet b, b \mid a], [S \to S\bullet aSb, b \mid a]\}$

(Porównaj zbiór I_3)

Przykład c.d.

$I_4 = \{[S \to Sa\bullet Sb, b \mid a], [S \to \bullet SaSb, b \mid a], [S \to \bullet, b \mid a]\}$

$I_5 = \{[S \to SaSb\bullet, \$ \mid a]\}$

$I_6 = \{[S \to SaS\bullet b, b \mid a], [S \to S\bullet aSb, b \mid a]\}$

$\mathrm{GOTO}(I_4, a) = \mathrm{GOTO}(I_4, b) = \varnothing$

$\mathrm{GOTO}(I_5, a) = \mathrm{GOTO}(I_5, b) = \mathrm{GOTO}(I_5, b) = \varnothing$

$I_7 = I(SaSaSb) = GOTO(I\ (SaSaS), b) = GOTO(I_6, b)$

$I_7 = \{[S \to SaSb\bullet, b \mid a]\}$ (Porównaj zbiór I_5)

$I(SaSaSa) = GOTO(I(SaSaS), a) = GOTO(I_6, a) = \boldsymbol{I_4}$

(**Uwaga:** tutaj otrzymaliśmy zbiór sytuacji identycznych ze zbiorem I_4 dla prefiksu aktywnego „SaSa”)

$\mathrm{GOTO}(I_6, S) = \varnothing$

$\mathrm{GOTO}(I_7, S) = \mathrm{GOTO}(I_7, a) = \mathrm{GOTO}(I_7, b) = \varnothing$

Zgodny zbiór sytuacji dopuszczalnych

$G = < V, \Sigma, P, S > \; \in \mathrm{G}_{BK}$

I – zbiór LR(1)-sytuacji dla gramatyki G

Definicja: Zbiór sytuacji I jest zgodny

$\Leftrightarrow$ nie zawiera dwu różnych sytuacji:

(i) typu $[A \rightarrow \beta\bullet, a]$

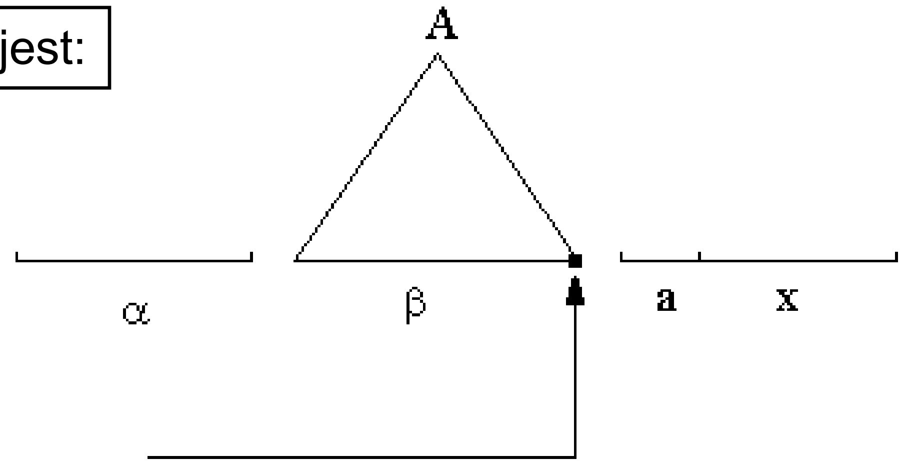
i $[B \rightarrow \beta_1\bullet a\beta_2, b]$

