AKADEMIA GÓRNICZO-HUTNICZA
IM. STANISŁAWA STASZICA W KRAKOWIE

Gramatyki atrybutywne, część 2 (gramatyki L-atrybutywne)

Teoria kompilacji

Dr inż. Janusz Majewski
Katedra Informatyki

Przypomnienie: rodzaje atrybutów

Dla każdej produkcji $p = \left(X_0 \to X_1 \ldots X_n \right) \in P$ zbiorem definiujących wystąpień atrybutów jest:

$$AF\left(p \right) = \left\{ X_i.a : X_i.a \leftarrow f\left(\ldots \right) \in R\left(p \right) \right\}$$

Atrybut $X.a$ nazywamy syntetyzowanym $\overset{df}{\Leftrightarrow}$

$$\exists p = \left(X \to \chi \right) \in P : X.a \in AF\left(p \right)$$

Atrybut $X.a$ nazywamy dziedziczonym $\overset{df}{\Leftrightarrow}$

$$\exists p = \left(Y \to \mu X \nu \right) \in P : X.a \in AF\left(p \right)$$

Przykład – gramatyka atrybutywna z atrybutami dziedziczonymi

$D \rightarrow TL$	$L.in \leftarrow T.type$
$T \rightarrow \underline{int}$	$T.type \leftarrow integer$
$T \rightarrow \underline{float}$	$T.type \leftarrow real$
$L \rightarrow L_1, \underline{id}$	$L_1.in \leftarrow L.in$ $L.b \leftarrow addtype(\underline{id}.lexptr, L.in)$
$L \rightarrow \underline{id}$	$L.b \leftarrow addtype(\underline{id}.lexptr, L.in)$

Funkcja *addtype()* wstawia do tablicy symboli informację o typie zmiennej

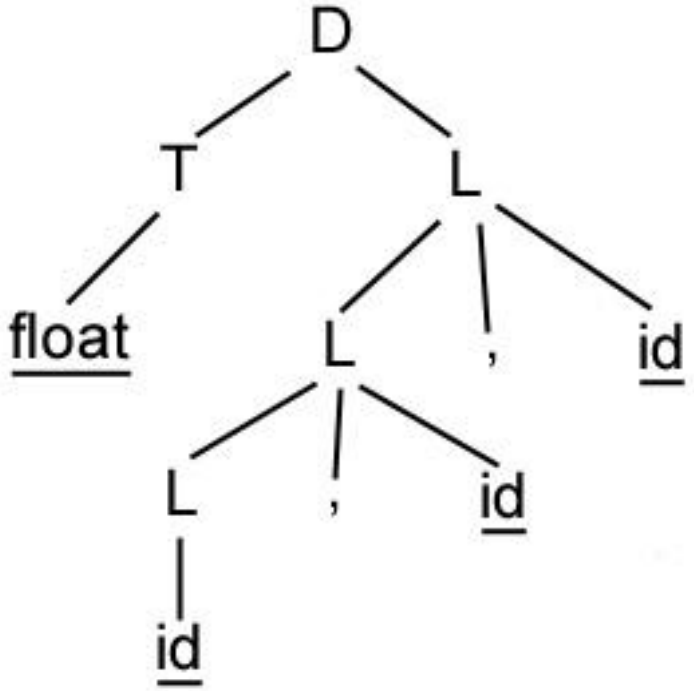
Analizowane słowo: $\underline{float}\ \underline{id}_1, \underline{id}_2, \underline{id}_3$

Przykład – gramatyka atrybutywna z atrybutami dziedziczonymi

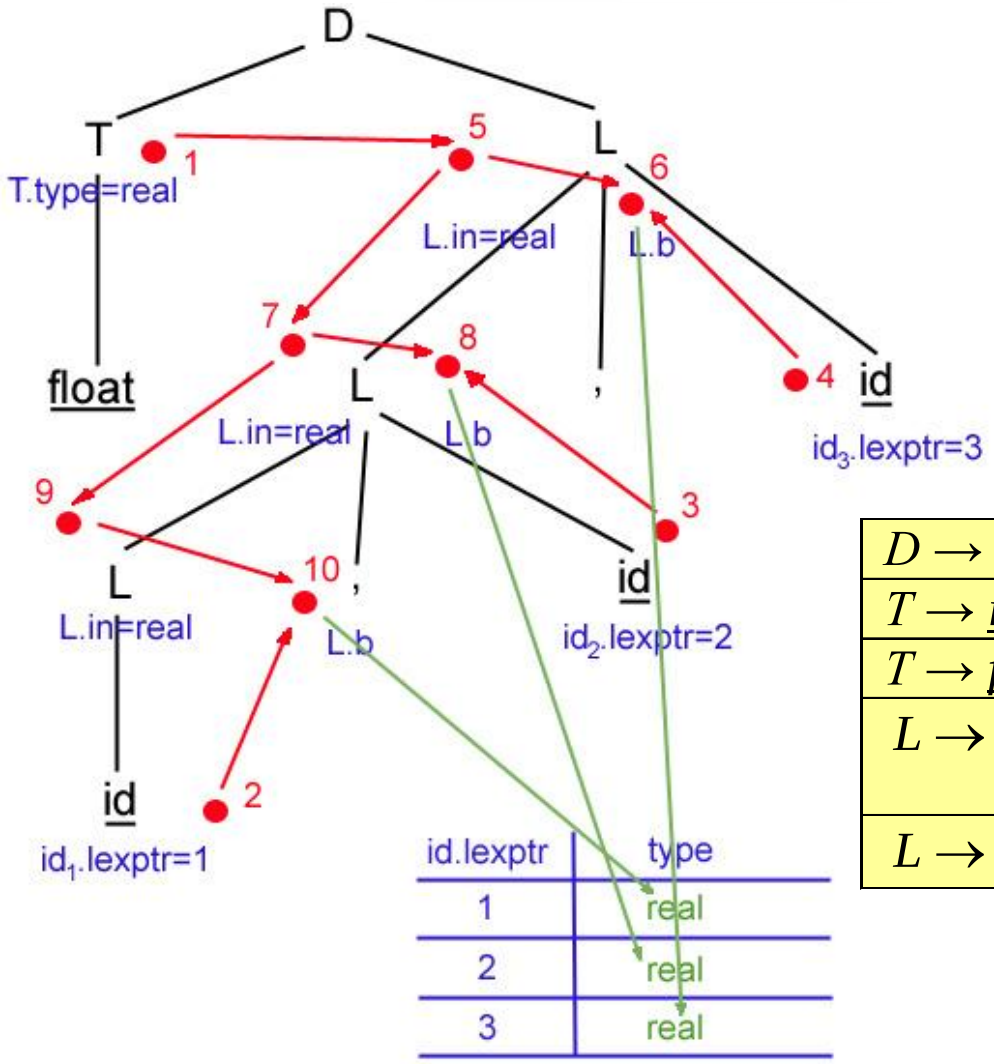
$D \rightarrow TL$	$L.in \leftarrow T.type$
$T \rightarrow \underline{int}$	$T.type \leftarrow integer$
$T \rightarrow \underline{float}$	$T.type \leftarrow real$
$L \rightarrow L_1, \underline{id}$	$L_1.in \leftarrow L.in$ $L.b \leftarrow addtype(\underline{id}.lexptr, L.in)$
$L \rightarrow \underline{id}$	$L.b \leftarrow addtype(\underline{id}.lexptr, L.in)$

