



Akademia Górnictwo-Hutnicza im. Stanisława Staszica w Krakowie

**Wydział Informatyki**

Projekt dyplomowy

*Implementacja narzędzi lex i yacc z wykorzystaniem  
metaprogramowania*

*Implementation of lexical analyzer (lex) and parser generator  
(yacc) tools using metaprogramming techniques*

Autorzy: Bartosz Buczek, Bartłomiej Kozak  
Kierunek studiów: Informatyka  
Opiekun pracy: dr inż. Tomasz Służalec

Kraków, 2025



# Spis treści

<b>1 Cel prac i wizja projektu</b>	<b>5</b>
1.1 Charakterystyka problemu . . . . .	5
1.2 Motywacja projektu . . . . .	5
1.3 Przegląd istniejących rozwiązań . . . . .	6
1.3.1 Lex, Yacc . . . . .	6
1.3.2 PLY, SLY . . . . .	7
1.3.3 ANTLR . . . . .	8
1.3.4 Scala parser combinators . . . . .	9
1.3.5 ScalaBison . . . . .	9
1.3.6 parboiled2 . . . . .	9
1.3.7 FastParse . . . . .	10
1.3.8 Podsumowanie . . . . .	10
<b>2 Metaprogramowanie w Scali 3</b>	<b>12</b>
2.1 Wprowadzenie . . . . .	12
2.1.1 Quotes i Splices . . . . .	12
2.1.2 Bezpieczeństwo międzyetapowe . . . . .	12
2.2 Mechanizmy metaprogramowania w Scali 3 . . . . .	13
2.2.1 Definicje inline . . . . .	13
2.2.2 Makra oparte na wyrażeniach . . . . .	13
2.2.3 Dopasowanie wzorców kodu . . . . .	13
2.2.4 Refleksja TASTy . . . . .	13
<b>3 Implementacja</b>	<b>14</b>
3.1 Praktyczna implementacja analizatora leksykalnego z wykorzystaniem makr w Scali 3 . . . . .	14
3.1.1 Wprowadzenie do studium przypadku . . . . .	14
3.1.2 Architektura systemu leksera . . . . .	14
3.1.3 Analiza drzewa składni abstrakcyjnej . . . . .	15
3.1.4 Transformacja i adaptacja referencji . . . . .	15
3.1.5 Ekstrakcja i kompilacja wzorców . . . . .	16
3.1.6 Analiza wzorców: klasa CompileNameAndPattern . . . . .	16
3.1.7 Generacja klasy anonimowej . . . . .	16
3.1.8 Typy rafinowane (refinement types) . . . . .	17
3.1.9 Uzasadnienie wybranego podejścia implementacyjnego . . . . .	19
3.1.10 Analiza alternatywnych rozwiązań . . . . .	20
3.1.11 Walidacja i obsługa błędów . . . . .	21

3.2 Praktyczna implementacja generatora parserów z wykorzystaniem makr w Scali 3	21
3.2.1 Wprowadzenie do generatora parserów	21
3.2.2 Interfejs API parsera	22
3.2.3 Generacja tabel parsowania w czasie kompilacji	22
3.2.4 Trudne problemy rozwiązane w implementacji	23
3.2.5 Generacja kodu tabel	25
3.2.6 Podsumowanie implementacji parsera	26
<b>4 Algorytmy analizy leksykalnej</b>	<b>27</b>
4.1 Teoretyczne podstawy	27
4.1.1 Opis języka tokenów	27
4.1.2 Automaty skończone	27
4.1.3 Strategia wyboru dopasowania	27
4.1.4 Błędy leksykalne	28
4.2 Automaty DFA a wyrażenia regularne w Alpaca	28
4.2.1 Zalety podejścia	28
4.2.2 Wady i ograniczenia	28
4.3 Praktyczna implementacja leksera w Alpaca	28
4.3.1 Przebieg tokenizacji w Alpaca	29
4.3.2 Obsługa ignorowanych reguł	29
4.3.3 Kontekst i rozszerzenia	29
4.3.4 Błędy leksykalne	29
4.3.5 Strumieniowe czytanie wejścia	29
4.3.6 Weryfikacja wzorców	30
<b>5 Algorytmy analizy składniowej</b>	<b>31</b>
5.1 Teoretyczne podstawy działania parserów	31
5.1.1 Gramatyki i typy parserów	31
5.1.2 Automat ze stosem	31
5.1.3 Tabele sterujące	31
5.1.4 Rozstrzyganie konfliktów	32
5.2 Wybór klasy parsera w Alpaca	32
5.2.1 Zalety LR(1) w Alpaca	32
5.2.2 Koszty i kompromisy	32
5.3 Konstrukcja tablic parsera LR(1) w Alpaca	33
5.3.1 Wyznaczanie zbiorów FIRST	33
5.3.2 Budowa automatów LR(1)	33
<b>Spis rysunków</b>	<b>40</b>
<b>Spis tabel</b>	<b>41</b>
<b>Spis algorytmów</b>	<b>42</b>
<b>Spis listingów</b>	<b>43</b>

# Rozdział 1

## Cel prac i wizja projektu

### 1.1. Charakterystyka problemu

Leksery i parsery są kluczowymi elementami w procesie tworzenia interpreterów i kompilatorów języków programowania. Pozwalają one przekształcić kod źródłowy napisany przez programistę na reprezentację wewnętrzną, wykorzystywaną później przez dalsze etapy przetwarzania kodu.

Analiza leksykalna wykonywana przez lekser polega na rozdzieleniu kodu źródłowego na jednostki logiczne, zwane leksemami. Parser natomiast wykonuje analizę składniową w celu ustalenia struktury gramatycznej tekstu i jej zgodności z gramatyką języka.

Celem pracy inżynierskiej jest stworzenie narzędzia *ALPACA* (Another Lexer Parser And Compiler Alpaca) w języku Scala, które implementuje funkcjonalności powszechnie stosowane w budowie lekserów i parserów.