(ii) typu $[A \rightarrow \beta\bullet, a]$

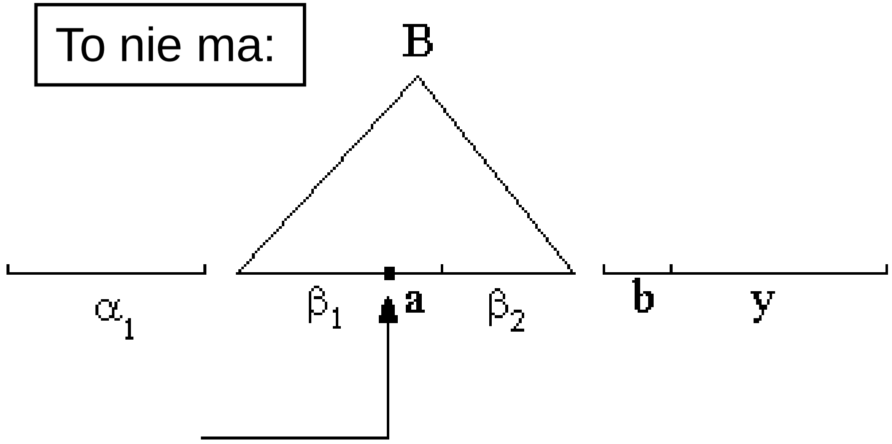
i $[B \rightarrow \gamma\bullet, a]$

Zgodny zbiór sytuacji dopuszczalnych

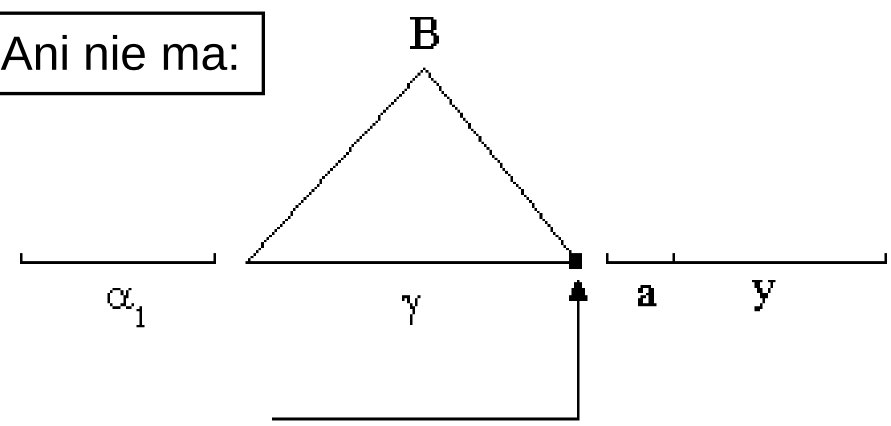
Jeśli jest:



To nie ma:



Ani nie ma:



Czy gramatyka jest LR(1)?

<u>Twierdzenie:</u> Niech $G = \langle V, \Sigma, P, S \rangle \in \mathsf{G}_{BK}$

J – kanoniczny system zbiorów LR(1)-sytuacji dopuszczalnych dla G

G jest LR(1)-gramatyką $\Leftrightarrow (\forall I \in \mathsf{J})$ (I – jest zgodny)

Twierdzenie to stanowi najczęściej stosowany sposób przeprowadzenia weryfikacji, czy gramatyka G
jest klasy LR(1).

Konstruowanie tablic parsera LR(1)

We: *G'* – gramatyka uzupełniona dla gramatyki bezkontekstowej *G*
Wy: Tablica parsera LR(1) – funkcje ***f*** i ***g***

Metoda:

1. Konstruujemy J – kanoniczny system zbiorów LR(1) sytuacji dopuszczalnych dla *G'*
2. Badamy zgodność każdego zbioru $I \in$ J
   Jeśli choć jeden zbiór I nie jest zgodny, gramatyka nie jest LR(1) $\leftrightarrow$ **STOP !!!**
   Numerujemy następnie produkcję gramatyki G'.

Konstruowanie tablic parsera LR(1)

3. <u>for</u> każdy zbiór $I_j \in$ J <u>do</u>
   <u>begin</u>
   utwórz w tablicy parsera stan $T_j \in \mathfrak{I}$ dla analizowanego $I_j \in$ J;
   <u>for</u> każda sytuacja ze zbioru I_j <u>do</u>
   <u>begin</u>
   (a) <u>if</u> $[A \rightarrow \alpha \bullet a\beta, b] \in I_j$ <u>and</u> $a \in \Sigma$ <u>and</u> $GOTO(I_j, a) = I_k$ <u>then</u>
   $f(T_j, a) :=$ <u>*shift*</u> $- k$;
   (b) <u>if</u> $[A \rightarrow \alpha \bullet, a] \in I_j$ <u>and</u> $A \neq S'$ <u>and</u> *i*-numer produkcji $(A \rightarrow \alpha) \in P$ <u>then</u>
   $f(T_j, a) :=$ <u>*red*</u> $- i$;
   (c) <u>if</u> $[S' \rightarrow S\bullet, \$] \in I_j$ <u>then</u>
   $f(T_j, \$) :=$ <u>*acc*</u>;
   <u>end</u>;
   <u>for</u> każdy $A \in V$ <u>do</u>
   <u>if</u> $GOTO(I_j, A) \neq \emptyset$ <u>and</u> $GOTO(I_j, A) = I_k$ <u>then</u>
   $g(T_j, A) := T_k$;
   <u>end</u>;