Funkcja *addtype()* wstawia do tablicy symboli informację o typie zmiennej

Analizowane słowo: $\underline{float}\ \underline{id}_1, \underline{id}_2, \underline{id}_3$



Przykład – gramatyka atrybutywna z atrybutami dziedziczonymi



$D \rightarrow TL$	$L.in \leftarrow T.type$
$T \rightarrow \underline{int}$	$T.type \leftarrow integer$
$T \rightarrow \underline{float}$	$T.type \leftarrow real$
$L \rightarrow L_1, \underline{id}$	$L_1.in \leftarrow L.in$ $L.b \leftarrow addtype(\underline{id}.lexptr, L.in)$
$L \rightarrow \underline{id}$	$L.b \leftarrow addtype(\underline{id}.lexptr, L.in)$

Gramatyki L-atrybutywne

Definicja

Gramatyka atrybutywna jest gramatyką typu L (gramatyką L-atrybutywną), gdy każdy dziedziczony atrybut symbolu $X_j, 1 \leq j \leq n$ występującego w prawej stronie produkcji $X_0 \rightarrow X_1 X_2 ... X_n$ zależy tylko od:

(1) atrybutów symboli $X_1, X_2, ..., X_{j-1}$ pojawiających się z lewej strony symbolu X_j w prawej części produkcji,

(2) dziedziczonych atrybutów symbolu X_0 występującego w lewej stronie produkcji.

Każda gramatyka S-atrybutywna jest zarazem gramatyką L-atrybutywną.

Gramatyki L-atrybutywne

Dla gramatyk L-atrybutywnych możliwe jest obliczanie atrybutów podczas przeszukiwania drzewa rozbioru syntaktycznego w głąb metodą zejść rekurencyjnych (depth-first), zgodnie z ogólną procedurą DFVISIT:

```
procedure DFVISIST(n:wierzchołek);
begin
        for każdy potomek „m” wierzchołka „n” od lewej strony do prawej do
                begin
                        oblicz atrybuty dziedziczone dla „m”;
                        DFVISIT(m);
                end;
        oblicz atrybuty syntetyzowane dla „n”;
end;
```

Rozpoczęcie przeszukiwania=wywołanie:

DFVISIT(*korzeń_drzewa_rozbioru_syntaktycznego*);

Gramatyki L-atrybutywne

Gramatyki L-atrybutywne bazujące na gramatykach LL(1) umożliwiają obliczanie atrybutów równolegle z parsingiem top-down.

Przekształcanie gramatyk S-atrybutywnych w gramatyki L-atrybutywne bez lewej rekursji i przedstawianie ich w postaci schematów tłumaczenia.

We: gramatyka S-atrybutywna z lewą rekursją, np.:

$A \to A_1 Y \qquad \{A.a \leftarrow g(A_1.a, Y.y)\}$

$A \to X \qquad \{A.a \leftarrow f(X.x)\}$

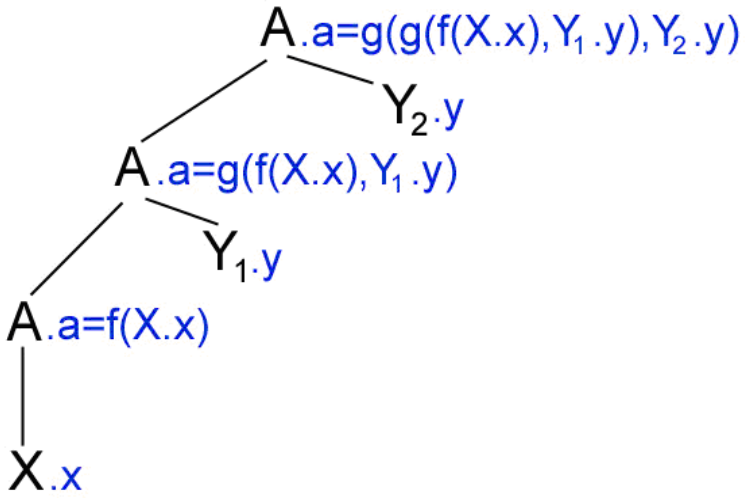
Wy: gramatyka L-atrybutywna bez lewej rekursji w postaci schematu tłumaczenia:

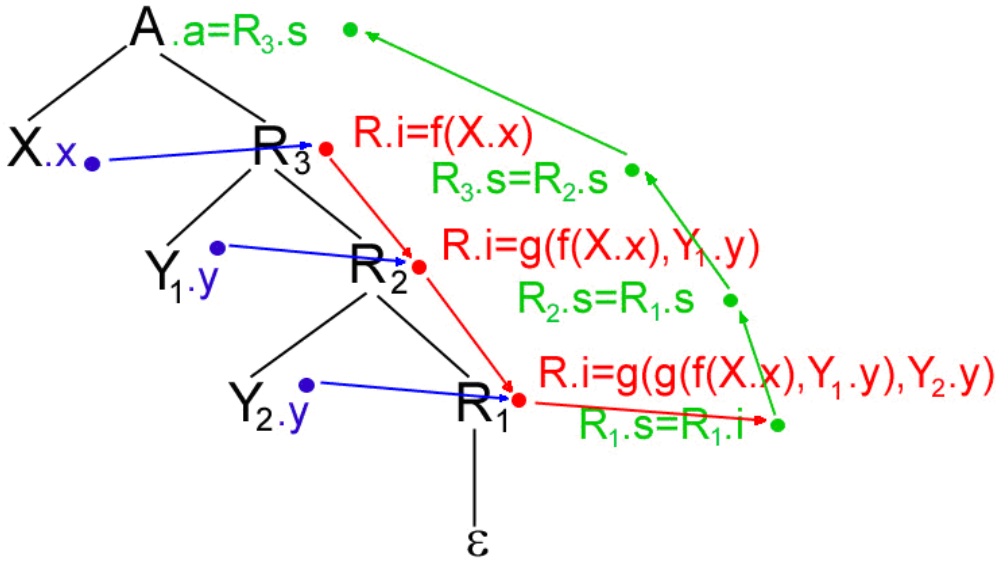
$A \to X \ \{R.i \leftarrow f(X.x)\}\ R\ \{A.a \leftarrow R.s\}$

$R \to Y \ \{R_1.i \leftarrow g(R.i, Y.y)\}\ R_1\ \{R.s \leftarrow R_1.s\}$

$R \to \varepsilon \ \{R.s \leftarrow R.i\}$

Gramatyki L-atrybutywne





We: gramatyka S-atrybutywna z lewą rekursją, np.:

$A \to A_1 Y \qquad \{A.a \leftarrow g(A_1.a, Y.y)\}$

$A \to X \qquad \{A.a \leftarrow f(X.x)\}$

Wy: gramatyka L-atrybutywna bez lewej rekursji w postaci schematu tłumaczenia:

$A \to X \ \{R.i \leftarrow f(X.x)\}\ R\ \{A.a \leftarrow R.s\}$

$R \to Y \ \{R_1.i \leftarrow g(R.i, Y.y)\}\ R_1\ \{R.s \leftarrow R_1.s\}$

$R \to \varepsilon \ \{R.s \leftarrow R.i\}$

Przykład – obliczanie wartości wyrażeń

$$E \rightarrow E_1 + T \qquad \{E.val \leftarrow E_1.val + T.val\}$$

$$E \rightarrow E_1 - T \qquad \{E.val \leftarrow E_1.val - T.val\}$$

$$E \rightarrow T \qquad \{E.val \leftarrow T.val\}$$

$$T \rightarrow (E) \qquad \{T.val \leftarrow E.val\}$$

$$T \rightarrow \underline{num} \qquad \{T.val \leftarrow \underline{num}.val\}$$

Po usunięciu lewej rekursji:

$$E \rightarrow TR$$

$$R \rightarrow +TR$$

$$R \rightarrow -TR$$

$$R \rightarrow \varepsilon$$

$$T \rightarrow (E)$$

$$T \rightarrow \underline{num}$$

Przykład – obliczanie wartości wyrażeń

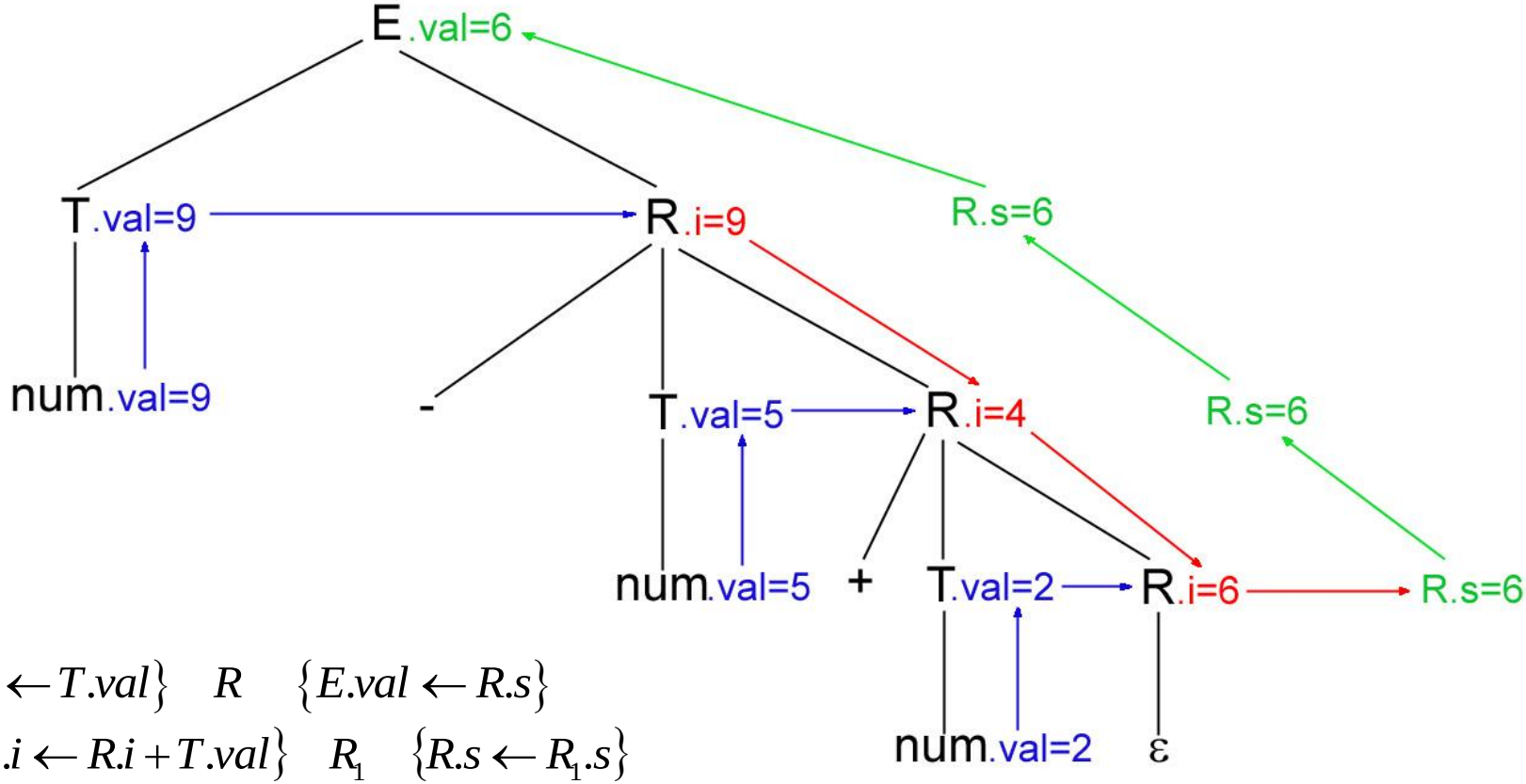
Po usunięciu lewej rekursji:

$$E \rightarrow TR$$
$$R \rightarrow +TR$$
$$R \rightarrow -TR$$
$$R \rightarrow \varepsilon$$
$$T \rightarrow (E)$$
$$T \rightarrow \underline{num}$$

i po przeróbce na gramatykę L-atrybutywną uzyskujemy schemat tłumaczenia:

$$E \rightarrow T \ \{R.i \leftarrow T.val\} \quad R \quad \{E.val \leftarrow R.s\}$$
$$R \rightarrow +T \ \{R_1.i \leftarrow R.i + T.val\} \quad R_1 \quad \{R.s \leftarrow R_1.s\}$$
$$R \rightarrow -T \ \{R_1.i \leftarrow R.i - T.val\} \quad R_1 \quad \{R.s \leftarrow R_1.s\}$$
$$R \rightarrow \varepsilon \ \{R.s \leftarrow R.i\}$$
$$T \rightarrow (E) \ \{T.val \leftarrow E.val\}$$
$$T \rightarrow \underline{num} \ \{T.val \leftarrow \underline{num}.val\}$$

Przykład – obliczanie wartości wyrażeń



$E \to T \ \{R.i \leftarrow T.val\} \quad R \quad \{E.val \leftarrow R.s\}$

$R \to +T \ \{R_1.i \leftarrow R.i + T.val\} \quad R_1 \quad \{R.s \leftarrow R_1.s\}$

$R \to -T \ \{R_1.i \leftarrow R.i - T.val\} \quad R_1 \quad \{R.s \leftarrow R_1.s\}$

$R \to \varepsilon \ \{R.s \leftarrow R.i\}$

$T \to (E) \ \{T.val \leftarrow E.val\}$

$T \to \underline{num} \ \{T.val \leftarrow \underline{num}.val\}$

Algorytm obliczania atrybutów w gramatyce L-atrybutywnej podczas parsingu rekurencyjnego

Algorytm tworzenia funkcji rekurencyjnych dla obliczania atrybutów gramatyki L-atrybutywnej bazującej na gramatyce LL(1) (obliczanie podczas parsingu)

We: schemat tłumaczenia dla LL(1) gramatyki typu L-atrybutywnego;
tablica parsera LL(1)

Wy: fragment kodu translatora.