### 1.2. Motywacja projektu

Projekt ma na celu stworzenie nowoczesnego narzędzia do generowania lekserów i parserów w języku Scala, łączącego zalety istniejących rozwiązań z nowoczesnym podejściem technologicznym. Jego główne cele to:

1. Stworzenie intuicyjnego API.
2. Opracowanie obszernej dokumentacji.
3. Rozbudowana diagnostyka błędów.
4. Poprawa wydajności względem rozwiązań w języku Python.
5. Integracja z popularnymi środowiskami programistycznymi (IDE).

Proponowane rozwiązanie łączy nowoczesne podejście technologiczne z praktycznym zastosowaniem w edukacji i programowaniu. Może on służyć jako narzędzie dydaktyczne, ułatwiając naukę teorii komplikacji, w pracach badawczych, a także jako kompleksowe narzędzie do tworzenia praktycznych rozwiązań.

## 1.3. Przegląd istniejących rozwiązań

Dostępne na rynku rozwiązania umożliwiają tworzenie analizatorów, jednak charakteryzują się ograniczeniami związanymi z wydajnością, wysokim progiem wejścia i diagnostyką błędów.

### 1.3.1. Lex, Yacc

*Lex*[1] i *Yacc*[2] to klasyczne, dobrze ugruntowane narzędzia, które odegrały kluczową rolę w tworzeniu setek współczesnych języków programowania. Definicja leksera i parsera w tych systemach odbywa się poprzez specjalnie zaprojektowaną składnię konfiguracyjną. Mimo pewnych zalet, jego złożoność i wysoki próg wejścia mogą stanowić wyzwanie.

Ponieważ *Lex* i *Yacc* zostały zaprojektowane do współpracy z językiem C, ich integracja z nowoczesnymi językami programowania bywa utrudniona. Rozszerzanie tych narzędzi o dodatkowe, specyficzne funkcjonalności jest skomplikowane, co ogranicza ich elastyczność. Brak wsparcia dla współczesnych środowisk programistycznych (IDE) dodatkowo obniża komfort użytkowania w porównaniu z nowoczesnymi alternatywami.

```

1 {
2 /*%%*/
3 value_expr($3);
4 $1->nd_value = $3;
5 $$ = $1;
6 /*
7 $$ = dispatch2(massign, $1, $3);
8 */
9 }
10 | var_lhs tOP_ASSIGN command_call
11 {
12 value_expr($3);
13 $$ = new_op_assign($1, $2, $3);
14 }
15 | primary_value '[' opt_call_args rbracket tOP_ASSIGN command_call
16 {
17 /*%%*/
18 NODE *args;
19
20 value_expr($6);
21 if (!$3) $3 = NEW_ZARRAY();
22 args = arg_concat($3, $6);
23 if ($5 == tROP) {
24     $5 = 0;
25 }
26 else if ($5 == tANDOP) {
27     $5 = 1;
28 }
29 $$ = NEW_OP_ASSIGN($1, $5, args);
30 fixpos($$, $1);
31 /*
32 $$ = dispatch2(aref_field, $1, escape_Qundef($3));
33 $$ = dispatch3(opassign, $$, $5, $6);
34 */
35 }
```

Listing 1.1: Fragment definicji parsera Ruby w technologii Yacc

### 1.3.2. PLY, SLY

*PLY*[3] i jego nowszy odpowiednik *SLY*[4] to biblioteki inspirowane narzędziami Lex i Yacc. Oferują elastyczne podejście do budowy parserów, umożliwiając samodzielną implementację obsługi leksemów, budowę drzewa AST, czy dodatkowe funkcjonalności takie jak obliczanie numeru linii w lekserze.

Głównym ograniczeniem PLY i SLY jest implementacja w języku Python. Ze względu na interpretowany charakter oraz dynamiczne typowanie, parsery te charakteryzują się niską wydajnością, a brak statycznego typowania utrudnia wykrywanie błędów na etapie komplikacji. Przy implementacji parserów z użyciem biblioteki SLY w środowisku PyCharm obserwuje się wiele ostrzeżeń dotyczących potencjalnych naruszeń reguł, co często wymaga zastosowania mechanizmów supresji, aby uniknąć fałszywie pozytywnych wyników analizy statycznej kodu. Ponadto należy zaznaczyć, iż autor projektu informuje o braku dalszego rozwoju tych narzędzi[5].

Przykład 1.2 ilustruje kilka nieintuicyjnych, automatycznych mechanizmów obecnych w bibliotece *SLY*.

- Operator `@_( )` jest zdefiniowany, aby automatycznie analizować tekst przy pomocy wyrażeń regularnych. Literał muszą być zawarte w cudzysłowie, a „zmienna” odpowiada za matchowany „typ”.
- Nazwa metody oznacza „typ” zwracany przez daną produkcję, czyli dla definicji `IF` należy najpierw odszukać wszystkie metody, które mają nazwę `condition`, gdyż są to możliwe produkcje.
- W krotce (sic!) `precedence` definiujemy pierwszeństwo operatorów, jednakże dodanie `% prec` pozwala nadpisać priorytet dla konkretnej reguły składowej.
- Argument `p` pozwala na dostęp do kontekstu produkcji (np. numeru linii), ale także do zmiennych w patternu match w adnotacji. Jeśli zdefiniowany jest więcej niż jeden, to dodajemy numer do accessora, np. `expr1` jest odwołaniem się do drugiego wyrażenia `expr`. Jednocześnie, można to zrobić także poprzez odwołanie się do konkretnego indeksu obiektu `p`.

```

1 class MatrixParser(Parser):
2     tokens = MatrixScanner.tokens
3
4     precedence = (
5         ('nonassoc', 'IFX'),
6         ('nonassoc', 'ELSE'),
7         ('nonassoc', 'EQUAL'),
8     )
9
10    @_('{ " instructions " }')
11    def block(self, p: YaccProduction):
12        raise NotImplemented
13
14    @_('instruction')
15    def block(self, p: YaccProduction):
16        raise NotImplemented
17
18    @_('IF "(" condition ")" block %prec IFX')
19    def instruction(self, p: YaccProduction):