Konstruowanie tablic parsera LR(1)

4. <u>for</u> każdy $T_j \in \mathfrak{I}$ <u>do</u>

    <u>begin</u>

        <u>for</u> każdy $a \in \Sigma \cup \{\$\}$ <u>do</u>

            <u>if</u> $f(T_j, a)$ nieokreślone <u>then</u>

                $f(T_j, a) := \underline{err}$;

        <u>for</u> każdy $A \in V$ <u>do</u>

            <u>if</u> $g(T_j, A)$ nieokreślone <u>then</u>

                $g(T_j, A) := \underline{err}$;

    <u>end</u>;

5. Stanem początkowym parsera jest ten stan, który odpowiada zbiorowi $I \in$ J, dla którego $[S' \rightarrow \bullet S\ ,\ \$] \in I$;

Gramatyki i parsery LR(0)

Omawiane postępowanie dotyczy gramatyk LR(1). Gramatyki LR(0) definiują stosunkowo wąską klasę języków bezkontekstowych posiadających własność przedrostkową. Poza tym dają z reguły tablice parsera o wyraźnie większym rozmiarze niż LR(1). Ponieważ postępowanie prowadzące do konstrukcji parsera LR(0) różni się nieco od przedstawionego powyżej (wymaga innego zdefiniowania funkcji ***f*** i ***g*** parsera), nie będzie przedmiotem naszego zainteresowania.

Przykład

Konstrukcja tablicy parsera LR(1) dla gramatyki: $(0)\ S' \rightarrow S$

$(1)\ S \rightarrow SaSb$

$\boldsymbol{(2)\ S \rightarrow \varepsilon}$

$I_o = \{[S' \rightarrow \bullet S\ ,\ \$]\ ,$
$\quad [S \rightarrow \bullet SaSb\ ,\ \$ \mid a]\ ,$
$\quad \boldsymbol{[S \rightarrow \bullet,\ \$ \mid a]\}}$

$I_1 = GOTO(I_o, S)$

$I_1 = \{[S' \rightarrow S\bullet,\ \$]\ ,$
$\quad [S \rightarrow S\bullet aSb,\ \$ \mid a]\}$

$I_2 = GOTO(I_1, a)$

$I_2 = \{[S \rightarrow Sa\bullet Sb,\ \$ \mid a]\ ,$
$\quad [S \rightarrow \bullet SaSb,\ a \mid b]\ ,$
$\quad [S \rightarrow \bullet,\ a \mid b]\}$

$I_3 = GOTO(I_2, S)$

	f			g
	a	b	$	S
T_o	**red – 2**		**red – 2**	T_1
T_1	shift – 2		acc	
T_2	red – 2	red – 2		T_3
…				

Przykład

Konstrukcja tablicy parsera LR(1) dla gramatyki: $(0)\ S' \to S$
$(1)\ S \to SaSb$
$(2)\ S \to \varepsilon$

$I_o = \{[S' \to \bullet S, \$],$
$[S \to \bullet SaSb, \$ \mid a],$
$[S \to \bullet, \$ \mid a]\}$

$I_1 = GOTO(I_o, S)$

$I_1 = \{[S' \to S\bullet, \$],$
$[S \to S\bullet aSb, \$ \mid a]\}$

$I_2 = GOTO(I_1, a)$

$I_2 = \{[S \to Sa\bullet Sb, \$ \mid a],$
$[S \to \bullet SaSb, a \mid b],$
$[S \to \bullet, a \mid b]\}$

$I_3 = GOTO(I_2, S)$

	f			g
	a	b	\$	S
T_o	red – 2		red – 2	T_1
T_1	shift – 2		acc	
T_2	red – 2	red – 2		T_3
...				