1. Dla każdego nieterminala $A \in V$ konstruuje się funkcję o nazwie *A*. Każdemu atrybutowi dziedziczonemu symbolu nieterminalnego *A* odpowiadać ma jeden formalny parametr.
   Funkcja ma zwracać wartość atrybutu syntetyzowanego dla *A*. (Przyjęte założenie, że *A* posiada tylko jeden atrybut syntetyzowany nie powoduje utraty ogólności, gdyż można zwrócić wskaźnik do struktury zawierającej wartości większej liczby atrybutów syntetyzowanych symbolu *A*). Funkcja powinna zawierać zmienną lokalną dla każdego atrybutu każdego symbolu gramatyki pojawiającego się we wszystkich produkcjach $A \rightarrow \ldots$.

Algorytm obliczania atrybutów w gramatyce L-atrybutywnej podczas parsingu rekurencyjnego

2. W kodzie funkcji podejmuje się decyzję którą z produkcji typu $A \rightarrow \ldots$ użyto w danym wierzchołku na podstawie bieżącego symbolu wejściowego z wykorzystaniem tablicy parsera LL(1). Każdej produkcji $A \rightarrow \ldots$ odpowiada odrębna ścieżka w kodzie funkcji.

Algorytm obliczania atrybutów w gramatyce L-atrybutywnej podczas parsingu rekurencyjnego

3. W ramach kodu dla produkcji $A \to \ldots$ rozważamy terminale, nieterminala i akcje prawej strony produkcji w takiej kolejności, w jakiej występują one w schemacie tłumaczenia analizowanym od lewej do prawej:
   (a) dla terminala X z atrybutem (syntetyzowanym) $X.x$ obliczamy ten atrybut, zachowujemy jego wartość w zmiennej lokalnej i przesuwamy wejście (bierzemy następny symbol z wejścia),
   (b) dla nieterminala B generujemy wywołanie odpowiadającej funkcji:
   $B.s \leftarrow B(b_1,\ldots,b_k)$ gdzie:

   $B.s$ to zmienna lokalna dla atrybutu syntetyzowanego symbolu B

   $B(\ )$ - wywołanie funkcji dla symbolu B

   $b_1,\ldots,b_k$ - zmienne lokalne dla atrybutów dziedziczonych symbolu B

   (c) kopiujemy akcje zastępując odwołania do atrybutów odpowiednimi zmiennymi lokalnymi. Ostatnią akcją będzie obliczenie atrybutu syntetyzowanego nieterminala A stojącego po lewej stronie produkcji $A \to \ldots$. Wartość tę funkcja zwraca.

Algorytm obliczania atrybutów w gramatyce L-atrybutywnej podczas parsingu rekurencyjnego

Tak skonstruowane funkcje nie uwzględniają kontroli sytuacji błędnych (błędna postać ciągu wejściowego).

Rozpoczęcie parsingu i tłumaczenia następuje poprzez wywołanie funkcji dla symbolu początkowego gramatyki.

Przykład – obliczanie wartości wyrażeń

	num	(	)	+	-	$
E	$E \to TR$	$E \to TR$				
R			$R \to \varepsilon$	$R \to +TR$	$R \to -TR$	$R \to \varepsilon$
T	$T \to num$	$T \to (E)$				

$E \to T \{R.i \leftarrow T.val\} \quad R \quad \{E.val \leftarrow R.s\}$

```
function E : val;          /*zwraca E.val*/
        var T_val_loc, R_i_loc, R_s_loc : val;
begin
        if (lookahead=num) or (lookahead='(') then
                begin   /*produkcja E → TR*/
                        T_val_loc := T;
                        R_i_loc := T_val_loc;
                        R_s_loc := R(R_i_loc);
                        E := R_s_loc;
                end
        else error;
end;
```

Przykład – obliczanie wartości wyrażeń

	num	(	)	+	-	$
E	$E \to TR$	$E \to TR$				
R			$R \to \varepsilon$	$R \to +TR$	$R \to -TR$	$R \to \varepsilon$
T	$T \to \underline{num}$	$T \to (E)$				

$R \to +T \ \{R_1.i \leftarrow R.i + T.val\} \quad R_1 \quad \{R.s \leftarrow R_1.s\}$

```
function R(R_i : val) : val;     /*zwraca R.s*/
        var R_i_loc, R_s_loc, T_val_loc : val;
begin
        if (lookahead = '+') then       /*R → +TR*/
                begin
                        match (lookahead);
                        T_val_loc:=T;
                        R_i_loc:=R_i+T_val_loc;
                        R_s_loc:=R(R_i_loc);
                        R:=R_s_loc;
                end
        ……..……..
```

Przykład – obliczanie wartości wyrażeń

	num	(	)	+	-	$
E	$E \to TR$	$E \to TR$				
R			$R \to \varepsilon$	$R \to +TR$	$R \to -TR$	$R \to \varepsilon$
T	$T \to num$	$T \to (E)$				

$R \to -T \ \{R_1.i \leftarrow R.i - T.val\} \quad R_1 \quad \{R.s \leftarrow R_1.s\}$

$R \to \varepsilon \ \{R.s \leftarrow R.i\}$

```
function R(R_i : val) : val;     /*zwraca R.s*/
        var R_i_loc, R_s_loc, T_val_loc : val;
begin   if (lookahead = '+') then ……  /*R → +TR*/
        else if (lookahead='-') then     /* R → -TR */
                begin
                        match (lookahead);
                        T_val_loc:=T;
                        R_i_loc:=R_i-T_val_loc;
                        R_s_loc:=R(R_i_loc);
                        R:=R_s_loc;
                end
        else if (lookahead='$') or (lookahead=')') then       /* R → ε */
                R:=R_i
        else error;
end;
```

Przykład – obliczanie wartości wyrażeń

	num	(	)	+	-	$
E	$E \to TR$	$E \to TR$				
R			$R \to \varepsilon$	$R \to +TR$	$R \to -TR$	$R \to \varepsilon$
T	$T \to \underline{num}$	$T \to (E)$				

$T \to (E) \qquad \{T.val \leftarrow E.val\}$

$T \to \underline{num} \qquad \{T.val \leftarrow \underline{num}.val\}$

```
function T : val;        /*zwraca T.val*/
        var T_val_loc, E_val_loc, num_val_loc : val;
begin
        if  (lookahead = num) then    /*T → num*/
                begin
                        T_val_loc := value (num);
                        match (num);
                        T := T_val_loc;
                end
        else if (lookahead='(') then   ……   /* T → (E) */
        else error;
end;
```

Przykład – obliczanie wartości wyrażeń

	num	(	)	+	-	$
E	$E \to TR$	$E \to TR$				
R			$R \to \varepsilon$	$R \to +TR$	$R \to -TR$	$R \to \varepsilon$
T	$T \to \underline{num}$	$T \to (E)$				

$T \to (E) \quad \{T.val \leftarrow E.val\}$

$T \to \underline{num} \quad \{T.val \leftarrow \underline{num}.val\}$

```
function T : val;        /*zwraca T.val*/
        var T_val_loc, E_val_loc, num_val_loc : val;
begin
        if  (lookahead=num) then  ……  /*T → num*/
        else if  (lookahead='(') then   /* T → (E) */
                begin
                        match ('(');
                        E_val_loc:=E;
                        match (')');
                        T:=E_val_loc;
                end
        else error;
end;
```