```

```

20     raise NotImplementedError
21
22 @_('IF "(" condition ")" block ELSE block')
23 def instruction(self, p: YaccProduction):
24     raise NotImplementedError
25
26 @_('expr EQUAL expr')
27 def condition(self, p: YaccProduction):
28     args = [p.expr0, p.expr1]
29     raise NotImplementedError

```

Listing 1.2: Fragment definicji parsera w Pythonie, wykorzystujacy bibliotekę SLY

Komunikaty błędów w bibliotece *SLY* są bardzo ograniczone, co obrazuje przykład 1.3, który po uruchomieniu informuje użytkownika błędem z fragmentu kodu 1.3. Okazuje się, że problemem był brak atrybutu `ignore_comment` w definicji `Lexer`.

```

1 tokens = Scanner().tokenize("a = 1 + 2")
2 for tok in tokens:
3     print(tok)

```

Listing 1.3: Fragment niedziałajacego kodu w Pythonie, wykorzystujacy bibliotekę SLY

```

1 File "main.py", line 2, in <module>
2     for tok in tokens:
3         ^^^^^^
4 File "Python\site-packages\sly\lex.py", line 374, in tokenize
5     _set_state(type(self))
6     ~~~~~^~~~~~^~~~~~^~~~~~^
7 File "Python\site-packages\sly\lex.py", line 367, in _set_state
8     _master_re = cls._master_re
9     ^~~~~~^~~~~~^~~~~~^~~~~~^
10 AttributeError: type object 'Scanner' has no attribute '_master_re'

```

Listing 1.4: Przykładowy komunikat błędu w bibliotece *SLY*

### 1.3.3. ANTLR

*ANTLR*[6] to kolejne rozwiązanie inspirowane narzędziami *Lex* i *Yacc*, oferujące zaawansowane mechanizmy analizy składniowej. Jego twórcy opracowali dedykowany język DSL, znany jako Grammar v4, który umożliwia definiowanie składni analizowanego języka. Na podstawie tej definicji *ANTLR* generuje parser w wybranym przez użytkownika języku programowania, takim jak Python, Java, C++ lub JavaScript.

Wspomaganie pracy z *ANTLR* w znacznym stopniu ułatwiają dedykowane wtyczki do środowisk Visual Studio Code oraz IntelliJ IDEA. Oferują one funkcjonalności, takie jak kolorowanie składni, autouzupełnianie kodu, nawigację do definicji leksemów oraz walidację błędów, co znacząco przyspiesza proces tworzenia parserów.

Jedną z kluczowych różnic *ANTLR* w porównaniu do innych narzędzi jest wykorzystanie gramatyki LL(\*), podczas gdy klasyczne rozwiązania, takie jak *Yacc* czy *SLY*, implementują LALR(1). LL(\*) jest bardziej intuicyjna i czytelna dla programistów, co ułatwia definiowanie reguł składniowych. Jednakże, jej zastosowanie wiąże się z większym zużyciem pamięci oraz niższą wydajnością w porównaniu do LALR(1).

Dodatkowym wyzwaniem podczas korzystania z *ANTLR* jest konieczność nauki składni DSL Grammar v4 oraz ograniczenie wsparcia dla narzędzi deweloperskich. Pełne wykorzystanie możliwości *ANTLR* wymaga korzystania z jednego z dedykowanych środowisk, co może stanowić istotne ograniczenie dla użytkowników preferujących inne IDE.

### 1.3.4. Scala parser combinators

Biblioteka *Scala parser combinators*<sup>[7]</sup> była popularnym sposobem na tworzenie parserów, lecz jak wynika z dokumentacji, „Trudno jest jednak zrozumieć ich działanie i jak zacząć. Po skompilowaniu i uruchomieniu kilku pierwszych przykładów, mechanizm działania staje się bardziej zrozumiały, ale do tego czasu może to być zniechęcające, a standardowa dokumentacja nie jest zbyt pomocna”<sup>[8]</sup>.

### 1.3.5. ScalaBison

Z podsumowania artykułu na temat *ScalaBison*<sup>[9]</sup> wiadomo, że to praktyczny generator parserów dla języka Scala oparty na technologii rekurencyjnego wstępowania i zstępowania, który akceptuje pliki wejściowe w formacie *bison*. Parsery generowane przez *ScalaBison* używają bardziej informacyjnych komunikatów o błędach niż te generowane przez pierwowzór *bison*, a także szybkość parsowania i wykorzystanie miejsca są znacznie lepsze niż *scala-combinators*, ale są nieco wolniejsze niż najszybsze generatory parserów oparte na JVM.

Dodatkowo należy zaznaczyć, iż jest to rozwiązanie już niewspierane i stworzone w celach akademickich. Korzysta z przestarzałej wersji Scali, nie posiada wyczerpującej dokumentacji i liczba funkcjonalności jest bardzo ograniczona w porównaniu do np. technologii *SLY*.

### 1.3.6. parboiled2

*parboiled2*<sup>[10]</sup> to biblioteka w Scali umożliwiająca lekkie i szybkie parsowanie dowolnego tekstu wejściowego. Implementuje ona oparty na makrach generator parsera dla gramatyk wyrażeń parsujących (PEG), który działa w czasie komplikacji i tłumaczy definicję reguły gramatycznej na odpowiadający jej bytecode JVM. Niestety próg wejścia ze względu na skomplikowany i nieintuicyjny DSL jest wysoki. Zgodnie z przykładem 1.5, raportowanie błędów jest bardzo ograniczone (problem z implementacją wynika jedynie z różnic w liczbie parametrów funkcji).

```

1 [error] /Users/haoyi/Dropbox (Personal)/Workspace/scala-js-book/scalatexApi
      /src/main/scala/scalatex/stages/Parser.scala:60: overloaded
2 method value apply with alternatives:
3 [error] [I, J, K, L, M, N, O, P, Q, R, S, T, U, V, W, X, Y, Z, RR](f: (I, J
      , K, L, M, N, O, P, Q, R, S, T, U, V, W, X, Y, Z, scalatex.stages.Ast.
      Block,
4 Text, scalatex.stages.Ast.Chain, Int, scalatex.stages.Ast.Block) => RR)(
      implicit j: org.parboiled2.support.ActionOps.SJoin[shapeless.:::[I,
5 shapeless.:::[J,shapeless.:::[K,shapeless.:::[L,shapeless.:::[M,shapeless.:::[N,
      shapeless.:::[O,shapeless.:::[P,shapeless.:::[Q,shapeless.:::[R,
6 shapeless.:::[S,shapeless.:::[T,shapeless.:::[U,shapeless.:::[V,shapeless.:::[W,
      shapeless.:::[X,shapeless.:::[Y,shapeless.:::[Z,shapeless.

