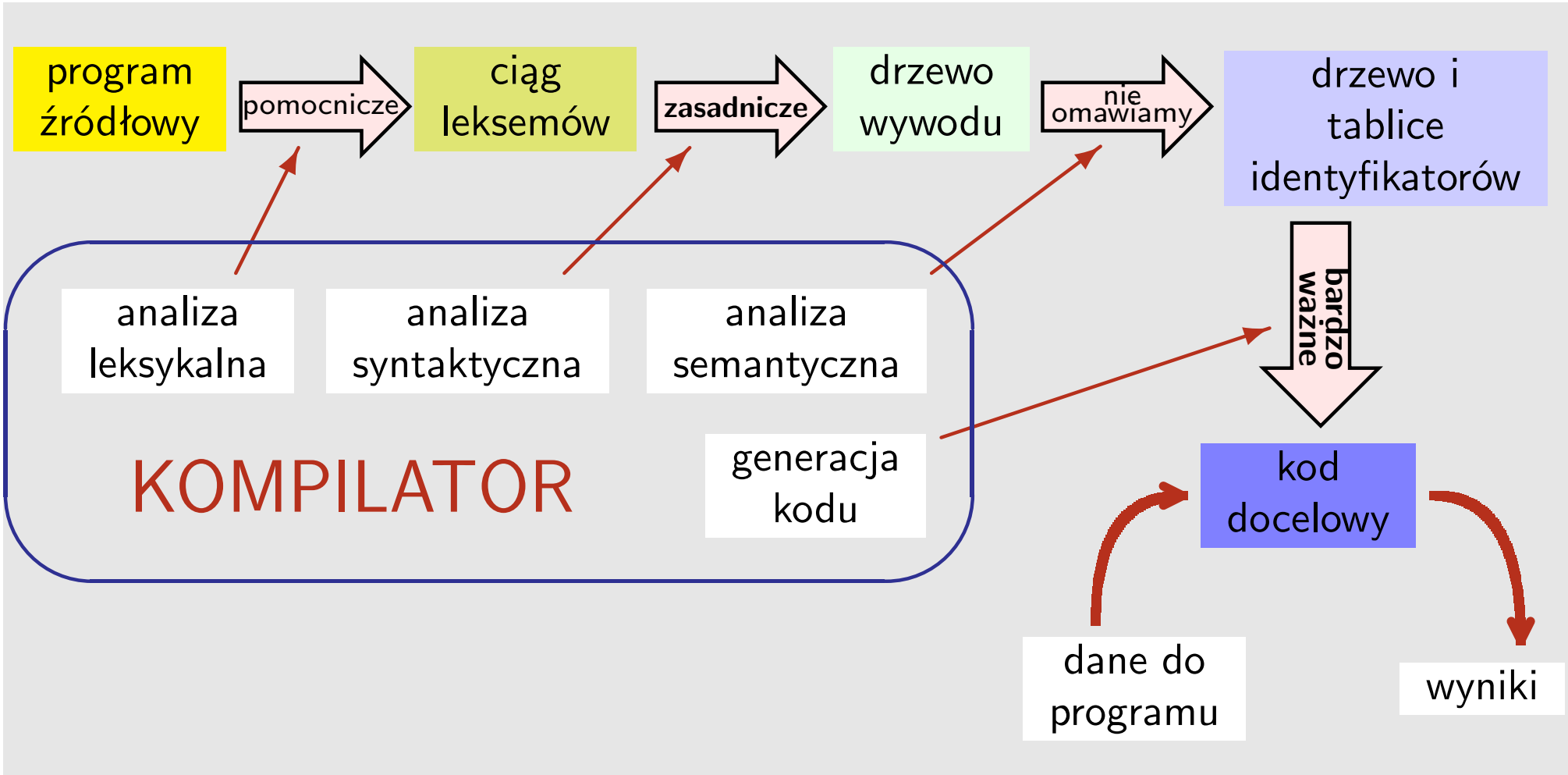
Stefan Sokołowski

JĘZYKI FORMALNE I METODY KOMPILACJI

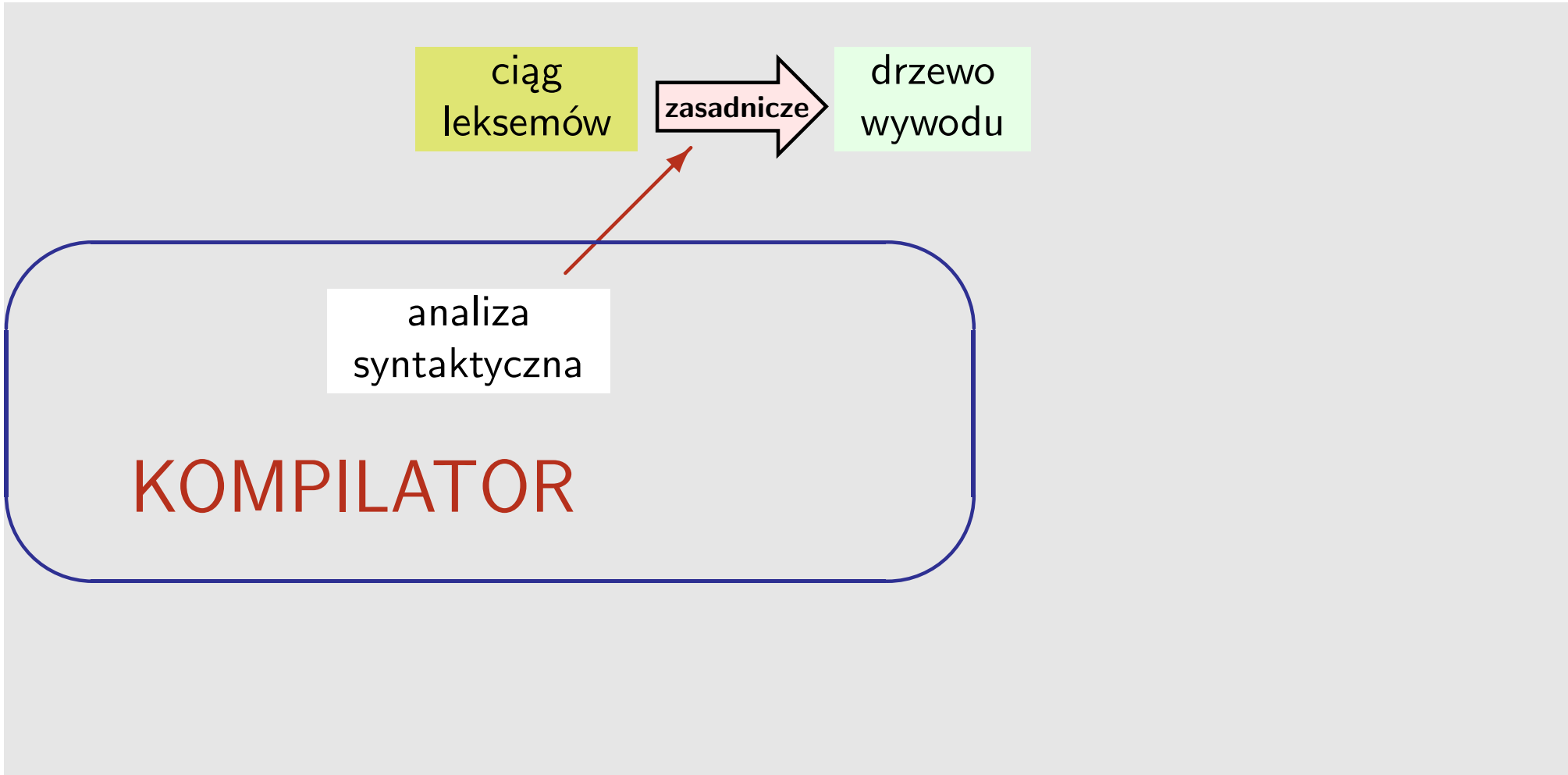
wykład 7

Inst. Informatyki Stosowanej, ANS
Elbląg, 2024/2025

Uproszczony schemat kompilacji



Uproszczony schemat kompilacji



Różne metody analizy syntaktycznej

Rozbiór słowa
— budowanie jego drzewa wywodu w danej gramatyce **bezkontekstowej**.

Różne metody analizy syntaktycznej

Rozbiór słowa
— budowanie jego drzewa wywodu w danej gramatyce **bezkontekstowej**.

Synonimy: rozbiór = analiza syntaktyczna = parsing.

Różne metody analizy syntaktycznej

Rozbiór słowa
— budowanie jego drzewa wywodu w danej gramatyce **bezkontekstowej**.

Synonimy: rozbiór = analiza syntaktyczna = parsing.

Parser
— program (procedura, podprogram) dokonujący rozbioru.

Różne metody analizy syntaktycznej

Rozbiór słowa
— budowanie jego drzewa wywodu w danej gramatyce **bezkontekstowej**.

Synonimy: rozbiór = analiza syntaktyczna = parsing.

Parser
— program (procedura, podprogram) dokonujący rozbioru.

Budowy drzewa wywodu można dokonywać

- albo od strony korzenia (rozbiór *zstępujący*),
- albo od strony liści (rozbiór *wstępujący*).

Różne metody analizy syntaktycznej

Rozbiór słowa
— budowanie jego drzewa wywodu w danej gramatyce **bezkontekstowej**.

Synonimy: rozbiór = analiza syntaktyczna = parsing.

Parser
— program (procedura, podprogram) dokonujący rozbioru.

Budowy drzewa wywodu można dokonywać

- albo od strony korzenia (rozbiór *zstępujący*),
- albo od strony liści (rozbiór *wstępujący*).

Jest wiele metod rozbioru danego słowa; różnią się

- zakresem stosowalności (do jakich rodzajów gramatyk bezkontekstowych się nadają)

Różne metody analizy syntaktycznej

Rozbiór słowa
— budowanie jego drzewa wywodu w danej gramatyce **bezkontekstowej**.

Synonimy: rozbiór = analiza syntaktyczna = parsing.

Parser
— program (procedura, podprogram) dokonujący rozbioru.

Budowy drzewa wywodu można dokonywać

- albo od strony korzenia (rozbiór *zstępujący*),
- albo od strony liści (rozbiór *wstępujący*).

Jest wiele metod rozbioru danego słowa; różnią się

- zakresem stosowalności (do jakich rodzajów gramatyk bezkontekstowych się nadają),
- oraz efektywnością (jak szybko działają i ile potrzebują pamięci).

Różne metody analizy syntaktycznej

Rozbiór słowa
— budowanie jego drzewa wywodu w danej gramatyce **bezkontekstowej**.

Synonimy: rozbiór = analiza syntaktyczna = parsing.

Parser
— program (procedura, podprogram) dokonujący rozbioru.

Budowy drzewa wywodu można dokonywać

- albo od strony korzenia (rozbiór *zstępujący*),
- albo od strony liści (rozbiór *wstępujący*).