Przykład – obliczanie wartości wyrażeń

```
var lookahead : token;          /*zmienna globalna – token podglądany
                                  na wejściu*/

procedure match (t:token);      /*realizacja operacji „pop”*/
begin
        if lookahead = t then
                lookahead := next_token
        else
                error;
        end;

function next_token : token;  /*czyta i zwraca token z wejścia; niszczy
                                przeczytany token*/
begin … end;

function value (t : token) : val;        /*zwraca wartość tokenu „num”*/
begin … end;
```

Przykład – obliczanie wartości wyrażeń

```
procedure error;                    /*sygnalizacja i obsługa błędów*/
begin … end;

function Translate : val            /*zwraca wynik interpretacji czyli wartość
                                    analizowanego wyrażenia*/
begin
        … /*czynności wstępne*/
        lookahead := next_token;        /*czytanie pierwszego tokenu*/
        Translate := E;             /*wywołanie funkcji rekurencyjnej dla
                                    symbolu początkowego gramatyki*/
end;
```

Algorytm obliczania atrybutów w gramatyce L-atrybutywnej podczas parsingu predykcyjnego (idea algorytmu)

Algorithm
LL(1) L-Attributed Evaluation

FOR each predicted production $X_0 \rightarrow X_1 X_2 \ldots X_n$.
  Push X_0's inherited attributes onto semantic stack.
  Push X_1's inherited attributes onto semantic stack.
  Parse X_1, then push X_1's synthesized attributes onto
    semantic stack.
  Push X_2's inherited attributes onto semantic stack.
  Parse X_2, then push X_2's synthesized attributes onto
    semantic stack ...
  Push X_n's inherited attributes onto semantic stack.
  Parse X_n, then push X_n's synthesized attributes onto
    semantic stack.
  Pop attributes of $X_1 X_2, \ldots, X_n$.
  Push synthesized attributes of X_0.
ENDFOR

Algorytm obliczania atrybutów w gramatyce L-atrybutywnej podczas parsingu predykcyjnego (przykład)

Gramatyka L-atrybutywna bez lewej rekursji w postaci schematu tłumaczenia:

$$A \to X \ \{R.i \leftarrow f(X.x)\}\ R\ \{A.s \leftarrow R.s\}$$
$$R \to Y \ \{R_1.i \leftarrow g(R.i, Y.y)\}\ R_1\ \{R.s \leftarrow R_1.s\}$$
$$R \to \varepsilon \ \{R.s \leftarrow R.i\}$$

Zamieniamy reguły obliczające atrybuty w **<symbole_akcji>.** Będą one umieszczane na stosie parsera jak terminale czy nieterminale i kojarzone z odpowiednimi regułami obliczającymi atrybuty. Przetwarzanie symboli akcji polega na obliczeniu atrybutu definiowanego przez regułę, zdjęciu ze stosu atrybutów niepotrzebnych argumentów reguły i położeniu na stosie atrybutów wartości obliczonego atrybutu.

$A \to X$ <$R.i$> R <$A.s$>
$R \to Y$ <$R_1.i$> R_1 <$R.s$>
$R \to \varepsilon$ <$R.s$>

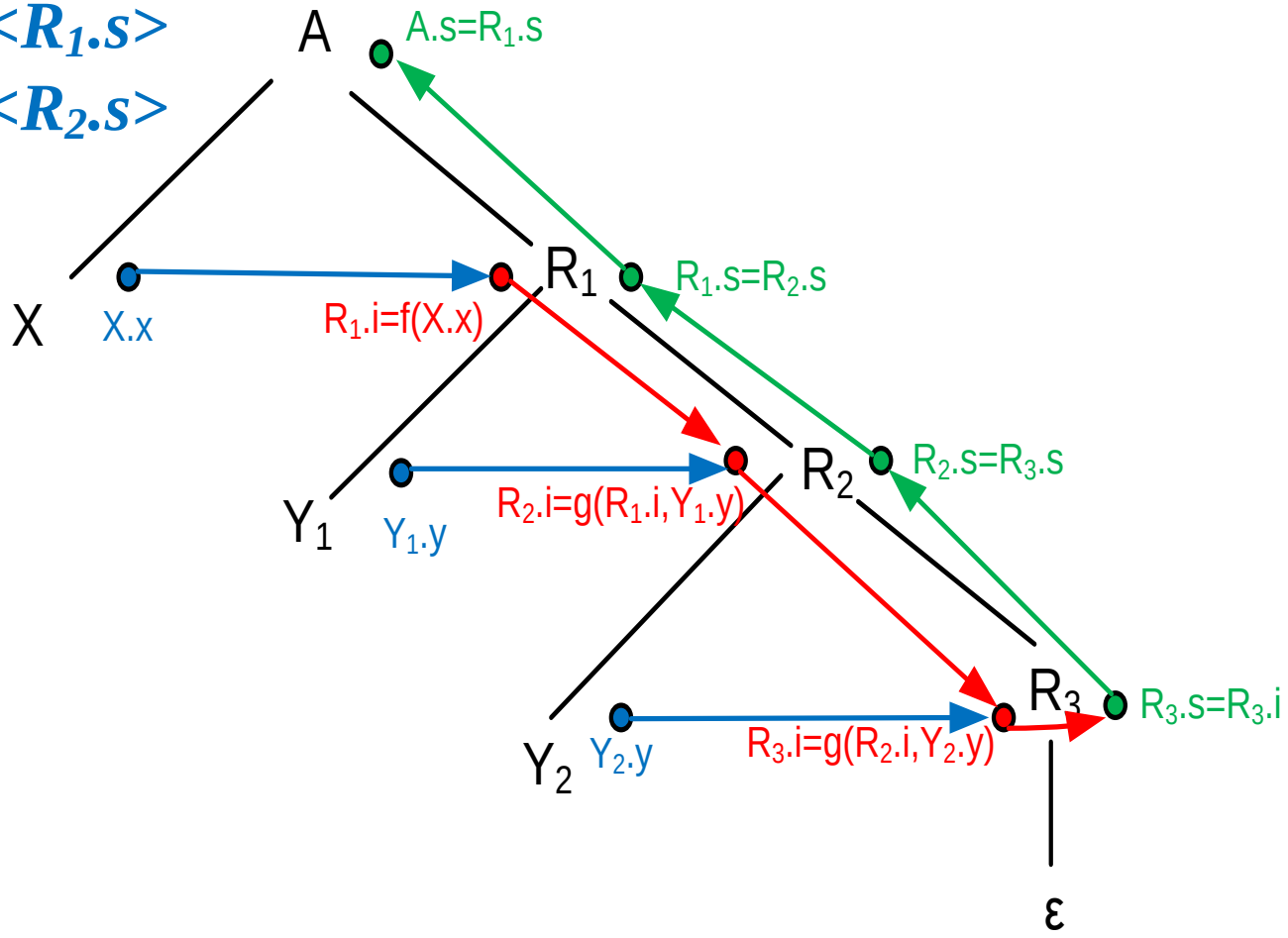
Algorytm obliczania atrybutów w gramatyce L-atrybutywnej podczas parsingu predykcyjnego - przykład