```

```

7 | HNil]]]]]]]]]]],shapeless.HNil,RR], implicit c: org.parboiled2.
8 |   support.FCapture[(I, J, K, L, M, N, O, P, Q, R, S, T, U, V, W, X, Y, Z,
9 |   scalatex.
10 | stages.Ast.Block.Text, scalatex.stages.Ast.Chain, Int, scalatex.stages.Ast.
11 |   Block) => RR])org.parboiled2.Rule[j.In,j.Out] <and>
12 | [error] [J, K, L, M, N, O, P, Q, R, S, T, U, V, W, X, Y, Z, RR](f: (J, K, L
13 |   , M, N, O, P, Q, R, S, T, U, V, W, X, Y, Z, scalatex.stages.Ast.Block.
14 |   Text,
15 |   scalatex.stages.Ast.Chain, Int, scalatex.stages.Ast.Block) => RR)(implicit
16 |   j: org.parboiled2.support.ActionOps.SJoin[shapeless.:[J,
17 |   shapeless.:[K,shapeless.:[L,shapeless.:[M,shapeless.:[N,shapeless.:[O,
18 |   shapeless.:[P,shapeless.:[Q,shapeless.:[R,shapeless.:[S,
19 |   shapeless.:[T,shapeless.:[U,shapeless.:[V,shapeless.:[W,shapeless.:[X,
20 |   shapeless.:[Y,shapeless.:[Z,shapeless.HNil]]]]]]]]]]]]],shapeless.
21 |   HNil,RR], implicit c: org.parboiled2.support.FCapture[(J, K, L, M, N, O,
22 |   P, Q, R, S,
23 |   T, U, V, W, X, Y, Z, scalatex.stages.Ast.Block.Text, scalatex.stages.Ast.
24 |   Chain, Int, scalatex.stages.Ast.Block) => RR])org.parboiled2.Rule[j.
25 | In,j.Out] <and>

```

Listing 1.5: Niewielki fragment (14 z 133 linii) błędu wygenerowanego przez bibliotekę *parboiled2*, który pochodzi z prezentacji Li Haoyi na temat *FastParse*[11].

### 1.3.7. FastParse

*FastParse*[12] to opracowana przez Li Haoyi, wysokowydajna biblioteka kombinatorów parserów dla Scali, zaprojektowana w celu uproszczenia tworzenia parserów tekstu strukturalnego. Umożliwia ona programistom definiowanie parserów rekurencyjnych, dzięki czemu nadaje się do parsowania języków programowania, formatów danych, takich jak JSON, czy DSL-i. Cechą charakterystyczną *FastParse* jest równowaga między użytecznością a wydajnością. Parsery są konstruowane poprzez łączenie mniejszych parserów za pomocą operatorów, takich jak  $\sim$  dla sekwencjonowania i  $|$  dla alternatywy, przy jednoczesnym zachowaniu czytelności zbliżonej do formalnych definicji gramatyki. Według dokumentacji[12], parsery *Fastparse* zajmują 1/10 kodu w porównaniu do ręcznie napisanego parsera rekurencyjnego. W porównaniu do narzędzi generujących parsery, takich jak *ANTLR* lub *Lex* i *Yacc*, implementacja nie wymaga żadnego specjalnego kroku kompilacji lub generowania kodu. To sprawia, że rozpoczęcie pracy z *Fastparse* jest znacznie łatwiejsze niż w przypadku bardziej tradycyjnych narzędzi do generowania parserów. Przykładowo, parser wyrażeń arytmetycznych może być zwięźle napisany, aby obsługiwać zagnieżdżone nawiasy, pierwszeństwo operatorów i raportowanie błędów w mniej niż 20 liniach kodu[13]. Biblioteka kładzie również nacisk na debugowanie, generując szczegółowe komunikaty o błędach, które wskazują dokładną lokalizację i przyczynę niepowodzeń parsowania, takich jak niedopasowane nawiasy lub nieprawidłowe tokeny.

### 1.3.8. Podsumowanie

Narzędzie	<b>Lex&amp;Yacc</b>	<b>PLY/SLY</b>	<b>ANTLR</b>	<b>scala-bison</b>
Język implementacji	C	Python	Java	Scala (nad Bisonem)
Język użycia	regex, BNF, akcje w C	DSL	DSL oparty na EBNF	BNF, akcje w Scali
Wydajność	wysoka	niska	umiarkowana	wysoka
Łatwość użycia	średnia	umiarkowana	wysoka	średnia
Aktywne wsparcie	brak	nie	tak	nie
Diagnostyka błędów	słaba	średnia	dobra	słaba
Dokumentacja	dobra	średnia, nieaktualna	dobra	słaba
Popularność	wysoka	średnia	wysoka	niska
Integracja IDE	nieoficjalny plugin	ograniczona	oficjalny plugin	brak
Wsparcie do debugowania	brak	dobre	częściowe	dobre
Generowanie kodu	nie	nie	tak	nie
Narzędzie	<b>Scala parser combinators</b>	<b>parboiled2</b>	<b>FastParse</b>	<b>ALPACA</b>
Język implementacji	Scala	Scala	Scala	Scala
Język użycia	DSL w Scali	DSL w Scali	DSL w Scali	Scala
Wydajność	wysoka	umiarkowana	wysoka	TODO
Łatwość użycia	niska	średnia	średnia	TODO
Aktywne wsparcie	nie	nie	tak	TODO
Diagnostyka błędów	dobra	niska	dobra	TODO
Dokumentacja	słaba	bardzo dobra	bardzo dobra	TODO
Popularność	średnia	niska	rosnąca	TODO
Integracja IDE	wsparcie dla Scali	wsparcie dla Scali	wsparcie dla Scali	TODO
Wsparcie do debugowania	dobre	dobre	dobre	TODO
Generowanie kodu	nie	nie	nie	TODO

Tabela 1.1: Porównanie wybranych narzędzi do generowania lekserów i parserów

# Rozdział 2

## Metaprogramowanie w Scali 3

### 2.1. Wprowadzenie

Scala 3, znana również jako Dotty, wprowadza całkowicie przeprojektowany system metaprogramowania, stanowiący fundamentalną zmianę w stosunku do eksperymentalnych makr dostępnych w Scali 2[14, 15].