Jest wiele metod rozbioru danego słowa; różnią się

- zakresem stosowalności (do jakich rodzajów gramatyk bezkontekstowych się nadają),
- oraz efektywnością (jak szybko działają i ile potrzebują pamięci).

Programy do automatycznego tworzenia parserów potrafią na ogół dobrać optymalny (albo przynajmniej niezły) parser do danej gramatyki.

Koszty

- Do każdej **jednoznacznej** gramatyki bezkontekstowej można zbudować parser, działający w czasie $\mathcal{O}(n^3)$, gdzie n jest długością ciągu terminali na wejściu.

Koszty

- Do każdej **jednoznacznej** gramatyki bezkontekstowej można zbudować parser, działający w czasie $\mathcal{O}(n^3)$, gdzie n jest długością ciągu terminali na wejściu.
- Ta złożoność wynika z działania przez próbowanie i wycofywanie się w przypadku złego dopasowania; drzewo wywodu jest wielokrotnie budowane i niszczone.

Koszty

- Do każdej **jednoznacznej** gramatyki bezkontekstowej można zbudować parser, działający w czasie $\mathcal{O}(n^3)$, gdzie n jest długością ciągu terminali na wejściu.
- Ta złożoność wynika z działania przez próbowanie i wycofywanie się w przypadku złego dopasowania; drzewo wywodu jest wielokrotnie budowane i niszczone.
- Niezbyt bolesne ograniczenia na gramatyki umożliwiają istnienie parsera, działającego w czasie $\mathcal{O}(n)$, czyli znacznie szybciej.

Koszty

- Do każdej **jednoznacznej** gramatyki bezkontekstowej można zbudować parser, działający w czasie $\mathcal{O}(n^3)$, gdzie n jest długością ciągu terminali na wejściu.
- Ta złożoność wynika z działania przez próbowanie i wycofywanie się w przypadku złego dopasowania; drzewo wywodu jest wielokrotnie budowane i niszczone.
- Niezbyt bolesne ograniczenia na gramatyki umożliwiają istnienie parsera, działającego w czasie $\mathcal{O}(n)$, czyli znacznie szybciej.
- **Wszystkie** praktycznie stosowane parsery działają w czasie $\mathcal{O}(n)$.

Rekursywny parser zstępujący

Analiza *top-down* — zstępująca.

Rekursywny parser zstępujący

Analiza *top-down* — zstępująca. Zawiera po jednej funkcji rekursywnej dla każdego nieterminala.

Rekursywny parser zstępujący

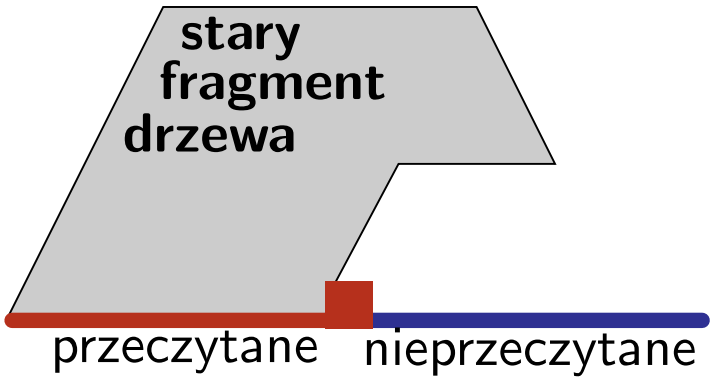
Analiza *top-down* — zstępująca. Zawiera po jednej funkcji rekursywnej dla każdego nieterminala. Funkcja dla nieterminala $\langle X \rangle$

- konstruuje nad leksemami z wejścia drzewo wywodu z nieterminalem $\langle X \rangle$ w korzeniu

Rekursywny parser zstępujący

Analiza *top-down* — zstępująca. Zawiera po jednej funkcji rekursywnej dla każdego nieterminala. Funkcja dla nieterminala $\langle X \rangle$

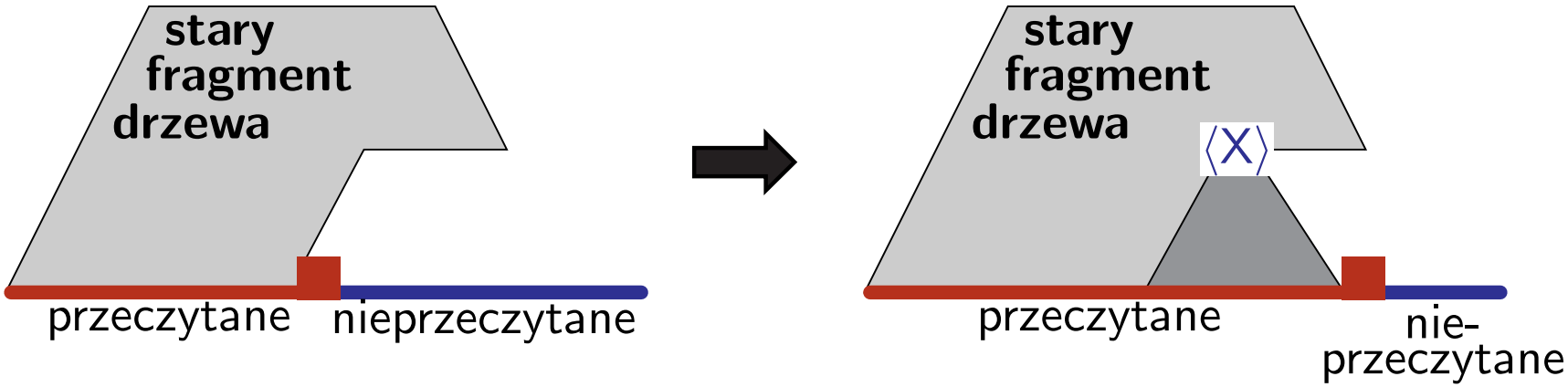
- konstruuje nad leksemami z wejścia drzewo wywodu z nieterminalem $\langle X \rangle$ w korzeniu:



Rekursywny parser zstępujący

Analiza *top-down* — zstępująca. Zawiera po jednej funkcji rekursywnej dla każdego nieterminala. Funkcja dla nieterminala $\langle X \rangle$

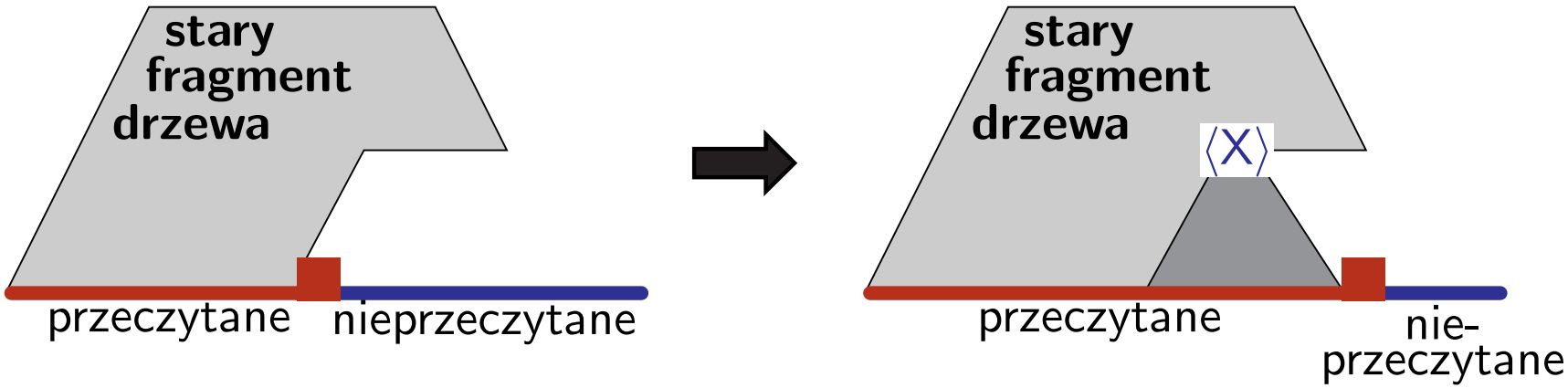
- konstruuje nad leksemami z wejścia drzewo wywodu z nieterminalem $\langle X \rangle$ w korzeniu:



Rekursywny parser zstępujący

Analiza *top-down* — zstępująca. Zawiera po jednej funkcji rekursywnej dla każdego nieterminala. Funkcja dla nieterminala $\langle X \rangle$

- konstruuje nad leksemami z wejścia drzewo wywodu z nieterminalem $\langle X \rangle$ w korzeniu:

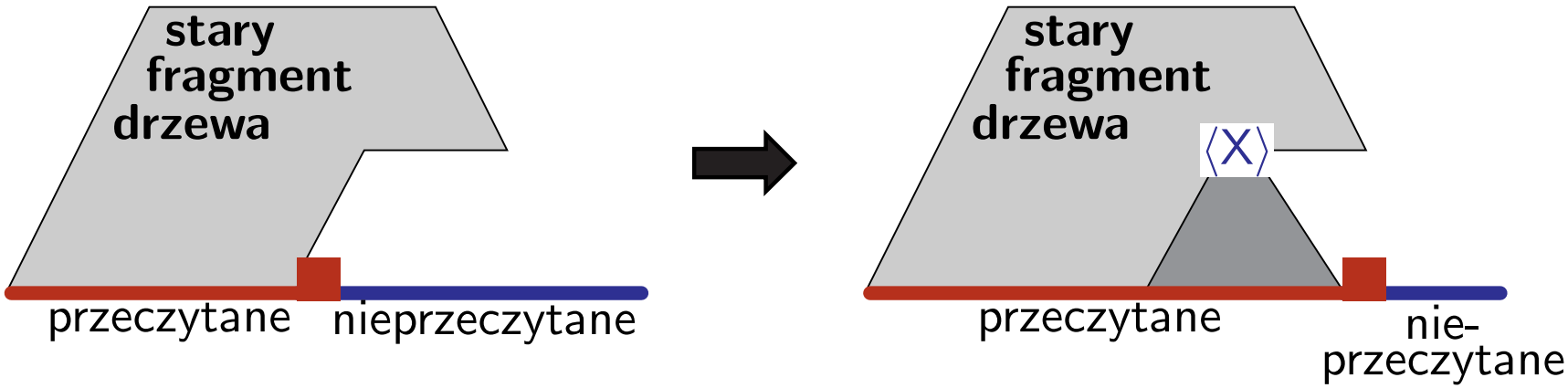


- przed — znany (wczytany) jest pierwszy liść (leksem) tego drzewa; po — znany jest pierwszy leksem *spoza* korony tego drzewa;

Rekursywny parser zstępujący

Analiza *top-down* — zstępująca. Zawiera po jednej funkcji rekursywnej dla każdego nieterminala. Funkcja dla nieterminala ⟨X⟩

- konstruuje nad leksemami z wejścia drzewo wywodu z nieterminalem ⟨X⟩ w korzeniu:



- przed — znany (wczytany) jest pierwszy liść (leksem) tego drzewa; po — znany jest pierwszy leksem *spoza* korony tego drzewa;
- może zasygnalizować błąd i wtedy program ją wywołujący stara się znaleźć inną produkcję do zastosowania.