$A \rightarrow X \langle R_1.i \rangle R_1 \langle A.s \rangle$

$R_1 \rightarrow Y_1 \langle R_2.i \rangle R_2 \langle R_1.s \rangle$

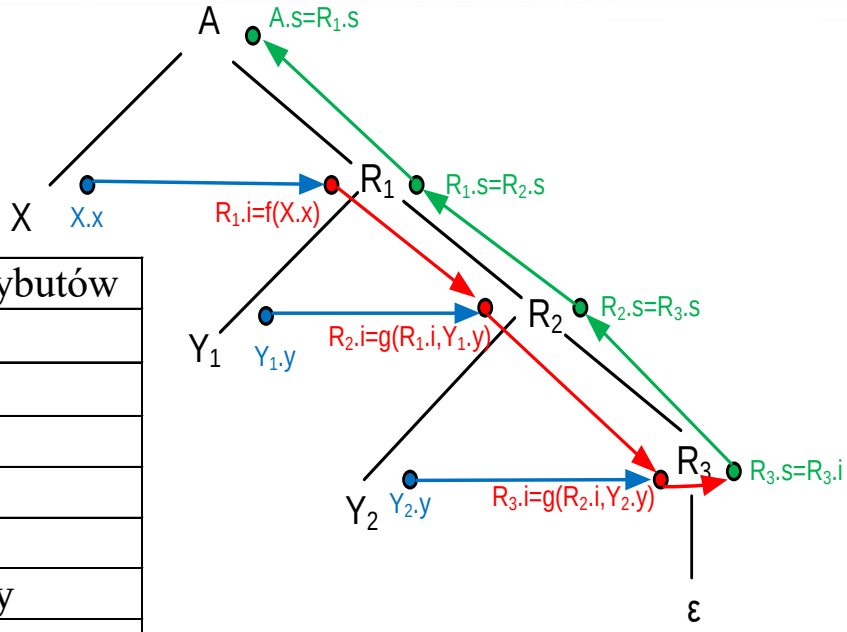
$R_2 \rightarrow Y_2 \langle R_3.i \rangle R_3 \langle R_2.s \rangle$

$R_3 \rightarrow \varepsilon \langle R_3.s \rangle$



Algorytm obliczania atrybutów w gramatyce L-atrybutywnej podczas parsingu predykcyjnego - przykład c. d.

$A \rightarrow X \langle R_1.i \rangle R_1 \langle A.s \rangle$
$R_1 \rightarrow Y_1 \langle R_2.i \rangle R_2 \langle R_1.s \rangle$
$R_2 \rightarrow Y_2 \langle R_3.i \rangle R_3 \langle R_2.s \rangle$
$R_3 \rightarrow \varepsilon \langle R_3.s \rangle$



Stos parsera	Wejście	Stos atrybutów
A	$XY_1Y_2\$$	ε
<A.s> R_1 <R_1.i> X	X $Y_1Y_2\$$	ε
<A.s> R_1 <R_1.i>	$Y_1Y_2\$$	X.x
<A.s> R_1	$Y_1Y_2\$$	R_1.i
<A.s> <R_1.s> R_2 <R_2.i> Y_1	$Y_1Y_2\$$	R_1.i
<A.s> <R_1.s> R_2 <R_2.i>	$Y_2\$$	R_1.i Y_1.y
<A.s> <R_1.s> R_2	$Y_2\$$	R_2.i
<A.s> <R_1.s> <R_2.s> R_3 <R_3.i> Y_2	$Y_2\$$	R_2.i
<A.s> <R_1.s> <R_2.s> R_3 <R_3.i>	$	R_2.i Y_2.y
<A.s> <R_1.s> <R_2.s> R_3	$	R_3.i
<A.s> <R_1.s> <R_2.s> <R_3.s>	$	R_3.i
<A.s> <R_1.s> <R_2.s>	$	R_3.s
<A.s> <R_1.s>	$	R_2.s
<A.s>	$	R_1.s
ε	$	A.s

Translacja bottom-up dla gramatyk L-atrybutywnych

Metoda poniższa może być stosowana do tych wszystkich gramatyk, co poprzednio (tzn. dla L-atrybutywnych definicji opartych na gramatykach LL(1)), a także dla wielu (choć nie wszystkich) gramatyk L-atrybutywnych opartych na gramatykach LR(1).

Na przykładzie zostanie przedstawione likwidowanie „akcji wewnętrznych” w schematach tłumaczenia poprzez wprowadzenie dodatkowych nieterminali.

Przykład: wypisywanie wyrażeń w odwrotnej notacji polskiej

Gramatyka atrybutywna typu L:

$E \to TR$

$R \to +T \ \{R_1.i \leftarrow print\ (\text{'}+\text{'})\} \quad R_1$

$R \to -T \ \{R_1.i \leftarrow print\ (\text{'}-\text{'})\} \quad R_1$

$R \to \varepsilon$

$T \to \underline{num} \quad \{T.s \leftarrow print(text(\underline{num}.val))\}$

Jest transformowana do postaci typu S:

$E \to \overset{(1)}{TR}$

$R \to \overset{(2)}{+TMR} \mid \overset{(3)}{-TNR} \mid \overset{(4)}{\varepsilon}$

$T \to \overset{(5)}{\underline{num}} \qquad \{T.s \leftarrow print(text(\underline{num}.val))\}$

$M \to \overset{(6)}{\underline{\varepsilon}} \qquad \{M.s \leftarrow print\ (\text{'}+\text{'})\}$

$N \to \overset{(7)}{\underline{\varepsilon}} \qquad \{N.s \leftarrow print\ (\text{'}-\text{'})\}$

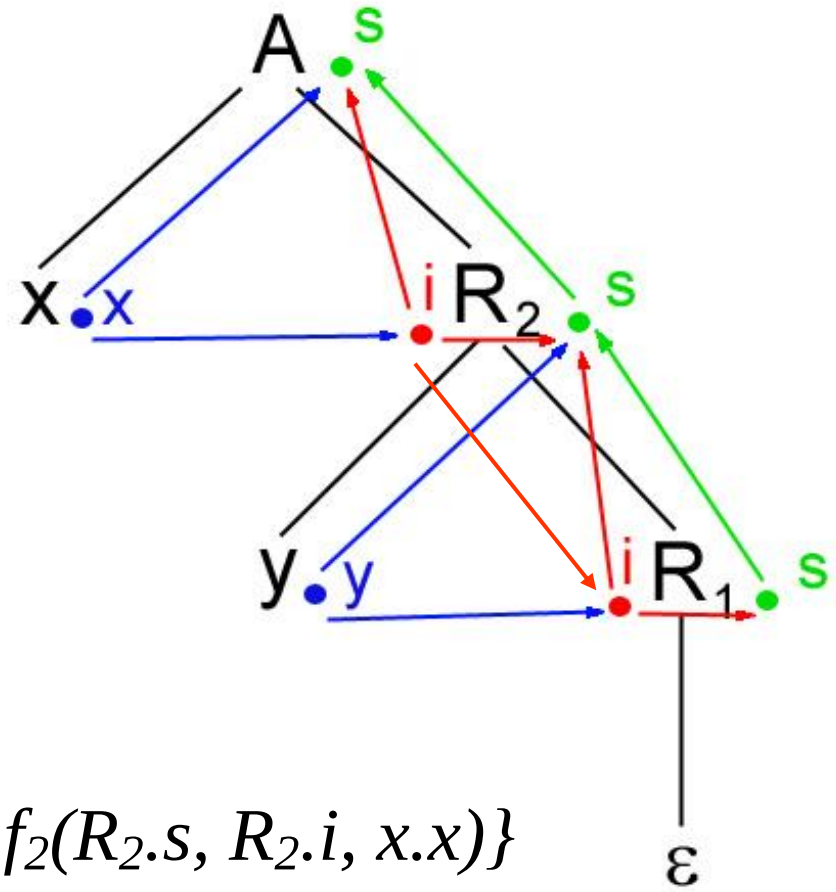
Przykład: wypisywanie wyrażeń w odwrotnej notacji polskiej