Metaprogramowanie w Scali 3 zostało zaprojektowane z naciskiem na bezpieczeństwo typów, przenośność oraz skalowalność, oferując programistom możliwość generowania i analizowania kodu w czasie komplikacji przy zachowaniu pełnej ekspresywności języka[16, 17]. W przeciwieństwie do poprzedniego systemu, który eksponował wewnętrzne mechanizmy kompilatora i był źródłem problemów z kompatybilnością między wersjami[18], nowy system metaprogramowania jest zaprojektowany jako stabilny i przenośny interfejs programistyczny. Podstawą teoretyczną systemu metaprogramowania w Scali 3 jest programowanie wieloetapowe (ang. *multi-stage programming*), paradymat pozwalający na odróżnienie różnych etapów wykonania programu[19, 18]. W tym modelu kod może być wykonywany w różnych fazach: w czasie komplikacji (ang. *compile-time*) lub w czasie wykonania (ang. *runtime*)[19].

#### 2.1.1. Quotes i Splices

Kluczowymi koncepcjami w systemie metaprogramowania Scali 3 są *quotes* i *splices*[20, 21]. *Quotes*, oznaczane jako '`{ ... }`', służą do opóźnienia wykonania kodu i traktowania go jako danych[22]. *Splices*, oznaczane jako '`$ { ... }`', pozwalają na ocenę wyrażenia generującego kod i wstawienie wyniku do otaczającego kontekstu[22, 23].

Formalna semantyka tych konstrukcji została przedstawiona w pracy Stuckiego, Brachthäusera i Odersky'ego[21], gdzie *quotes* i *splices* są traktowane jako prymitywne formy w typowanych drzewach składniowych (ang. *typed abstract syntax trees*). Autorzy dowodzą, że system zachowuje bezpieczeństwo typów oraz higienicznosć, zapewniając, że wygenerowany kod nie może przypadkowo powiązać identyfikatorów z niewłaściwymi zmiennymi[21].

#### 2.1.2. Bezpieczeństwo międzyetapowe

Scala 3 gwarantuje bezpieczeństwo międzyetapowe (ang. *cross-stage safety*) poprzez sprawdzanie poziomów etapowania w czasie komplikacji[18, 21]. Zmienne lokalne mogą być

używane tylko na tym samym poziomie etapowania, na którym zostały zdefiniowane, co zapobiega dostępowi do zmiennych, które jeszcze nie istnieją lub już nie są dostępne[18].

System również zapewnia, że typy generyczne używane w wyższym poziomie etapowania niż ich definicja wymagają instancji klasy typu **Type[T]**, która niesie reprezentację typu niepoddaną wymazywaniu (ang. *type erasure*)[18]. To podejście rozwiązuje problem wymazywania typów generycznych w JVM, zachowując informację o typach potrzebną w kolejnych etapach komplikacji.

## 2.2. Mechanizmy metaprogramowania w Scali 3

### 2.2.1. Definicje inline

Najprostszym narzędziem metaprogramowania jest modyfikator **inline**. Gwarantuje on, że wywołanie oznaczonej nim metody lub wartości zostanie w całości **wstawione w miejscu wywołania** (ang. *Inlining*) podczas komplikacji. Jest to polecenie dla kompilatora, a nie tylko sugestia, jak w niektórych innych językach.

### 2.2.2. Makra oparte na wyrażeniach

Makra w Scali 3 są zdefiniowane jako metody **inline** zawierające *splice* najwyższego poziomu (ang. *top-level splice*)[24, 25], czyli taki, który nie jest zagnieżdżony w żadnym *Quotes* i jest wykonywany w czasie komplikacji[19, 24].

Typ **Expr[T]** reprezentuje wyrażenie Scali o typie **T** jako typowane drzewo składniowe[22, 25]. Makra manipulują wartościami typu **Expr[T]**, transformując je lub generując nowe wyrażenia[25]. Ta reprezentacja gwarantuje bezpieczeństwo typów na poziomie języka metaprogramowania[22].

### 2.2.3. Dopasowanie wzorców kodu

Scala 3 wspiera analizę kodu poprzez dopasowanie wzorców w *quotes* (ang. *quote pattern matching*)[18, 21]. Mechanizm ten pozwala na dekonstrukcję kawałków kodu i ekstrakcję podwyrażeń[21].

Stucki, Brachthäuser i Odersky[21] wprowadzają wzorce wiążące (ang. *bind patterns*) postaci **\$x** oraz wzorce HOAS (ang. *Higher-Order Abstract Syntax*) postaci **\$f(y)**, które pozwalają na ekstrakcję podwyrażeń potencjalnie zawierających zmienne z zewnętrznego kontekstu. System gwarantuje, że ekstrahowane wyrażenia są zamknięte względem definicji wewnętrz wzorca, zapobiegając wyciekom zakresu.

### 2.2.4. Refleksja TASTy

Dla przypadków wymagających głębszej analizy kodu, Scala 3 oferuje API refleksji TASTy[22, 26]. TASTy jest binarnym formatem serializacji typowanych drzew składniowych używanym przez kompilator Scali 3[18].

API refleksji dostarcza szczegółowy widok na strukturę kodu, włączając typy, symbole oraz pozycje w kodzie źródłowym. Jest dostępne poprzez obiekt **reflect** zdefiniowany w typie **Quotes**, który jest przekazywany kontekstualnie do makr[22, 26].