Rekursywny parser zstępujący

$\langle B \rangle ::= \mathtt{w}\langle B \rangle \mid \mathtt{w}$

Rekursywny parser zstępujący

⟨B⟩ ::= w⟨B⟩ | w

```
Boolean B(drzewo* drz) {




}
```

Rekursywny parser zstępujący

$\langle B \rangle ::= w\langle B \rangle \mid w$

KONSTRUOWANE DRZEWO

```
Boolean B(drzewo* drz) {




}
```

Rekursywny parser zstępujący

⟨B⟩ ::= w⟨B⟩ | w

CZY SIĘ UDAŁO

KONSTRUOWANE DRZEWO

```
Boolean B(drzewo* drz) {




}
```

Rekursywny parser zstępujący

⟨B⟩ ::= w⟨B⟩ | w

CZY SIĘ UDAŁO

KONSTRUOWANE DRZEWO

```
Boolean B(drzewo* drz) {
 drzewo  drz1;
 if (nowyleks('w'))
 else  return false;
}
```

Rekursywny parser zstępujący

⟨B⟩ ::= w⟨B⟩ | w

CZY SIĘ UDAŁO

KONSTRUOWANE DRZEWO

```
Boolean B(drzewo* drz) {
 drzewo  drz1;
 if (nowyleks('w'))
  if (B(&drz1)){


  }
  else {


  }
 else  return false;
}
```

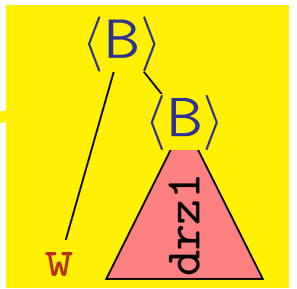
Rekursywny parser zstępujący

⟨B⟩ ::= w⟨B⟩ | w

CZY SIĘ UDAŁO

KONSTRUOWANE DRZEWO

```
Boolean B(drzewo* drz) {
 drzewo  drz1;
 if (nowyleks('w'))
  if (B(&drz1)){
   *drz = ...;
   return true;
  }
  else {


  }
 else  return false;
}
```



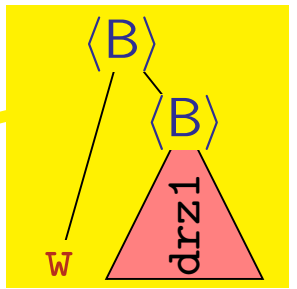
Rekursywny parser zstępujący

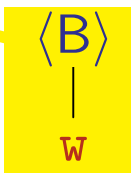
⟨B⟩ ::= w⟨B⟩ | w

CZY SIĘ UDAŁO

KONSTRUOWANE DRZEWO

```
Boolean B(drzewo* drz) {
 drzewo  drz1;
 if (nowyleks('w'))
  if (B(&drz1)){
   *drz = ...;
   return true;
  }
  else {
   *drz = ...;
   return true;
  }
 else  return false;
}
```





Rekursywny parser zstępujący

⟨A⟩ ::= y⟨A⟩⟨B⟩z | x

```
*drz = ...;
return true;
```

Rekursywny parser zstępujący

⟨A⟩ ::= y⟨A⟩⟨B⟩z | x

```
Boolean A(drzewo* drz) {
 drzewo  drz1, drz2;




}
```

Rekursywny parser zstępujący

⟨A⟩ ::= y⟨A⟩⟨B⟩z | x

```
Boolean A(drzewo* drz) {
 drzewo  drz1, drz2;
 if (nowyleks('y'))
 else
  if (nowyleks('x')) {
  }
  else  return false;
}
```

Rekursywny parser zstępujący

⟨A⟩ ::= y⟨A⟩⟨B⟩z | x

```
Boolean A(drzewo* drz) {
 drzewo  drz1, drz2;
 if (nowyleks('y'))
  if (A(&drz1))









  else blad("brakuje nieterminala  <A>");
 else
  if (nowyleks('x')) {


  }
  else  return false;
}
```

Rekursywny parser zstępujący

⟨A⟩ ::= y⟨A⟩⟨B⟩z | x

```
Boolean A(drzewo* drz) {
 drzewo  drz1, drz2;
 if (nowyleks('y'))
  if (A(&drz1))
   if (B(&drz2))









    else blad("brakuje nieterminala  <B>");
  else blad("brakuje nieterminala  <A>");
 else
  if (nowyleks('x')) {



  }
  else  return false;
}
```

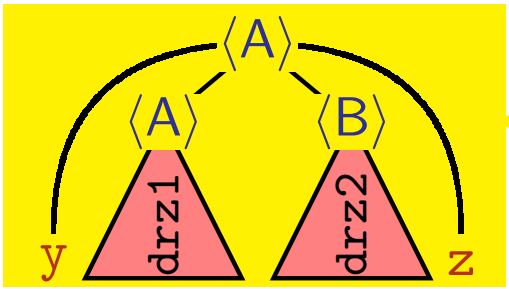
Rekursywny parser zstępujący

⟨A⟩ ::= y⟨A⟩⟨B⟩z | x

```
Boolean A(drzewo* drz) {
 drzewo  drz1, drz2;
 if (nowyleks('y'))
  if (A(&drz1))
   if (B(&drz2))
    if (nowyleks('z')) {



    }
    else blad("brakuje terminala  z");
   else blad("brakuje nieterminala  <B>");
  else blad("brakuje nieterminala  <A>");
 else
  if (nowyleks('x')) {



  }
  else  return false;
}
```

Rekursywny parser zstępujący

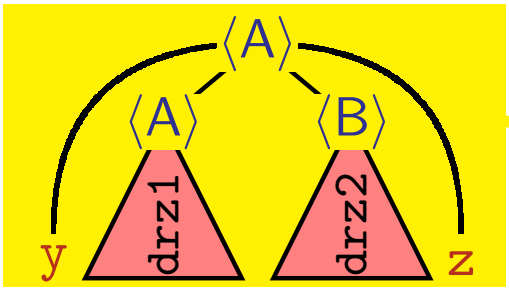
⟨A⟩ ::= y⟨A⟩⟨B⟩z | x




```
Boolean A(drzewo* drz) {
 drzewo  drz1, drz2;
 if (nowyleks('y'))
  if (A(&drz1))
   if (B(&drz2))
    if (nowyleks('z')) {
     *drz = ...;
     return true;
    }
    else blad("brakuje terminala  z");
   else blad("brakuje nieterminala  <B>");
  else blad("brakuje nieterminala  <A>");
 else
  if (nowyleks('x')) {


  }
  else  return false;
}
```

Rekursywny parser zstępujący

⟨A⟩ ::= y⟨A⟩⟨B⟩z | x




```
Boolean A(drzewo* drz) {
 drzewo  drz1, drz2;
 if (nowyleks('y'))
  if (A(&drz1))
   if (B(&drz2))
    if (nowyleks('z')) {
     *drz = ...;
     return true;
    }
    else blad("brakuje terminala  z");
   else blad("brakuje nieterminala  <B>");
  else blad("brakuje nieterminala  <A>");
 else
  if (nowyleks('x')) {
   *drz = ...;
   return true;
  }
  else  return false;
}
```

Rekursywny parser wstępujący

Funkcja `nowyleks(`z`)` sprawdza, czy na wejściu jest znak z

Rekursywny parser wstępujący

Funkcja `nowyleks(z)` sprawdza, czy na wejściu jest znak z i

- jeśli **jest**, to oddaje `true` i sczytuje ten znak z wejścia

Rekursywny parser wstępujący

Funkcja `nowyleks(`z`)` sprawdza, czy na wejściu jest znak z i

- jeśli **jest**, to oddaje `true` i sczytuje ten znak z wejścia;
- jeśli **nie ma**, to oddaje `false` i nie zmienia wejścia; wtedy można sprawdzić, czy może na wejściu jest jakiś inny znak.

Rekursywny parser wstępujący

Funkcja `nowyleks(`z`)` sprawdza, czy na wejściu jest znak z i

- jeśli **jest**, to oddaje `true` i sczytuje ten znak z wejścia;
- jeśli **nie ma**, to oddaje `false` i nie zmienia wejścia; wtedy można sprawdzić, czy może na wejściu jest jakiś inny znak.

Znaku sczytanego nie można zwrócić na wejście!

Rekursywny parser wstępujący

Funkcja `nowyleks(`z`)` sprawdza, czy na wejściu jest znak z i

- jeśli **jest**, to oddaje `true` i sczytuje ten znak z wejścia;
- jeśli **nie ma**, to oddaje `false` i nie zmienia wejścia; wtedy można sprawdzić, czy może na wejściu jest jakiś inny znak.

Znaku sczytanego nie można zwrócić na wejście!

Jeśli czytanie z wejścia doszło do końca produkcji, to `return true;` .

Rekursywny parser wstępujący

Funkcja `nowyleks(`z`)` sprawdza, czy na wejściu jest znak z i

- jeśli **jest**, to oddaje `true` i sczytuje ten znak z wejścia;
- jeśli **nie ma**, to oddaje `false` i nie zmienia wejścia; wtedy można sprawdzić, czy może na wejściu jest jakiś inny znak.

Znaku sczytanego nie można zwrócić na wejście!

Jeśli czytanie z wejścia doszło do końca produkcji, to `return true;`.

Jeśli znak na wejściu **nie zgadza się** z produkcją, ale istnieje inna produkcja z tego samego nieterminalu, z którą się zgadza, to trzeba się na nią przestawić.

Rekursywny parser wstępujący

Funkcja `nowyleks(`z`)` sprawdza, czy na wejściu jest znak z i

- jeśli **jest**, to oddaje `true` i sczytuje ten znak z wejścia;
- jeśli **nie ma**, to oddaje `false` i nie zmienia wejścia; wtedy można sprawdzić, czy może na wejściu jest jakiś inny znak.

Znaku sczytanego nie można zwrócić na wejście!

Jeśli czytanie z wejścia doszło do końca produkcji, to `return true;` .

Jeśli znak na wejściu **nie zgadza się** z produkcją, ale istnieje inna produkcja z tego samego nieterminalu, z którą się zgadza, to trzeba się na nią przestawić.

Jeśli takiej produkcji nie ma, ale nic z wejścia nie sczytane, to `return false;` (błąd **miękki**).

Rekursywny parser wstępujący

Funkcja `nowyleks(`*z*`)` sprawdza, czy na wejściu jest znak *z* i

- jeśli **jest**, to oddaje `true` i sczytuje ten znak z wejścia;
- jeśli **nie ma**, to oddaje `false` i nie zmienia wejścia; wtedy można sprawdzić, czy może na wejściu jest jakiś inny znak.

Znaku sczytanego nie można zwrócić na wejście!

Jeśli czytanie z wejścia doszło do końca produkcji, to `return true;` .