state	we	wy	
	9-5+2		
num	-5+2		*shift*
T	-5+2	9	*red 5*
T-	5+2	9	*shift*
T-num	+2	9	*shift*
T-T	+2	95	*red 5*
T-TN	+2	95-	*red 7*
T-TN+	2	95-	*shift*
T-TN+num	ε	95-	*shift*
T-TN+T	ε	95-2	*red 5*
T-TN+TM	ε	95-2+	*red 6*
T-TN+TMR	ε	95-2+	*red 4*
T-TNR	ε	95-2+	*red 2*
TR	ε	95-2+	*red 3*
E	ε	95-2+	*red 1*
			acc

(1) $E \rightarrow TR$
(2) $R \rightarrow +TMR$
(3) $R \rightarrow -TNR$
(4) $R \rightarrow \varepsilon$
(5) $T \rightarrow \underline{num}$ *{print(text(num.val))}*
(6) $M \rightarrow \varepsilon$ *{print ('+')}*
(7) $N \rightarrow \varepsilon$ *{print ('–')}*

Przykład – tworzenie nowych nieterminali dla atrybutów dziedziczonych

$$A \rightarrow xR$$
$$R \rightarrow yR$$
$$R \rightarrow \varepsilon$$



$A \rightarrow x\ \{R_2.i \leftarrow f_1(x.x)\}\ R_2\ \{A.s \leftarrow f_2(R_2.s, R_2.i, x.x)\}$

$R_2 \rightarrow y\ \{R_1.i \leftarrow f_3(y.y, R_2.i)\}\ R_1\ \{R_2.s \leftarrow f_4(R_1.s, R_1.i, R_2.i, y.y)\}$

$R_1 \rightarrow \varepsilon\ \{R_1.s \leftarrow f_5(R_1.i)\}$

Przykład – tworzenie nowych nieterminali dla atrybutów dziedziczonych

Gramatyka:

$A \rightarrow x$ **$\{R_2.i \leftarrow f_1(x.x)\}$** R_2 $\{A.s \leftarrow f_2(R_2.s, R_2.i, x.x)\}$

$R_2 \rightarrow y$ **$\{R_1.i \leftarrow f_3(y.y, R_2.i)\}$** R_1 $\{R_2.s \leftarrow f_4(R_1.s, R_1.i, R_2.i, y.y)\}$

$R_1 \rightarrow \varepsilon$ $\{R_1.s \leftarrow f_5(R_1.i)\}$

jest transformowana do postaci:

(1) $A \rightarrow x\, M\, R_2 \{A.s \leftarrow f_2(R_2.s, R_2.i, x.x)\}$

(2) $R_2 \rightarrow y\, N\, R_1 \{R_2.s \leftarrow f_4(R_1.s, R_1.i, R_2.i, y.y)\}$

(3) $R_1 \rightarrow \varepsilon \{R_1.s \leftarrow f_5(R_1.i)\}$

(4) $M \rightarrow \varepsilon \{R_2.i \leftarrow f_1(x.x)\}$

(5) $N \rightarrow \varepsilon \{R_1.i \leftarrow f_3(y.y, R_2.i)\}$

Przykład – tworzenie nowych nieterminali dla atrybutów dziedziczonych

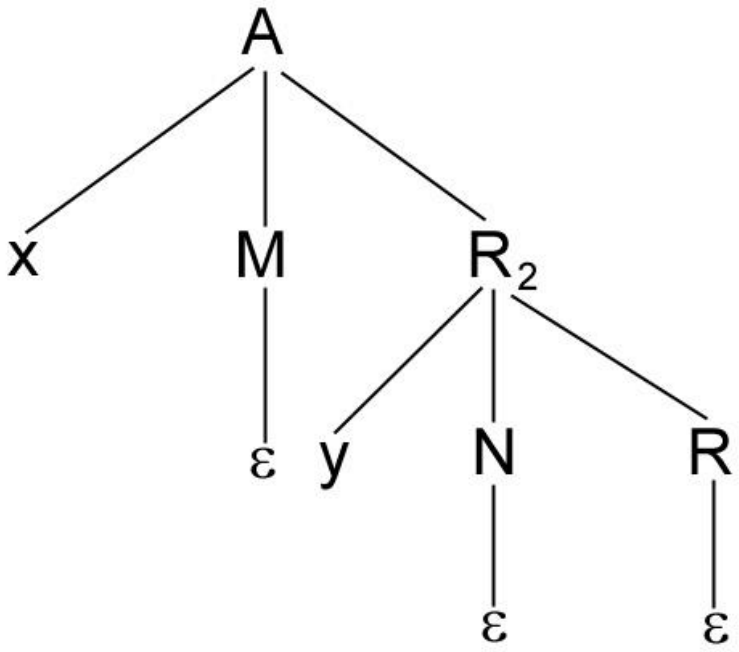
(1) $A \to x\,M\,R_2 \left\{ A.s \leftarrow f_2\left(R_2.s, R_2.i, x.x\right) \right\}$

(2) $R_2 \to y\,N\,R_1 \left\{ R_2.s \leftarrow f_4\left(R_1.s, R_1.i, R_2.i, y.y\right) \right\}$

(3) $R_1 \to \varepsilon \left\{ R_1.s \leftarrow f_5\left(R_1.i\right) \right\}$

(4) $M \to \varepsilon \left\{ R_2.i \leftarrow f_1\left(x.x\right) \right\}$

(5) $N \to \varepsilon \left\{ R_1.i \leftarrow f_3\left(y.y, R_2.i\right) \right\}$