# Rozdział 3

## Implementacja

### 3.1. Praktyczna implementacja analizatora leksykalnego z wykorzystaniem makr w Scali 3

#### 3.1.1. Wprowadzenie do studium przypadku

Niniejszy rozdział prezentuje praktyczną implementację systemu analizy leksykalnej (leksera) wykorzystującego zaawansowane mechanizmy metaprogramowania Scali 3. Przedstawiony kod stanowi przykład zastosowania technik opisanych w poprzednim rozdziale do rozwiązania rzeczywistego problemu inżynierskiego: automatycznej generacji wydajnego analizatora leksykalnego z definicji wysokopoziomowej w formie języka dziedzinowego (DSL).

System **alpaca.lexer** implementuje transformację deklaratywnych reguł tokenizacji zapisanych jako funkcja częściowa (ang. *partial function*) w kod proceduralny wykonywany w czasie komplikacji. Wykorzystuje przy tym pełne spektrum możliwości refleksji TASTy, włączając generację klas w czasie komplikacji, transformację drzew AST oraz wypecializowane typy refinement.

#### 3.1.2. Architektura systemu leksera

##### Interfejs użytkownika

System oferuje użytkownikowi przejrzysty interfejs DSL oparty na dopasowaniu wzorców:

```
1 private[alpaca] type LexerDefinition[Ctx <: LexerCtx] =  
  PartialFunction[String, Token[?, Ctx, ?]]
```

Listing 3.1: Definicja typu LexerDefinition

Definicja **LexerDefinition** reprezentuje reguły leksera jako funkcję częściową mapującą wzorce wyrażeń regularnych (jako ciągi znaków) na definicje tokenów. Wykorzystanie funkcji częściowej pozwala na naturalne wyrażenie reguł leksykalnych w idiomatycznej składni Scali.

Główny punkt wejścia systemu stanowi metoda **lexer**:

```
1 transparent inline def lexer[Ctx <: LexerCtx](  
2   using Ctx withDefault LexerCtx.Default,
```

```

3 | )(
4 |   inline rules: Ctx ?=> LexerDefinition[Ctx],
5 | )(using
6 |   copy: Copyable[Ctx],
7 |   betweenStages: BetweenStages[Ctx],
8 | )(using inline
9 |   debugSettings: DebugSettings[?, ?],
10 | ): Tokenization[Ctx] =

```

Listing 3.2: Punkt wejścia: transparent inline def lexer

Modyfikator **transparent inline** zapewnia, że zwracany typ będzie dokładnie odpowiadał wygenerowanej strukturze, włączając typy refinement dla poszczególnych tokenów. Użycie parametrów kontekstowych (**using**) realizuje wzorzec dependency injection na poziomie systemu typów.

### Implementacja makra

Makro przyjmuje wyrażenie reprezentujące reguły leksera jako **Expr[Ctx ?=> LexerDefinition[Ctx]]** oraz instancje kontekstualnych klas pomocniczych. Parametr **using Quotes** dostarcza dostępu do API refleksji TASTy.

### 3.1.3. Analiza drzewa składni abstrakcyjnej

#### Dekonstrukcja funkcji częściowej

Kluczowym krokiem implementacji jest ekstrakcja reguł z definicji funkcji częściowej:

```

1 val Lambda(oldCtx :: Nil, Lambda(_, Match(_, cases: List[CaseDef]))) =
  rules.asTerm.underlying.runtimeChecked

```

Listing 3.3: Dekonstrukcja funkcji częściowej (dopasowanie AST do CaseDef)

Ten fragment kodu wykorzystuje dopasowanie wzorców w *quotes* do dekonstrukcji typowanego AST funkcji częściowej. Struktura **Lambda(\_, Match(\_, cases))** odpowiada wewnętrznej reprezentacji funkcji częściowej, gdzie **Match** zawiera listę przypadków **CaseDef**.

### 3.1.4. Transformacja i adaptacja referencji

#### Klasa replacerefs

Kluczową techniką jest zastąpienie referencji do starego kontekstu nowymi referencjami:

```

1   def replaceWithNewCtx(newCtx: Term) = new
2     ReplaceRefs[quotes.type].apply(
3       (find = oldCtx.symbol, replace = newCtx),
4       (find = tree.symbol, replace = Select.unique(newCtx,
5         "lastRawMatched")),
6     )

```

Listing 3.4: Zastąpienie referencji starego kontekstu nowymi (ReplaceRefs)

Transformacja ta realizuje proces znany jako "re-owning" w terminologii kompilatorów — zmianę właściciela (owner) symboli w AST. Jest to konieczne, ponieważ kod oryginalnie odnoszący się do parametru makra musi zostać przepisany, aby odnosił się do parametru metody w wygenerowanej klasie.

Klasa `ReplaceRefs` udostępnia `TreeMap`, który podczas przejścia po AST podmienia referencje do wskazanych symboli na podane termy. Umożliwia to tzw. re-owning — przeniesienie fragmentów kodu między różnymi właścicielami symboli bez ręcznego przepisywania drzew.

### 3.1.5. Ekstrakcja i komplikacja wzorców

#### Funkcja `extractSimple`

Funkcja `extractSimple` implementuje logikę dopasowania różnych typów definicji tokenów:

```

1  def extractSimple(
2      ctxManipulation: Expr[CtxManipulation[Ctx]],
3  ): PartialFunction[Expr[ThisToken], List[Expr[ThisToken]]] =
4      case '{ Token.Ignored(using $ctx) } =>
5      case '{ type t <: ValidName; Token.apply[t](using $ctx) } =>
6      case '{ type t <: ValidName; Token.apply[t]($value: String)(using
$ctx) }
7      case '{ type t <: ValidName; Token.apply[t]($value: v)(using $ctx)
} =>

```

Listing 3.5: Funkcja `extractSimple`: dopasowywanie definicji tokenów

Wykorzystuje ona dopasowanie wzorców w *quotes* z ekstraktorem typów, umożliwiając rozróżnienie różnych wariantów definicji tokenów na poziomie typów. Konstrukcja `type t <: ValidName` w wzorcu wiąże parametr typu do zmiennej wzorca `t`, umożliwiając jego późniejsze wykorzystanie.