Jeśli znak na wejściu **nie zgadza się** z produkcją, ale istnieje inna produkcja z tego samego nieterminalu, z którą się zgadza, to trzeba się na nią przestawić.

Jeśli takiej produkcji nie ma, ale nic z wejścia nie sczytane, to `return false;` (błąd **miękki**).

Jeśli takiej produkcji nie ma, ale już coś sczytane, to `blad(...);` (błąd **twardy**).

Rekursywny parser wstępujący

Przykład:

$\langle S \rangle$ ::= a b | a c

Rekursywny parser wstępujący

Przykład:

⟨S⟩ ::= a b | a c

```
Boolean S(drzewo* drz) {
  if (nowyleks('a'))
    if (nowyleks('b')) {
      (konstrukcja drz); return true;
    }
    else if (nowyleks('c')) {
      (konstrukcja drz); return true;
    }
    else blad( ... );                    ⟵ twardy
  else return false;                     ⟵ miękki
}
```

Przekształcenie gramatyki dla parsera zstępującego

Zmiana kolejności produkcji i „wyłączenie przed nawias”:

$$
\begin{array}{rcl}
\langle W \rangle & ::= & \langle S \rangle \mid \langle S \rangle + \langle W \rangle \\
 & & \mid \langle S \rangle - \langle W \rangle \\
\langle S \rangle & ::= & \langle C \rangle \mid \langle C \rangle * \langle S \rangle \\
 & & \mid \langle C \rangle / \langle S \rangle \\
\langle C \rangle & ::= & \langle L \rangle \mid (\langle W \rangle) \\
 & & \\
\langle L \rangle & ::= & 0 \mid 1 \mid 0 \langle L \rangle \mid 1 \langle L \rangle
\end{array}
$$

Przekształcenie gramatyki dla parsera zstępującego

Zmiana kolejności produkcji i „wyłączenie przed nawias”:

$$
\begin{aligned}
\langle W\rangle &::= \langle S\rangle \mid \langle S\rangle + \langle W\rangle \\
&\quad\mid \langle S\rangle - \langle W\rangle \\
\langle S\rangle &::= \langle C\rangle \mid \langle C\rangle * \langle S\rangle \\
&\quad\mid \langle C\rangle / \langle S\rangle \\
\langle C\rangle &::= \langle L\rangle \mid (\langle W\rangle) \\
\\
\langle L\rangle &::= 0 \mid 1 \mid 0\,\langle L\rangle \mid 1\,\langle L\rangle
\end{aligned}
$$

$$
\langle W\rangle ::= \langle S\rangle \{ + \langle W\rangle \mid - \langle W\rangle \mid \lambda \}
$$

Przekształcenie gramatyki dla parsera zstępującego

Zmiana kolejności produkcji i „wyłączenie przed nawias”:

$$
\begin{aligned}
\langle W\rangle &::= \langle S\rangle \mid \langle S\rangle + \langle W\rangle \\
&\quad\mid \langle S\rangle - \langle W\rangle \\
\langle S\rangle &::= \langle C\rangle \mid \langle C\rangle * \langle S\rangle \\
&\quad\mid \langle C\rangle / \langle S\rangle \\
\langle C\rangle &::= \langle L\rangle \mid (\langle W\rangle) \\
\\
\langle L\rangle &::= 0 \mid 1 \mid 0\,\langle L\rangle \mid 1\,\langle L\rangle
\end{aligned}
$$

$$
\begin{aligned}
\langle W\rangle &::= \langle S\rangle \{ + \langle W\rangle \mid - \langle W\rangle \mid \lambda \} \\
\\
\langle S\rangle &::= \langle C\rangle \{ * \langle S\rangle \mid / \langle S\rangle \mid \lambda \}
\end{aligned}
$$

Przekształcenie gramatyki dla parsera zstępującego

Zmiana kolejności produkcji i „wyłączenie przed nawias”:

$$
\begin{aligned}
\langle W\rangle &::= \langle S\rangle \mid \langle S\rangle + \langle W\rangle \mid \langle S\rangle - \langle W\rangle \\
\langle S\rangle &::= \langle C\rangle \mid \langle C\rangle * \langle S\rangle \mid \langle C\rangle / \langle S\rangle \\
\langle C\rangle &::= \langle L\rangle \mid (\langle W\rangle) \\
\langle L\rangle &::= 0 \mid 1 \mid 0\,\langle L\rangle \mid 1\,\langle L\rangle
\end{aligned}
$$

$$
\begin{aligned}
\langle W\rangle &::= \langle S\rangle \{ + \langle W\rangle \mid - \langle W\rangle \mid \lambda \} \\
\langle S\rangle &::= \langle C\rangle \{ * \langle S\rangle \mid / \langle S\rangle \mid \lambda \} \\
\langle C\rangle &::= (\langle W\rangle) \mid \langle L\rangle
\end{aligned}
$$

Przekształcenie gramatyki dla parsera zstępującego

Zmiana kolejności produkcji i „wyłączenie przed nawias”:

$$
\begin{aligned}
\langle W\rangle &::= \langle S\rangle \mid \langle S\rangle + \langle W\rangle \mid \langle S\rangle - \langle W\rangle \\
\langle S\rangle &::= \langle C\rangle \mid \langle C\rangle * \langle S\rangle \mid \langle C\rangle / \langle S\rangle \\
\langle C\rangle &::= \langle L\rangle \mid (\langle W\rangle) \\
\langle L\rangle &::= 0 \mid 1 \mid 0\,\langle L\rangle \mid 1\,\langle L\rangle
\end{aligned}
$$

$$
\begin{aligned}
\langle W\rangle &::= \langle S\rangle \{ + \langle W\rangle \mid - \langle W\rangle \mid \lambda \} \\
\langle S\rangle &::= \langle C\rangle \{ * \langle S\rangle \mid / \langle S\rangle \mid \lambda \} \\
\langle C\rangle &::= (\langle W\rangle) \mid \langle L\rangle \\
\langle L\rangle &::= 0 \{ \langle L\rangle \mid \lambda \} \mid 1 \{ \langle L\rangle \mid \lambda \}
\end{aligned}
$$

Programowanie parsera zstępującego

$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle S \rangle + \langle W \rangle \mid \langle S \rangle - \langle W \rangle$

Programowanie parsera zstępującego

$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle S \rangle + \langle W \rangle \mid \langle S \rangle - \langle W \rangle$

$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \left\{ + \langle W \rangle \mid - \langle W \rangle \mid \lambda \right\}$

Programowanie parsera zstępującego

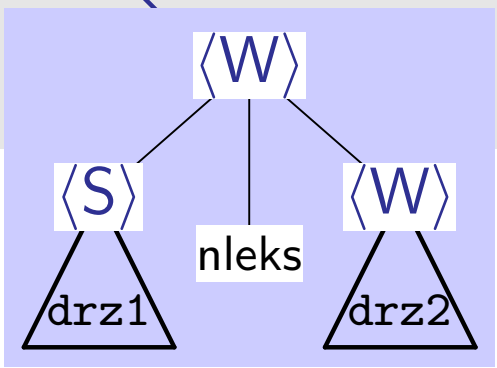
$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle S \rangle + \langle W \rangle \mid \langle S \rangle - \langle W \rangle$ $\qquad$ $\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \{ + \langle W \rangle \mid - \langle W \rangle \mid \lambda \}$

```
Boolean W(drzewo* drz) {
  drzewo drz1, drz2;
  if (S(&drz1))
    if (nowyleks('+',&nleks) || nowyleks('-',&nleks))
      if (W(&drz2)) { *drz = ...;  return TRUE; }
      else  blad("po + lub - nie ma ⟨W⟩");
    else { *drz = ...;  return TRUE; }
  else  return FALSE;
}
```

Programowanie parsera zstępującego

$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle S \rangle + \langle W \rangle \mid \langle S \rangle - \langle W \rangle$ $\qquad$ $\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \{ + \langle W \rangle \mid - \langle W \rangle \mid \lambda \}$

```
Boolean W(drzewo* drz) {
  drzewo drz1, drz2;
  if (S(&drz1))
    if (nowyleks('+',&nleks) || nowyleks('-',&nleks))
      if (W(&drz2)) { *drz = ...;  return TRUE; }
      else  blad("po + lub - nie ma ⟨W⟩");
    else { *drz = ...;  return TRUE; }
  else  return FALSE;
}
```

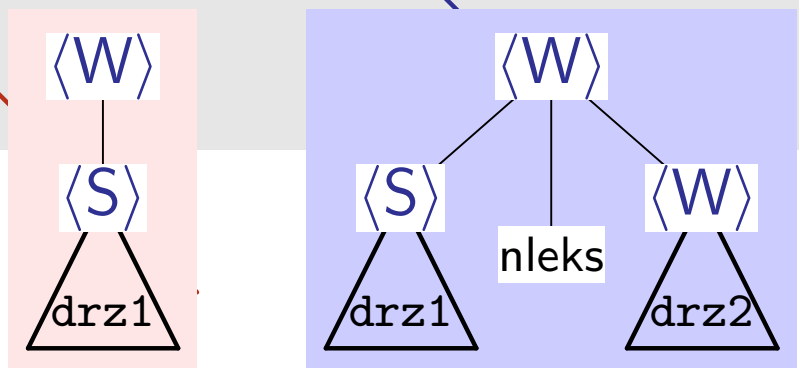


Programowanie parsera zstępującego

⟨W⟩ ::= ⟨S⟩ | ⟨S⟩ + ⟨W⟩ | ⟨S⟩ - ⟨W⟩

⟨W⟩ ::= ⟨S⟩ { + ⟨W⟩ | - ⟨W⟩ | λ }

```
Boolean W(drzewo* drz) {
  drzewo drz1, drz2;
  if (S(&drz1))
    if (nowyleks('+',&nleks) || nowyleks('-',&nleks))
      if (W(&drz2)) { *drz = ...;  return TRUE; }
      else  blad("po + lub - nie ma ⟨W⟩");
    else { *drz = ...;  return TRUE; }
  else  return FALSE;
}
```

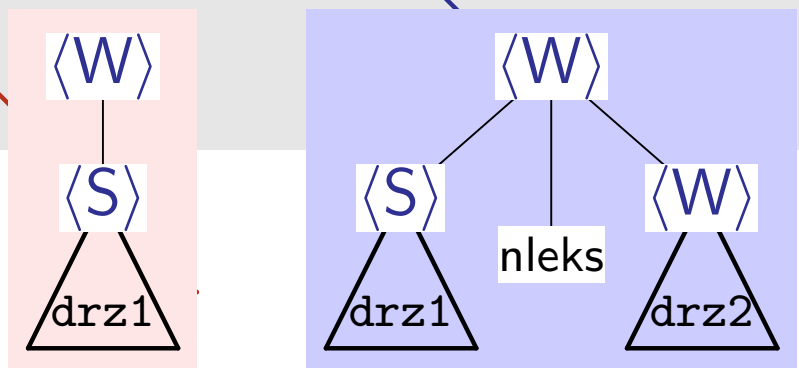


Programowanie parsera zstępującego

⟨W⟩ ::= ⟨S⟩ | ⟨S⟩ + ⟨W⟩ | ⟨S⟩ - ⟨W⟩

⟨W⟩ ::= ⟨S⟩ { + ⟨W⟩ | - ⟨W⟩ | λ }

```
Boolean W(drzewo* drz) {
  drzewo drz1, drz2;
  if (S(&drz1))
    if (nowyleks('+',&nleks) || nowyleks('-',&nleks))
      if (W(&drz2)) { *drz = ...;  return TRUE; }
      else  blad("po + lub - nie ma ⟨W⟩");
    else { *drz = ...;  return TRUE; }
  else  return FALSE;
}
```



Uwaga: To jeszcze nie jest dokładnie to, co trzeba. Patrz dalej.