Przykład

Konstrukcja tablicy parsera LR(1) dla gramatyki: $(0)\ S' \to S$

$(1)\ S \to SaSb$

$(2)\ S \to \varepsilon$

$I_o = \{[S' \to \bullet S\ ,\ \$]\ ,$
$[S \to \bullet SaSb\ ,\ \$ \mid a]\ ,$
$[S \to \bullet,\ \$ \mid a]\}$

$I_1 = GOTO(I_o, S)$

$I_1 = \{[S' \to S\bullet,\ \$]\ ,$
$[S \to S\bullet aSb,\ \$ \mid a]\}$

$I_2 = GOTO(I_1, a)$

$I_2 = \{[S \to Sa\bullet Sb,\ \$ \mid a]\ ,$
$[S \to \bullet SaSb,\ a \mid b]\ ,$
$[S \to \bullet,\ a \mid b]\}$

$I_3 = GOTO(I_2, S)$

	f			*g*
	a	*b*	*$*	*S*
T_o	<u>*red*</u> *– 2*		<u>*red*</u> *– 2*	T_1
T_1	<u>*shift*</u> *– 2*		<u>***acc***</u>	
T_2	<u>*red*</u> *– 2*	<u>*red*</u> *– 2*		T_3
…				

Przykład

Konstrukcja tablicy parsera LR(1) dla gramatyki: $(0)\ S' \rightarrow S$
$(1)\ S \rightarrow SaSb$
$(2)\ S \rightarrow \varepsilon$

$I_o = \{[S' \rightarrow \bullet S\ ,\ \$]\ ,$
$[S \rightarrow \bullet SaSb\ ,\ \$ \mid a]\ ,$
$[S \rightarrow \bullet,\ \$ \mid a]\}$

$I_1 = GOTO(I_o, S)$

$I_1 = \{[S' \rightarrow S\bullet,\ \$]\ ,$
$\boldsymbol{[S \rightarrow S\bullet aSb,\ \$ \mid a]\}}$

$\boldsymbol{I_2 = GOTO(I_1, a)}$

$I_2 = \{[S \rightarrow Sa\bullet Sb,\ \$ \mid a]\ ,$
$[S \rightarrow \bullet SaSb,\ a \mid b]\ ,$
$[S \rightarrow \bullet,\ a \mid b]\}$

$I_3 = GOTO(I_2, S)$

	f			*g*
	a	*b*	*$*	*S*
T_o	*red* – 2		*red* – 2	T_1
T_1	***shift* – 2**		*acc*	
T_2	*red* – 2	*red* – 2		T_3
...				

Przykład

Konstrukcja tablicy parsera LR(1) dla gramatyki: *(0)* $S' \to S$
(1) $S \to SaSb$
(2) $S \to \varepsilon$

I_o = $\{[S' \to \bullet S\ ,\ \$]\ ,$
$[S \to \bullet SaSb\ ,\ \$ \mid a]\ ,$
$[S \to \bullet,\ \$ \mid a]\}$

$I_1 = GOTO(I_o, S)$

I_1 = $\{[S' \to S\bullet,\ \$]\ ,$
$[S \to S\bullet aSb,\ \$ \mid a]\}$

$I_2 = GOTO(I_1, a)$

I_2 = $\{[S \to Sa\bullet Sb,\ \$ \mid a]\ ,$
$[S \to \bullet SaSb,\ a \mid b]\ ,$
$[S \to \bullet,\ a \mid b]\}$

$I_3 = GOTO(I_2, S)$

	f			*g*
	a	*b*	*$*	*S*
T_o	*red* – 2		*red* – 2	T_1
T_1	*shift* – 2		*acc*	
T_2	*red* – 2	*red* – 2		T_3
...				

Przykład

Konstrukcja tablicy parsera LR(1) dla gramatyki: (0) $S' \to S$
(1) $S \to SaSb$
(2) $S \to \varepsilon$

$I_o = \{[S' \to \bullet S\ ,\ \$]\ ,$
$[S \to \bullet SaSb\ ,\ \$ \mid a]\ ,$
$[S \to \bullet ,\ \$ \mid a]\}$

$I_1 = GOTO(I_o, S)$

$I_1 = \{[S' \to S\bullet ,\ \$]\ ,$
$[S \to S\bullet aSb,\ \$ \mid a]\}$

$I_2 = GOTO(I_1, a)$

$I_2 = \{[S \to Sa\bullet Sb,\ \$ \mid a]\ ,$
$[S \to \bullet SaSb,\ a \mid b]\ ,$
$[S \to \bullet ,\ a \mid b]\}$

$I_3 = GOTO(I_2, S)$

	f			*g*
	a	*b*	*$*	*S*
T_o	red – 2		red – 2	T_1
T_1	shift – 2		acc	
T_2	**red – 2**	**red – 2**		T_3
…				