### 3.1.6. Analiza wzorców: klasa `CompileNameAndPattern`

Klasa `CompileNameAndPattern` stanowi kluczowy komponent systemu analizy leksykalnej, odpowiedzialny za ekstrakcję i walidację wzorców tokenów podczas ekspansji makra. Jej głównym zadaniem jest transformacja różnorodnych form wzorców występujących w definicjach DSL na ujednolicone struktury `TokenInfo`, które następnie są wykorzystywane do generacji finalnego kodu leksera.

Implementacja wykorzystuje rekurencyjne przetwarzanie drzewa AST z zastosowaniem optymalizacji rekurencji ogonowej (`@tailrec`), co zapewnia efektywność działania nawet dla złożonych wzorców z wieloma alternatywami.

### 3.1.7. Generacja klasy anonimowej

Kluczowym mechanizmem implementacyjnym makra `lexer` jest programatyczna konstrukcja klasy anonimowej w czasie komplikacji. Proces ten wykorzystuje API refleksji TASTy do dynamicznego tworzenia struktur typów, które następnie są materializowane jako kod bajtowy JVM.

## Konstrukcja symbolu klasy

Anonimowa klasa implementująca `Tokenization[Ctx]` jest tworzona poprzez wywołanie `Symbol.newClass`:

Metoda `Symbol.newClass` przyjmuje następujące parametry:

- `Symbol.spliceOwner` — właściciel nowego symbolu w hierarchii definiowania, zapewniający poprawną widoczność w zakresie leksykalnym
- `Symbol.freshName("$anon")` — generowanie unikalnej nazwy klasy zgodnie z konwencją kompilatora Scali dla klas anonimowych
- `List(TypeRepr.of[Tokenization[Ctx]])` — lista typów bazowych, w tym przypadku pojedyncza implementacja abstrakcyjnej klasy `Tokenization`
- `decls` — funkcja dostarczająca listy deklaracji członków klasy (pół i metod)

## Definicja członków klasy

Funkcja `decls` konstruuje pełną listę deklaracji dla klasy anonimowej:

1. **Pola tokenów** — dla każdego zdefiniowanego tokena tworzony jest symbol pola typu `DefinedToken[Name, Ctx, Value]`
2. **Type alias Fields** — typ pomocniczy w formie `NamedTuple` ułatwiający strukturalny dostęp do tokenów
3. **Pole compiled** — wartość typu `Regex` zawierająca skompilowane wyrażenie regularne dla wszystkich tokenów
4. **Pole tokens** — lista wszystkich zdefiniowanych tokenów (włączając ignorowane)
5. **Pole byName** — mapa umożliwiająca dynamiczny dostęp do tokenów po nazwie

## Materializacja klasy

Po zdefiniowaniu symbolu klasy następuje konstrukcja jej ciała. Klasa jest następnie instancjonowana poprzez wywołanie jej konstruktora.

### 3.1.8. Typy rafinowane (refinement types)

Mechanizm typów rafinowanych stanowi fundamentalną cechę systemu typów Scali umożliwiającą precyzyjne wyrażenie struktury typów w czasie kompilacji. W kontekście implementacji leksera typy rafinowane pozwalają na dodanie informacji o polach tokenów bezpośrednio do typu zwracanego przez makro.

## Proces rafinowania typu

Typ wynikowy jest konstruowany poprzez iteracyjne rafinowanie typu bazowego:

```

1 definedTokens
2   .unsafeFoldLeft(TypeRepr.of[Tokenization[Ctx]]):
3     case (tpe, '{ $token: DefinedToken[name, Ctx, value] }) =>
4       Refinement(tpe, ValidName.from[name], token.asTerm.tpe)
5     .asType match

```

Listing 3.6: Rafinowanie typu wynikowego o pola tokenów

Funkcja `Refinement(tpe, name, memberType)` tworzy nowy typ będący rozszerzeniem typu `tpe` o członka `name` typu `memberType`. Operacja ta jest wykonywana w czasie komplikacji i nie generuje dodatkowego kodu w czasie wykonania.

## Wynikowy typ

Wynikowy typ ma formę typu przecięcia (ang. *intersection type*):

```

1 Tokenization[Ctx] & {
2   val TOKEN1: DefinedToken["NAME1", Ctx, Type1]
3   val TOKEN2: DefinedToken["NAME2", Ctx, Type2]
4   ...
5 }

```

Listing 3.7: Wynikowy typ leksera

Ten typ reprezentuje wartości będące jednocześnieinstancjami `Tokenization[Ctx]` oraz posiadające określone pola strukturalne (ang. *computed field names*).

Dostęp do pól tokenów odbywa się poprzez `trait Selectable`, który jest implementowany przez klasę generowaną przez makro. Mechanizm działania typów strukturalnych został szczegółowo opisany w dokumentacji Scala [27]. Aby mechanizm `Selectable` działał poprawnie ze strukturalnymi typami i nie wymagał refleksji, klasa generowana przez makro musi implementować `type Fields <: NamedTuple[AnyNamedTuple]`[28]. W naszym podejściu makro generuje definicję `type Fields` zawierającą wszystkie zdefiniowane tokeny i ich typy, dzięki czemu:

- IDE oraz kompilator znajdują z góry dostępne pola i ich typy (pełne uzupełnianie i sprawdzanie typów),
- wywołanie `c.NAZWA` jest bezpieczne typowo mimo mechanizmu dynamicznego wyboru nazwy.

```

1 val fieldType = definedTokens
2   .unsafeFoldLeft[(Type[? <: Tuple], Type[? <:
3     Tuple])](Type.of[EmptyTuple], Type.of[EmptyTuple]):
4     case (
5       '[type names <: Tuple; names], '[type types <: Tuple;
6       types]),
       '{ $token: DefinedToken[name, Ctx, value] },
     ) =>

```

```

7 |         (Type.of[name *: names], Type.of[Token[name, Ctx, value] *:
8 |             types])
9 |             .runtimeChecked
10|             .match
|               case ('[type names <: Tuple; names], '[type types <: Tuple;
|                 types]) => TypeRepr.of[NamedTuple[names, types]]

```

Listing 3.8: Tworzenie typuFields

### 3.1.9. Uzasadnienie wybranego podejścia implementacyjnego

#### Eliminacja narzutu wykonania w czasie działania programu

Wszystkie definicje tokenów są rozwiązywane statycznie w czasie komplikacji. Dostęp do tokenów odbywa się poprzez bezpośrednie odwołanie do pola klasy, co po komplikacji do kodu bajtowego JVM redukuje się do instrukcji **getfield** — operacji o złożoności O(1) bez żadnego narzutu pośrednictwa.