Parser zstępujący — problemy

Lewostronna rekursja w gramatyce powoduje nieskończone obliczenie.

Parser zstępujący — problemy

Lewostronna rekursja w gramatyce powoduje nieskończone obliczenie.

PRZYKŁAD: inna gramatyka: $\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle W \rangle + \langle S \rangle$

Parser zstępujący — problemy

Lewostronna rekursja w gramatyce powoduje nieskończone obliczenie.

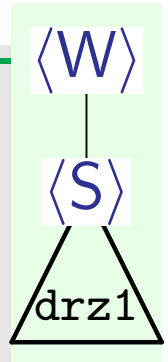
PRZYKŁAD: inna gramatyka: $\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle W \rangle + \langle S \rangle$

```
Boolean W(drzewo* drz) {
  drzewo drz1, drz2;
  if (S(&drz1)) {  *drz =...;  return TRUE;   }
  else
    if (W(&drz1)) {
      if (nowyleks('+',&nleks))
        if (S(&drz2)) {  *drz = ...;  return TRUE;   }
        else  blad("po + brakuje <S>");
      else  return FALSE;
    else  return FALSE;
}
```

Parser zstępujący — problemy

Lewostronna rekursja w gramatyce powoduje nieskończone obliczenie.

PRZYKŁAD: inna gramatyka: $\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle W \rangle + \langle S \rangle$



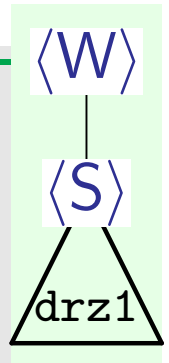

```
Boolean W(drzewo* drz) {
  drzewo drz1, drz2;
  if (S(&drz1)) {  *drz =...;  return TRUE;   }
  else
    if (W(&drz1)) {
      if (nowyleks('+',&nleks))
        if (S(&drz2)) {  *drz = ...;  return TRUE;   }
        else  blad("po + brakuje <S>");
      else  return FALSE;
    else  return FALSE;
}
```

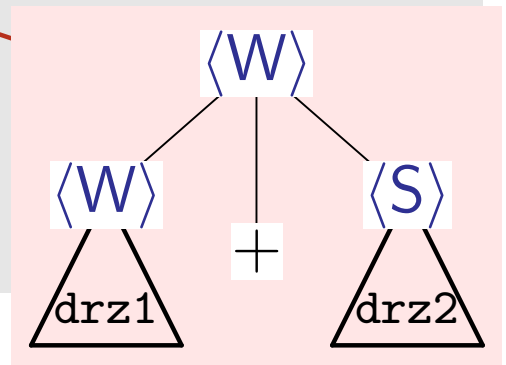
Parser zstępujący — problemy

Lewostronna rekursja w gramatyce powoduje nieskończone obliczenie.

PRZYKŁAD: inna gramatyka: $\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle W \rangle + \langle S \rangle$

```
Boolean W(drzewo* drz) {
  drzewo drz1, drz2;
  if (S(&drz1)) {  *drz =...;  return TRUE;   }
  else
    if (W(&drz1)) {
      if (nowyleks('+',&nleks))
        if (S(&drz2)) {  *drz = ...;  return TRUE;   }
        else  blad("po + brakuje <S>");
      else  return FALSE;
    else  return FALSE;
}
```



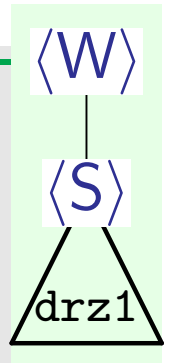


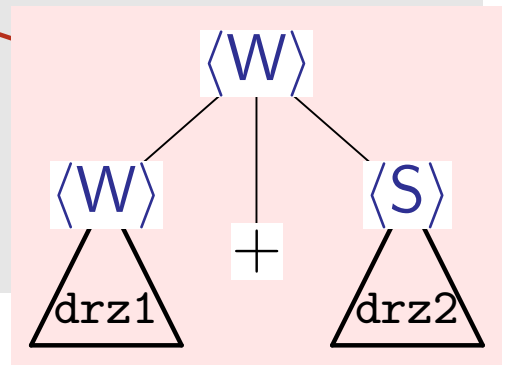
Parser zstępujący — problemy

Lewostronna rekursja w gramatyce powoduje nieskończone obliczenie.

PRZYKŁAD: inna gramatyka: $\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle W \rangle + \langle S \rangle$

```
Boolean W(drzewo* drz) {
  drzewo drz1, drz2;
  if (S(&drz1)) {  *drz =...;  return TRUE;   }
  else
    if (W(&drz1)) {
      if (nowyleks('+',&nleks))
        if (S(&drz2)) {  *drz = ...;  return TRUE;   }
        else  blad("po + brakuje <S>");
      else  return FALSE;
    else  return FALSE;
}
```



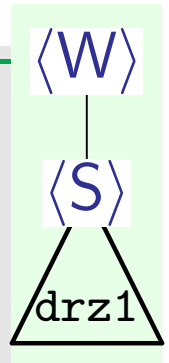


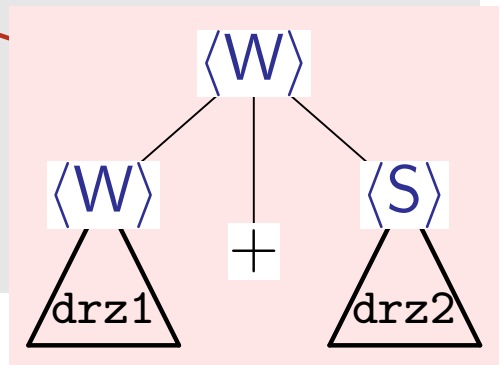
Parser zstępujący — problemy

Lewostronna rekursja w gramatyce powoduje nieskończone obliczenie.

PRZYKŁAD: inna gramatyka: $\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle W \rangle + \langle S \rangle$

```
Boolean W(drzewo* drz) {
  drzewo drz1, drz2;
  if (S(&drz1)) {  *drz =...;  return TRUE;   }
  else
    if (W(&drz1)) {
      if (nowyleks('+',&nleks))
        if (S(&drz2)) {  *drz = ...;  return TRUE;   }
        else  blad("po + brakuje <S>");
      else  return FALSE;
    else  return FALSE;
}
```





— wewnętrzne `W` (w ciele funkcji) wywoływane jest dla tego samego stanu wejścia, co zewnętrzne — **ślepa rekursja**.

Leczenie lewostronnej rekursji

Problem: produkcje gramatyczne postaci

$$\langle \mathrm{N} \rangle ::= \ldots \mid \langle \mathrm{N} \rangle \ldots \mid \ldots$$

(czyli *lewostronnie rekursywne*) prowadzą do zapętlenia parsera zstępującego.

Leczenie lewostronnej rekursji

Problem: produkcje gramatyczne postaci

$$\langle \mathrm{N} \rangle ::= \ldots \mid \langle \mathrm{N} \rangle \ldots \mid \ldots$$

(czyli *lewostronnie rekursywne*) prowadzą do zapętlenia parsera zstępującego. Takie produkcje potrzebne są dla często spotykanej w składni języków programowania konstrukcji *„ciąg . . . grupowany do lewej”*.

Leczenie lewostronnej rekursji

Problem: produkcje gramatyczne postaci

$$\langle \mathrm{N} \rangle ::= \ldots \mid \langle \mathrm{N} \rangle \ldots \mid \ldots$$

(czyli *lewostronnie rekursywne*) prowadzą do zapętlenia parsera zstępującego. Takie produkcje potrzebne są dla często spotykanej w składni języków programowania konstrukcji *„ciąg . . . grupowany do lewej”*.

PRZYKŁAD:

$\langle \text{liczba} \rangle ::= \langle \text{cyfra} \rangle \mid \langle \text{cyfra} \rangle \langle \text{liczba} \rangle$

— ciąg cyfr grupowany do prawej (nie ma problemu)

$345 = 3\llcorner 45 \lrcorner = 3 \cdot 10^2 + 45$

Leczenie lewostronnej rekursji

Problem: produkcje gramatyczne postaci

$$\langle \mathrm{N} \rangle ::= \ldots \mid \langle \mathrm{N} \rangle \ldots \mid \ldots$$

(czyli *lewostronnie rekursywne*) prowadzą do zapętlenia parsera zstępującego. Takie produkcje potrzebne są dla często spotykanej w składni języków programowania konstrukcji *„ciąg . . . grupowany do lewej”*.

PRZYKŁAD:

$\langle$liczba$\rangle ::= \langle$cyfra$\rangle \mid \langle$cyfra$\rangle \langle$liczba$\rangle$

— ciąg cyfr grupowany do prawej (nie ma problemu)

$345 = 3\lfloor 45 \rfloor = 3 \cdot 10^2 + 45$

$\langle$liczba$\rangle ::= \langle$cyfra$\rangle \mid \langle$liczba$\rangle \langle$cyfra$\rangle$

— ciąg cyfr grupowany do lewej (jest problem)

$345 = \lfloor 34 \rfloor 5 = 34 \cdot 10 + 5$

Leczenie lewostronnej rekursji

Lewostronna rekursja (lub lewostronna rekursja wzajemna) w gramatyce — powoduje zapętlenie parsera zstępującego

Leczenie lewostronnej rekursji

Lewostronna rekursja (lub lewostronna rekursja wzajemna) w gramatyce — powoduje zapętlenie parsera zstępującego

Co na to można zrobić?

Leczenie lewostronnej rekursji

Lewostronna rekursja (lub lewostronna rekursja wzajemna) w gramatyce — powoduje zapętlenie parsera zstępującego

Co na to można zrobić?

Zastąpić $\langle X \rangle ::= L \mid \langle X \rangle M$ przez $\langle X \rangle ::= LM^*$

Leczenie lewostronnej rekursji

Lewostronna rekursja (lub lewostronna rekursja wzajemna) w gramatyce — powoduje zapętlenie parsera zstępującego

Co na to można zrobić?

Zastąpić $\langle X \rangle ::= L \mid \langle X \rangle M$ przez $\langle X \rangle ::= LM^*$

Nieformalnie:

M^* oznacza „ciąg M-ów grupowany do lewej”.