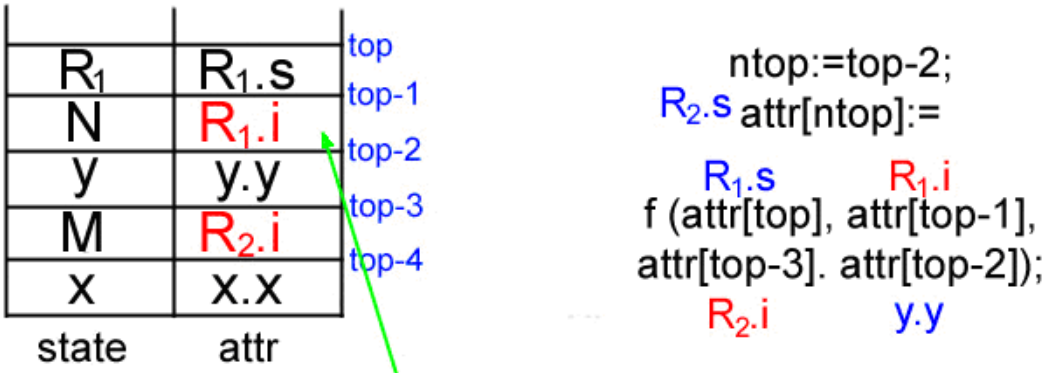


state	attr	we	
ε	ε	xy	shift
x	$x.x$	y	red 4
$x\,M$	$x.x\ \ R_2.i$	y	shift
$x\,M\,y$	$x.x\ \ R_2.i\ \ y.y$	ε	red 5
$x\,M\,y\,N$	$x.x\ \ R_2.i\ \ y.y\ \ R_1.i$	ε	red 3
$x\,M\,y\,N\,R_1$	$x.x\ \ R_2.i\ \ y.y\ \ R_1.i\ \ \ R_1.s$	ε	red 2
$x\,M\,R_2$	$x.x\ \ R_2.i\ \ \ R_2.s$	ε	red 1
A	$A.s$	ε	acc

Przykład – tworzenie nowych nieterminali dla atrybutów dziedziczonych

$$(2) \quad R_2 \to y\, N\, R_1 \left\{ R_2.s \leftarrow f_4\left(R_1.s, R_1.i, R_2.i, y.y\right) \right\}$$

Przed redukcją



ntop:=top-2;
$R_2.s$ attr[ntop]:=

$R_1.s$ $R_1.i$
f (attr[top], attr[top-1],
attr[top-3]. attr[top-2]);
$R_2.i$ y.y

Po redukcji

atrybut dziedziczony zawsze bezpośrednio pod atrybutem syntetyzowanym symbolu R, o ile symbol R znajduje się na stosie

Parsing bottom-up dla gramatyk L-atrybutywnych

Ogólny algorytm obliczania atrybutów w trakcie parsingu bottom-up dla gramatyk L-atrybutywnych opartych na gramatykach LL(1) (a także dla niektórych LR(1) nie będących LL(1))

We: Gramatyka L-atrybutywna oparta na gramatyce LL(1); gramatyka syntaktyczna nie zawiera symbolu początkowego w prawych stronach produkcji.

Zał: Symbol początkowy gramatyki nie posiada atrybutu dziedziczonego. Każdy symbol gramatyki posiada jeden atrybut syntetyzowany i jeden dziedziczony.

Wy: Algorytm parsera bottom-up obliczającego atrybuty podczas analizy słowa wejściowego.

Parsing bottom-up dla gramatyk L-atrybutywnych

$A.i$ - atrybut dziedziczony A; $A.s$ - atrybut syntetyzowany A

$X_j.i$ - atrybut dziedziczony X_j; $X_j.s$ - atrybut syntetyzowany X_j

Każda produkcja: $A \to X_1 X_2 ... X_j ... X_n$ jest przekształcana do postaci:

$A \to M_1 X_1 M_2 X_2 ... M_j X_j ... M_n X_n$

$M_1 \to \varepsilon$

$M_2 \to \varepsilon$

.....

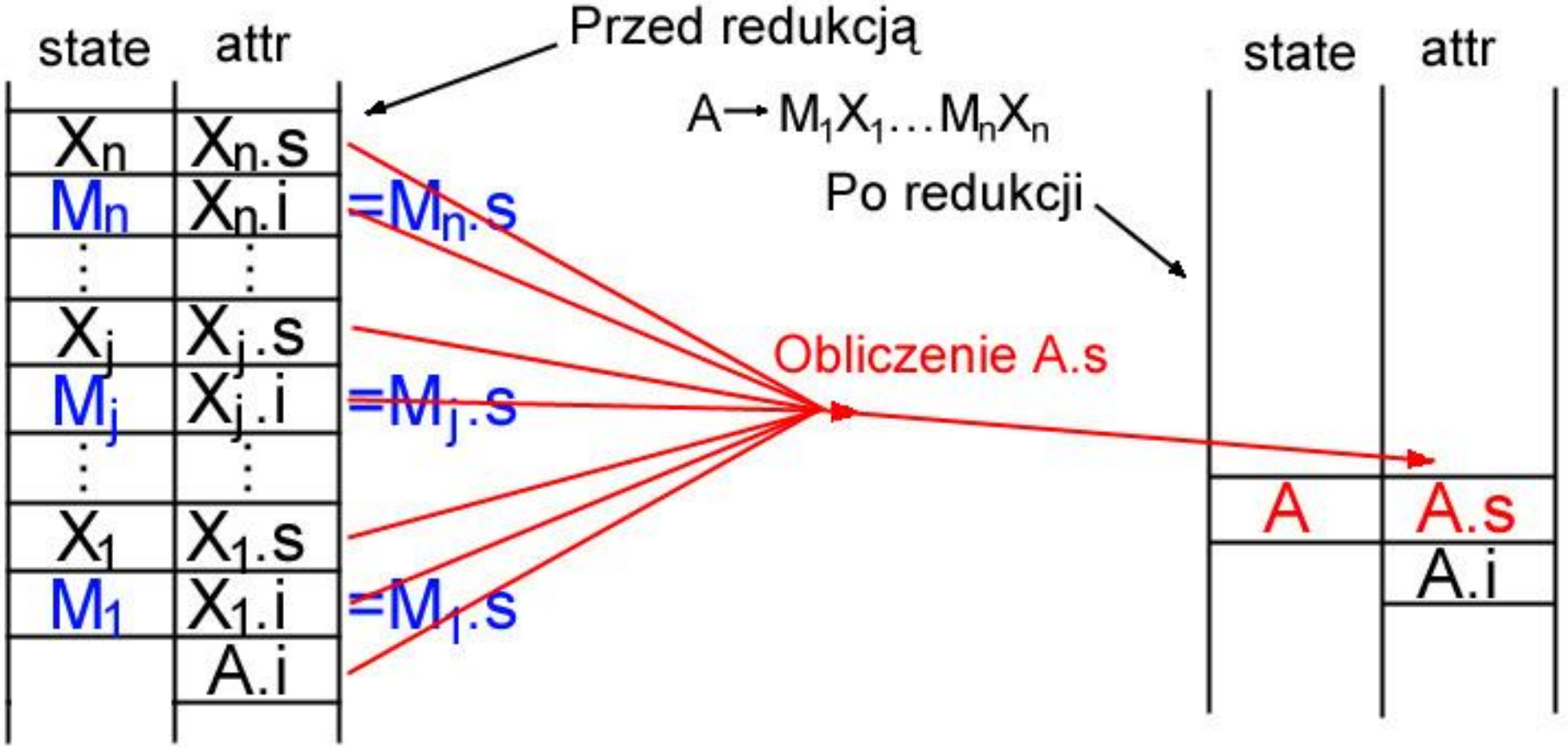
$M_j \to \varepsilon$

.....

$M_n \to \varepsilon$

Atrybut dziedziczony $X_j.i$ każdego symbolu X_j jest utożsamiany z atrybutem syntetyzowanym $M_j.s$ dodatkowego nieterminala M_j.

Parsing bottom-up dla gramatyk L-atrybutywnych



Parsing bottom-up dla gramatyk L-atrybutywnych