Leczenie lewostronnej rekursji

PRZYKŁAD:

zamiast $\langle \text{liczba} \rangle ::= \langle \text{cyfra} \rangle \mid \langle \text{liczba} \rangle \langle \text{cyfra} \rangle$

Leczenie lewostronnej rekursji

PRZYKŁAD:

zamiast $\langle \text{liczba} \rangle ::= \langle \text{cyfra} \rangle \mid \langle \text{liczba} \rangle \langle \text{cyfra} \rangle$

— liczba to cyfra albo liczba a po niej cyfra

Leczenie lewostronnej rekursji

PRZYKŁAD:

zamiast $\langle \text{liczba} \rangle ::= \langle \text{cyfra} \rangle \mid \langle \text{liczba} \rangle \langle \text{cyfra} \rangle$

— liczba to cyfra albo liczba a po niej cyfra

piszemy $\langle \text{liczba} \rangle ::= \langle \text{cyfra} \rangle \langle \text{cyfra} \rangle^*$

Leczenie lewostronnej rekursji

PRZYKŁAD:

zamiast $\langle \text{liczba} \rangle ::= \langle \text{cyfra} \rangle \mid \langle \text{liczba} \rangle \langle \text{cyfra} \rangle$

— liczba to cyfra albo liczba a po niej cyfra

piszemy $\langle \text{liczba} \rangle ::= \langle \text{cyfra} \rangle \langle \text{cyfra} \rangle^*$

— liczba to cyfra a po niej ciąg cyfr

Leczenie lewostronnej rekursji

PRZYKŁAD:

zamiast $\langle \text{liczba} \rangle ::= \langle \text{cyfra} \rangle \mid \langle \text{liczba} \rangle \langle \text{cyfra} \rangle$

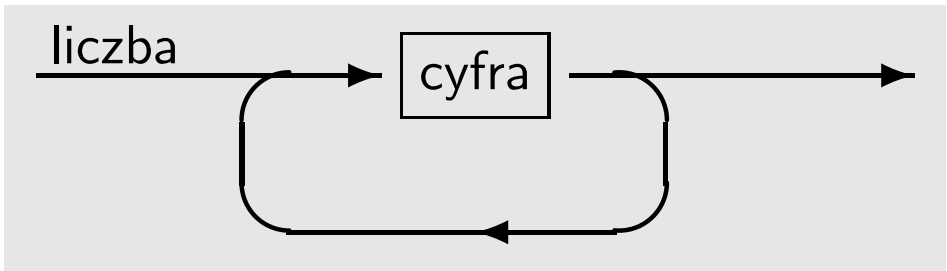
— liczba to cyfra albo liczba a po niej cyfra

piszemy $\langle \text{liczba} \rangle ::= \langle \text{cyfra} \rangle \langle \text{cyfra} \rangle^*$

— liczba to cyfra a po niej ciąg cyfr

$\langle \text{liczba} \rangle ::= \langle \text{cyfra} \rangle \langle \text{cyfra} \rangle^*$

W rysunkowej notacji Pascala:



Leczenie lewostronnej rekursji

PRZYKŁAD:

zamiast

$$\langle \text{wyrażenie} \rangle ::= \langle \text{składnik} \rangle \mid \langle \text{wyrażenie} \rangle + \langle \text{składnik} \rangle \mid \langle \text{wyrażenie} \rangle - \langle \text{składnik} \rangle$$

Leczenie lewostronnej rekursji

PRZYKŁAD:

zamiast

$$\begin{array}{lcl} \langle \text{wyrażenie} \rangle & ::= & \langle \text{składnik} \rangle \\ & | & \langle \text{wyrażenie} \rangle + \langle \text{składnik} \rangle \\ & | & \langle \text{wyrażenie} \rangle - \langle \text{składnik} \rangle \end{array}$$

czyli

$$\left(\begin{array}{lcl} \langle \text{wyrażenie} \rangle & ::= & \langle \text{składnik} \rangle \\ & | & \langle \text{wyrażenie} \rangle \{ + \mid - \} \langle \text{składnik} \rangle \end{array} \right)$$

Leczenie lewostronnej rekursji

PRZYKŁAD:

zamiast

$$\begin{array}{lcl} \langle \text{wyrażenie} \rangle & ::= & \langle \text{składnik} \rangle \\ & | & \langle \text{wyrażenie} \rangle + \langle \text{składnik} \rangle \\ & | & \langle \text{wyrażenie} \rangle - \langle \text{składnik} \rangle \end{array}$$

czyli

$$\left(\begin{array}{lcl} \langle \text{wyrażenie} \rangle & ::= & \langle \text{składnik} \rangle \\ & | & \langle \text{wyrażenie} \rangle \{ + \mid - \} \langle \text{składnik} \rangle \end{array} \right)$$

piszemy

$$\langle \text{wyrażenie} \rangle ::= \langle \text{składnik} \rangle \left\{ \{ + \mid - \} \langle \text{składnik} \rangle \right\}^*$$

Leczenie lewostronnej rekursji

PRZYKŁAD:

zamiast

$$\begin{array}{lcl} \langle \text{wyrażenie} \rangle & ::= & \langle \text{składnik} \rangle \\ & | & \langle \text{wyrażenie} \rangle + \langle \text{składnik} \rangle \\ & | & \langle \text{wyrażenie} \rangle - \langle \text{składnik} \rangle \end{array}$$

czyli

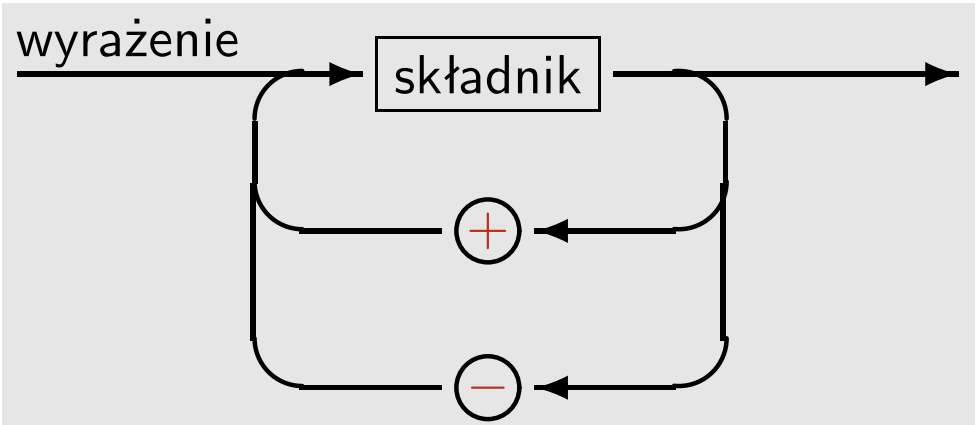
$$\left(\begin{array}{lcl} \langle \text{wyrażenie} \rangle & ::= & \langle \text{składnik} \rangle \\ & | & \langle \text{wyrażenie} \rangle \; \{ + \mid - \} \; \langle \text{składnik} \rangle \end{array} \right)$$

piszemy

$$\langle \text{wyrażenie} \rangle \quad ::= \quad \langle \text{składnik} \rangle \left\{ \left\{ + \mid - \right\} \langle \text{składnik} \rangle \right\}^*$$

$$\langle \text{wyrażenie} \rangle \quad ::= \quad \langle \text{składnik} \rangle \left\{ \left\{ + \mid - \right\} \langle \text{składnik} \rangle \right\}^*$$

W rysunkowej notacji Pascala:



Leczenie lewostronnej rekursji

Gramatyka oryginalna z lewostronną rekursją:

$$
\begin{aligned}
\langle W \rangle &::= \langle S \rangle \mid \langle W \rangle + \langle S \rangle \mid \langle W \rangle - \langle S \rangle \\
\langle S \rangle &::= \langle C \rangle \mid \langle S \rangle * \langle C \rangle \mid \langle S \rangle / \langle C \rangle \\
\langle C \rangle &::= \langle L \rangle \mid (\langle W \rangle) \\
\langle L \rangle &::= 0 \mid 1 \mid \langle L \rangle 0 \mid \langle L \rangle 1
\end{aligned}
$$

Leczenie lewostronnej rekursji

Gramatyka oryginalna z lewostronną rekursją:

$$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle W \rangle + \langle S \rangle \mid \langle W \rangle - \langle S \rangle$$

$$\langle S \rangle ::= \langle C \rangle \mid \langle S \rangle * \langle C \rangle \mid \langle S \rangle / \langle C \rangle$$

$$\langle C \rangle ::= \langle L \rangle \mid (\langle W \rangle)$$

$$\langle L \rangle ::= 0 \mid 1 \mid \langle L \rangle 0 \mid \langle L \rangle 1$$

Gramatyka wyleczona z iteracją:

Leczenie lewostronnej rekursji

Gramatyka oryginalna z lewostronną rekursją:

$$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle W \rangle + \langle S \rangle \mid \langle W \rangle - \langle S \rangle$$

$$\langle S \rangle ::= \langle C \rangle \mid \langle S \rangle * \langle C \rangle \mid \langle S \rangle / \langle C \rangle$$

$$\langle C \rangle ::= \langle L \rangle \mid (\langle W \rangle)$$

$$\langle L \rangle ::= 0 \mid 1 \mid \langle L \rangle 0 \mid \langle L \rangle 1$$

Gramatyka wyleczona z iteracją:

Leczenie lewostronnej rekursji

Gramatyka oryginalna z lewostronną rekursją:

$$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle W \rangle + \langle S \rangle \mid \langle W \rangle - \langle S \rangle$$

$$\langle S \rangle ::= \langle C \rangle \mid \langle S \rangle * \langle C \rangle \mid \langle S \rangle / \langle C \rangle$$

$$\langle C \rangle ::= \langle L \rangle \mid (\langle W \rangle)$$

$$\langle L \rangle ::= 0 \mid 1 \mid \langle L \rangle 0 \mid \langle L \rangle 1$$

Gramatyka wyleczona z iteracją:

$$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \left\{ \left\{ + \mid - \right\} \langle S \rangle \right\}^*$$

Leczenie lewostronnej rekursji

Gramatyka oryginalna z lewostronną rekursją:

$$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle W \rangle + \langle S \rangle \mid \langle W \rangle - \langle S \rangle$$

$$\langle S \rangle ::= \langle C \rangle \mid \langle S \rangle * \langle C \rangle \mid \langle S \rangle / \langle C \rangle$$

$$\langle C \rangle ::= \langle L \rangle \mid (\langle W \rangle)$$

$$\langle L \rangle ::= 0 \mid 1 \mid \langle L \rangle 0 \mid \langle L \rangle 1$$

Gramatyka wyleczona z iteracją:

$$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \left\{ \left\{ + \mid - \right\} \langle S \rangle \right\}^*$$

Leczenie lewostronnej rekursji

Gramatyka oryginalna z lewostronną rekursją:

$$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle W \rangle + \langle S \rangle \mid \langle W \rangle - \langle S \rangle$$

$$\langle S \rangle ::= \langle C \rangle \mid \langle S \rangle * \langle C \rangle \mid \langle S \rangle / \langle C \rangle$$

$$\langle C \rangle ::= \langle L \rangle \mid (\langle W \rangle)$$

$$\langle L \rangle ::= 0 \mid 1 \mid \langle L \rangle 0 \mid \langle L \rangle 1$$

Gramatyka wyleczona z iteracją:

$$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \left\{ \left\{ + \mid - \right\} \langle S \rangle \right\}^*$$

$$\langle S \rangle ::= \langle C \rangle \left\{ \left\{ * \mid / \right\} \langle C \rangle \right\}^*$$

Leczenie lewostronnej rekursji

Gramatyka oryginalna z lewostronną rekursją:

$$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle W \rangle + \langle S \rangle \mid \langle W \rangle - \langle S \rangle$$

$$\langle S \rangle ::= \langle C \rangle \mid \langle S \rangle * \langle C \rangle \mid \langle S \rangle / \langle C \rangle$$

$$\langle C \rangle ::= \langle L \rangle \mid (\langle W \rangle)$$

$$\langle L \rangle ::= 0 \mid 1 \mid \langle L \rangle 0 \mid \langle L \rangle 1$$

Gramatyka wyleczona z iteracją:

$$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \left\{ \left\{ + \mid - \right\} \langle S \rangle \right\}^*$$

$$\langle S \rangle ::= \langle C \rangle \left\{ \left\{ * \mid / \right\} \langle C \rangle \right\}^*$$

Leczenie lewostronnej rekursji

Gramatyka oryginalna z lewostronną rekursją:

$$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle W \rangle + \langle S \rangle \mid \langle W \rangle - \langle S \rangle$$

$$\langle S \rangle ::= \langle C \rangle \mid \langle S \rangle * \langle C \rangle \mid \langle S \rangle / \langle C \rangle$$

$$\langle C \rangle ::= \langle L \rangle \mid (\langle W \rangle)$$

$$\langle L \rangle ::= 0 \mid 1 \mid \langle L \rangle 0 \mid \langle L \rangle 1$$

Gramatyka wyleczona z iteracją:

$$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \left\{ \left\{ + \mid - \right\} \langle S \rangle \right\}^*$$

$$\langle S \rangle ::= \langle C \rangle \left\{ \left\{ * \mid / \right\} \langle C \rangle \right\}^*$$

$$\langle C \rangle ::= (\langle W \rangle) \mid \langle L \rangle$$

Leczenie lewostronnej rekursji

Gramatyka oryginalna z lewostronną rekursją:

$$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle W \rangle + \langle S \rangle \mid \langle W \rangle - \langle S \rangle$$

$$\langle S \rangle ::= \langle C \rangle \mid \langle S \rangle * \langle C \rangle \mid \langle S \rangle / \langle C \rangle$$

$$\langle C \rangle ::= \langle L \rangle \mid (\langle W \rangle)$$

$$\langle L \rangle ::= 0 \mid 1 \mid \langle L \rangle 0 \mid \langle L \rangle 1$$

Gramatyka wyleczona z iteracją:

$$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \left\{ \left\{ + \mid - \right\} \langle S \rangle \right\}^*$$

$$\langle S \rangle ::= \langle C \rangle \left\{ \left\{ * \mid / \right\} \langle C \rangle \right\}^*$$

$$\langle C \rangle ::= (\langle W \rangle) \mid \langle L \rangle$$

Leczenie lewostronnej rekursji

Gramatyka oryginalna z lewostronną rekursją:

$$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle W \rangle + \langle S \rangle \mid \langle W \rangle - \langle S \rangle$$

$$\langle S \rangle ::= \langle C \rangle \mid \langle S \rangle * \langle C \rangle \mid \langle S \rangle / \langle C \rangle$$

$$\langle C \rangle ::= \langle L \rangle \mid (\langle W \rangle)$$

$$\langle L \rangle ::= 0 \mid 1 \mid \langle L \rangle 0 \mid \langle L \rangle 1$$

Gramatyka wyleczona z iteracją:

$$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \left\{ \left\{ + \mid - \right\} \langle S \rangle \right\}^*$$

$$\langle S \rangle ::= \langle C \rangle \left\{ \left\{ * \mid / \right\} \langle C \rangle \right\}^*$$

$$\langle C \rangle ::= (\langle W \rangle) \mid \langle L \rangle$$

$$\langle L \rangle ::= \left\{ 0 \mid 1 \right\} \left\{ 0 \mid 1 \right\}^*$$

Leczenie lewostronnej rekursji

Gramatyka oryginalna z lewostronną rekursją:

$$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \mid \langle W \rangle + \langle S \rangle \mid \langle W \rangle - \langle S \rangle$$

$$\langle S \rangle ::= \langle C \rangle \mid \langle S \rangle * \langle C \rangle \mid \langle S \rangle / \langle C \rangle$$

$$\langle C \rangle ::= \langle L \rangle \mid (\langle W \rangle)$$

$$\langle L \rangle ::= 0 \mid 1 \mid \langle L \rangle 0 \mid \langle L \rangle 1$$

Gramatyka wyleczona z iteracją:

$$\langle W \rangle ::= \langle S \rangle \left\{ \left\{ + \mid - \right\} \langle S \rangle \right\}^*$$

$$\langle S \rangle ::= \langle C \rangle \left\{ \left\{ * \mid / \right\} \langle C \rangle \right\}^*$$

$$\langle C \rangle ::= (\langle W \rangle) \mid \langle L \rangle$$

$$\langle L \rangle ::= \left\{ 0 \mid 1 \right\} \left\{ 0 \mid 1 \right\}^*$$

Leczenie lewostronnej rekursji

Z każdym nieterminalem związujemy funkcję rekursywną:

- jej **ciało** wg gramatyki **wyleczonej**
- **iteracji** odpowiada pętla **while**
- budowanie **drzewa** wg gramatyki **oryginalnej**

Leczenie lewostronnej rekursji

Z każdym nieterminalem związujemy funkcję rekursywną:

- jej **ciało** wg gramatyki **wyleczonej**
- **iteracji** odpowiada pętla **while**
- budowanie **drzewa** wg gramatyki **oryginalnej**

$\langle \text{liczba} \rangle ::= \langle \text{cyfra} \rangle \mid \langle \text{liczba} \rangle \langle \text{cyfra} \rangle$

$\langle \text{liczba} \rangle ::= \langle \text{cyfra} \rangle \langle \text{cyfra} \rangle^*$

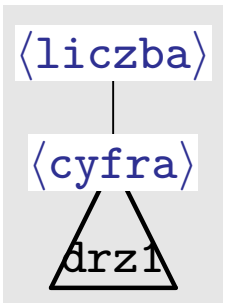
Leczenie lewostronnej rekursji

Z każdym nieterminalem związujemy funkcję rekursywną:

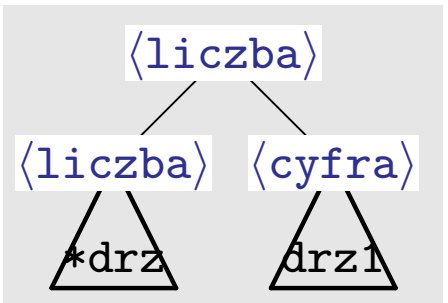
- jej **ciało** wg gramatyki **wyleczonej**
- **iteracji** odpowiada pętla **while**
- budowanie **drzewa** wg gramatyki **oryginalnej**

⟨liczba⟩ ::= ⟨cyfra⟩ | ⟨liczba⟩ ⟨cyfra⟩ ⟨liczba⟩ ::= ⟨cyfra⟩ ⟨cyfra⟩*

```
Boolean  liczba (drzewo* drz) {
   if (cyfra(&drz1)) {
      *drz = ⟨liczba⟩ ;
```



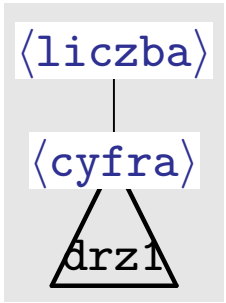

```
      while (cyfra(&drz1))
        *drz =
```



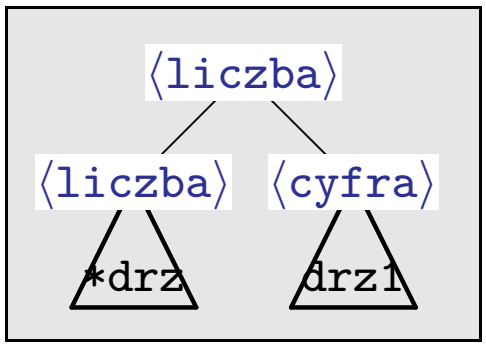

```
        ;
      return TRUE;
   }
   else  return FALSE;
}
```

Leczenie lewostronnej rekursji

```
Boolean  liczba (drzewo* drz) {
  if (cyfra(&drz1)) {
    *drz =
```



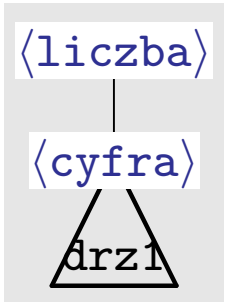

```
    while (cyfra(&drz1))
      *drz =
```



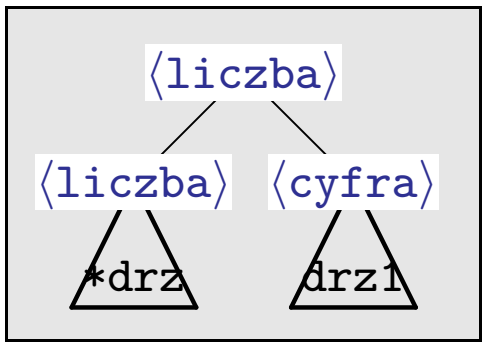

```
;
    return TRUE;
  }
  else  return FALSE;
}
```

Leczenie lewostronnej rekursji

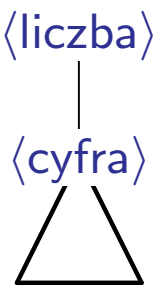
```
Boolean  liczba (drzewo* drz) {
  if (cyfra(&drz1)) {
    *drz =
```




```
    while (cyfra(&drz1))
      *drz =
```

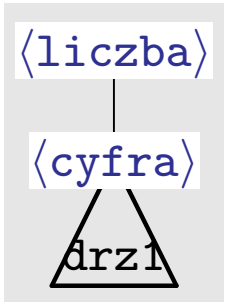



```
;
    return TRUE;
  }
  else  return FALSE;
}
```

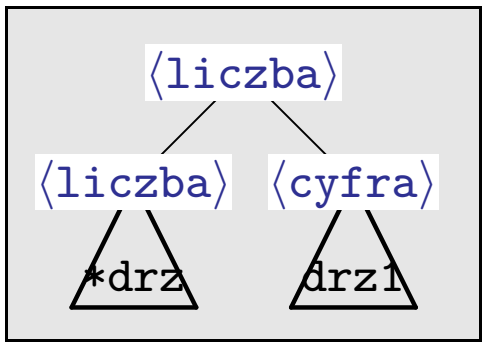


Leczenie lewostronnej rekursji

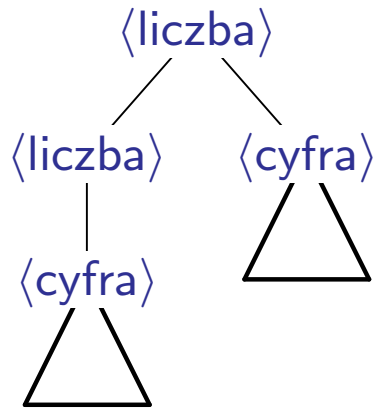
```
Boolean  liczba (drzewo* drz) {
  if (cyfra(&drz1)) {
    *drz =
```




```
    while (cyfra(&drz1))
      *drz =
```

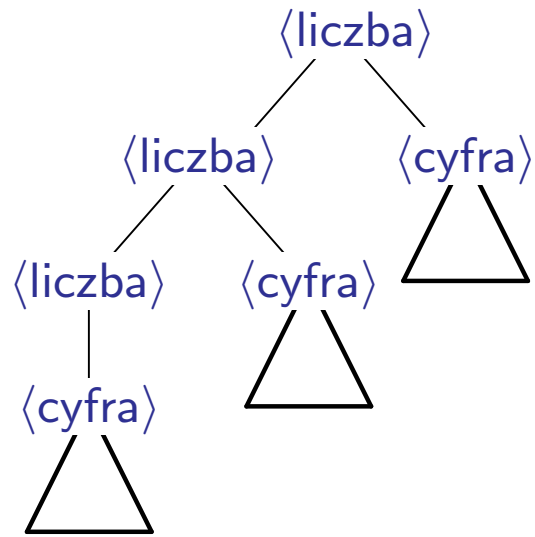



```
;
    return TRUE;
  }
  else  return FALSE;
}
```



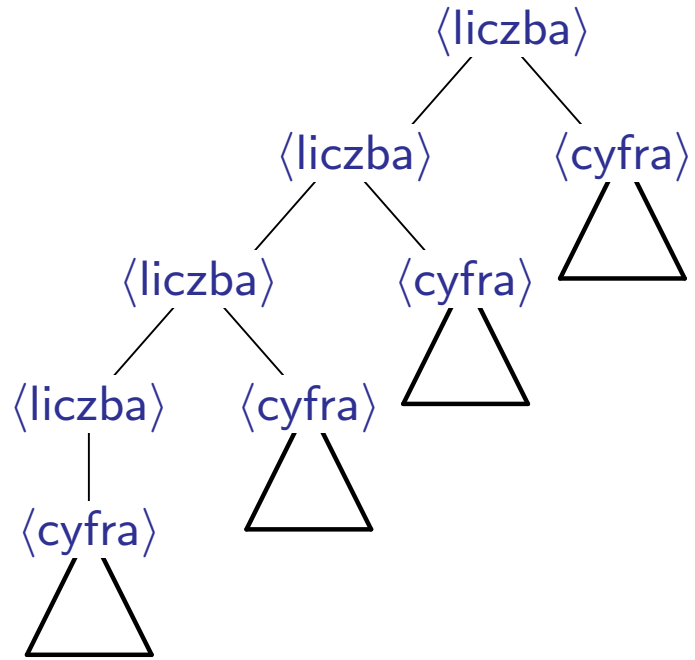
Leczenie lewostronnej rekursji

```
Boolean  liczba (drzewo* drz) {
  if (cyfra(&drz1)) {
    *drz = ⟨liczba⟩
           ⟨cyfra⟩
           drz1
    while (cyfra(&drz1))
      *drz = ⟨liczba⟩                ;
             ⟨liczba⟩ ⟨cyfra⟩
             *drz     drz1
    return TRUE;
   }
   else  return FALSE;
  }
```



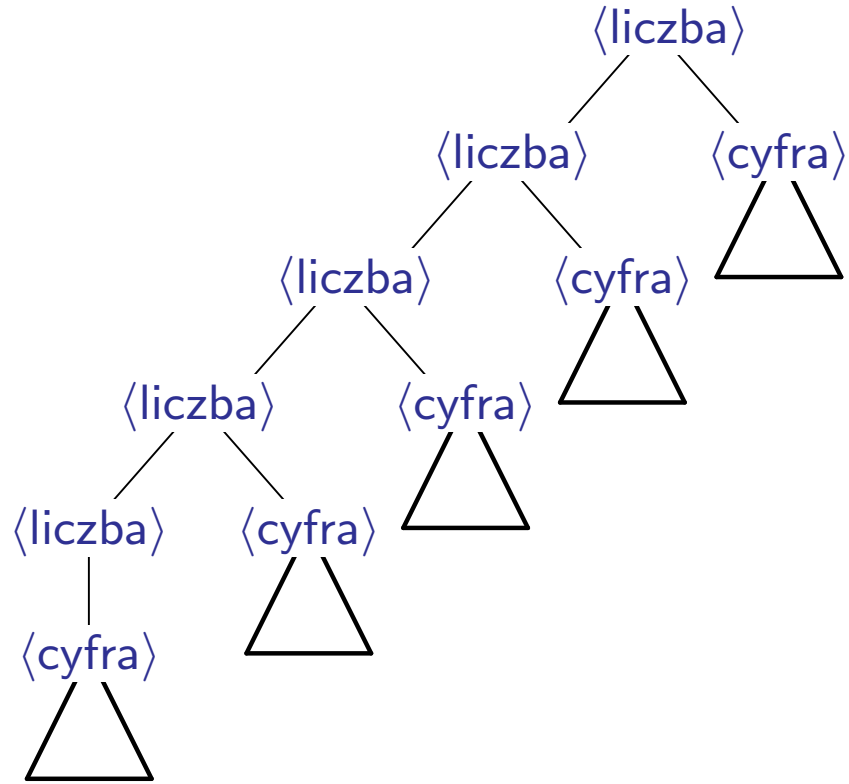
Leczenie lewostronnej rekursji

```
Boolean  liczba (drzewo* drz) {
  if (cyfra(&drz1)) {
    *drz = ⟨liczba⟩
           |
           ⟨cyfra⟩
           |
           drz1
    while (cyfra(&drz1))
      *drz = ⟨liczba⟩          ;
             |      |
             ⟨liczba⟩ ⟨cyfra⟩
             |        |
             *drz     drz1
    return TRUE;
  }
  else  return FALSE;
}
```



Leczenie lewostronnej rekursji

```
Boolean  liczba (drzewo* drz) {
  if (cyfra(&drz1)) {
    *drz =  ⟨liczba⟩
            ⟨cyfra⟩
              drz1
    while (cyfra(&drz1))
      *drz =  ⟨liczba⟩                ;
              ⟨liczba⟩  ⟨cyfra⟩
                *drz      drz1
    return TRUE;
  }
  else  return FALSE;
}
```



Parser zstępujący rekursywny — kiedy nie działa?

PRZYKŁAD:

$$\begin{aligned}
\langle \text{miara} \rangle &::= \langle \text{odległość} \rangle \mid \langle \text{waga} \rangle \\
\langle \text{odległość} \rangle &::= \{0 \mid \ldots \mid 9\}\, \{0 \mid \ldots \mid 9\}^*\, \texttt{m} \\
\langle \text{waga} \rangle &::= \{0 \mid \ldots \mid 9\}\, \{0 \mid \ldots \mid 9\}^*\, \texttt{kg}
\end{aligned}$$

Parser zstępujący rekursywny — kiedy nie działa?

PRZYKŁAD:

$$
\begin{aligned}
\langle \text{miara} \rangle &::= \langle \text{odległość} \rangle \mid \langle \text{waga} \rangle \\
\langle \text{odległość} \rangle &::= \{0 \mid \ldots \mid 9\}\, \{0 \mid \ldots \mid 9\}^*\, \texttt{m} \\
\langle \text{waga} \rangle &::= \{0 \mid \ldots \mid 9\}\, \{0 \mid \ldots \mid 9\}^*\, \texttt{kg}
\end{aligned}
$$

$$
\begin{aligned}
\langle \text{miara} \rangle &\Rightarrow \langle \text{odległość} \rangle \Rightarrow^* \texttt{11111m} \\
\langle \text{miara} \rangle &\Rightarrow \langle \text{waga} \rangle \Rightarrow^* \texttt{11111kg}
\end{aligned}
$$

Parser zstępujący rekursywny — kiedy nie działa?

PRZYKŁAD:

$$
\begin{aligned}
\langle \text{miara} \rangle &::= \langle \text{odległość} \rangle \mid \langle \text{waga} \rangle \\
\langle \text{odległość} \rangle &::= \{0 \mid \ldots \mid 9\}\, \{0 \mid \ldots \mid 9\}^*\, \texttt{m} \\
\langle \text{waga} \rangle &::= \{0 \mid \ldots \mid 9\}\, \{0 \mid \ldots \mid 9\}^*\, \texttt{kg}
\end{aligned}
$$

$$
\begin{aligned}
\langle \text{miara} \rangle &\Rightarrow \langle \text{odległość} \rangle \Rightarrow^* \texttt{11111m} \\
\langle \text{miara} \rangle &\Rightarrow \langle \text{waga} \rangle \Rightarrow^* \texttt{11111kg}
\end{aligned}
$$

Do którego nieterminala redukować? — nie da się postanowić na podstawie pierwszej cyfry, bo nie wiadomo jeszcze, czy na końcu będzie `m` czy `kg`.

Parser zstępujący rekursywny — kiedy nie działa?

PRZYKŁAD:

$$\begin{aligned}
\langle \text{miara} \rangle &::= \langle \text{odległość} \rangle \mid \langle \text{waga} \rangle \\
\langle \text{odległość} \rangle &::= \{0 \mid \ldots \mid 9\}\, \{0 \mid \ldots \mid 9\}^*\, \texttt{m} \\
\langle \text{waga} \rangle &::= \{0 \mid \ldots \mid 9\}\, \{0 \mid \ldots \mid 9\}^*\, \texttt{kg}
\end{aligned}$$

$$\langle \text{miara} \rangle \Rightarrow \langle \text{odległość} \rangle \Rightarrow^* \texttt{11111m}$$

$$\langle \text{miara} \rangle \Rightarrow \langle \text{waga} \rangle \Rightarrow^* \texttt{11111kg}$$

Do którego nieterminala redukować? — nie da się postanowić na podstawie pierwszej cyfry, bo nie wiadomo jeszcze, czy na końcu będzie `m` czy `kg`.

Parsery zstępujące nadają się nie do wszystkich gramatyk bezkontekstowych;
nadają się tylko do t.zw. gramatyk LL(1).