Alternatywne podejście oparte na strukturze mapującej (np. **Map[String, Token]**) wymagałoby:

- Obliczenia funkcji haszującej dla klucza
- Przeszukiwania tablicy haszującej
- Potencjalnej obsługi kolizji
- Dynamicznego rzutowania typu

co wprowadziłoby znaczący narzut wydajnościowy oraz eliminowało możliwość optymalizacji przez kompilator.

#### Bezpieczeństwo typów na poziomie systemu

Dzięki typom rafinowanym każdy token posiada precyzyjny typ znany kompilatorowi. System typów weryfikuje poprawność wszystkich operacji w czasie komplikacji, eliminując możliwość błędów związanych z niepoprawnym typowaniem wartości tokenów.

#### Integracja z narzędziami deweloperskimi

Ponieważ tokeny są reprezentowane jako rzeczywiste pola w typie, środowiska deweloperskie (IDE) mogą wykorzystać informacje typu do:

- Automatycznego uzupełniania nazw tokenów
- Prezentacji pełnych sygnatur typów przy najechaniu kursorem
- Nawigacji do definicji przez mechanizm *go-to-definition*
- Wykrywania błędów składniowych przed komplikacją

Te funkcjonalności są niemożliwe do realizacji w przypadku dostępu przez struktury dynamiczne.

## Statyczna detekcja konfliktów wzorców

Makro przeprowadza analizę wszystkich wzorców w czasie komplikacji, wykrywając potencjalne konflikty nakładających się wyrażeń regularnych. Mechanizm ten zapewnia, że błędy konfiguracji są wykrywane na etapie komplikacji, a nie w czasie wykonania programu, co jest zgodne z zasadą *fail-fast* w inżynierii oprogramowania.

## Typowanie strukturalne z gwarancjami nominalnymi

Zastosowanie typów rafinowanych łączy zalety typowania strukturalnego (elastyczność w dostępie do składowych) z bezpieczeństwem typowania nominalnego (jednoznaczna identyfikacja typów). Każde pole w typie rafinowanym ma precyzyjny typ nominalny, podczas gdy dostęp do tych pól odbywa się przez nazwę, co zapewnia elastyczność interfejsu.

### 3.1.10. Analiza alternatywnych rozwiązań

#### Podejście oparte na mapowaniu dynamicznym

Alternatywne podejście mogłoby wykorzystywać strukturę mapującą do przechowywania tokenów:

```

1 class SimpleLexer {
2   val tokens: Map[String, Token[?, ?, ?]] = Map(
3     "NUMBER" -> ...,
4     "PLUS" -> ...
5   )
6   def apply(name: String): Token[?, ?, ?] = tokens(name)
7 }
```

Listing 3.9: Podejście oparte na mapowaniu dynamicznym

#### Wady tego podejścia:

- Brak bezpieczeństwa typów: błędne nazwy tokenów wykrywane są dopiero w czasie wykonania
- Utrata informacji o typach: zwracany typ to egzystencjalny `Token[?, ?, ?]`
- Narzut wydajnościowy operacji haszowania i przeszukiwania
- Brak wsparcia narzędzi deweloperskich

#### Podejście oparte na jawnej definicji klasy

Innym rozwiązaniem byłoby jawne definiowanie klasy leksera przez użytkownika:

```

1 class MyLexer extends Tokenization[DefaultGlobalCtx] {
2   val NUMBER = DefinedToken[...]
3   val PLUS = DefinedToken[...]
4   protected def compiled: Regex = "(?<token0>[0-9]+)|(?<token1>\+)" .r
5   // ...
6 }
```

Listing 3.10: Podejście oparte na jawnej definicji klasy

**Wady tego podejścia:**

- Wysoki poziom redundancji kodu (*boilerplate*)
- Konieczność ręcznej komplikacji wyrażeń regularnych
- Podatność na błędy synchronizacji między definicjami tokenów a wyrażeniem regularnym
- Brak mechanizmu DSL ułatwiającego definicję reguł

### 3.1.11. Walidacja i obsługa błędów

#### Walidacja wzorców regularnych

System wykorzystuje pomocniczą klasę **RegexChecker** do walidacji wzorców: Mechanizm ten sprawdza poprawność składni wyrażeń regularnych już w czasie komplikacji i raportuje błędy z dokładną lokalizacją wzorca. Metoda **report.errorAndAbort** jest częścią API kompilatora do raportowania błędów w czasie komplikacji. Przerwanie komplikacji w przypadku niepoprawnych wzorców zapewnia, że błędy konfiguracji są wykrywane możliwie wcześnie.

#### Obsługa nieobsługiwanych konstrukcji

Kod jawnie sygnalizuje nieobsługiwane przypadki: Obsługiwane są wyłącznie jasno zdefiniowane formy wzorców; w przypadku napotkania innej konstrukcji komplikacja jest przerywana z komunikatem zawierającym szczegóły AST, co upraszcza diagnostykę i utrzymuje zasadę fail-fast. Ta strategia jest zgodna z zasadą fail-fast - lepiej jest wyraźnie odrzucić nieobsługiwane konstrukcje niż milcząco generować niepoprawny kod.

## 3.2. Praktyczna implementacja generatora parserów z wykorzystaniem makr w Scali 3

### 3.2.1. Wprowadzenie do generatora parserów

System **alpaca.parser** stanowi zaawansowaną implementację generatora parserów LR(1), wykorzystującego metaprogramowanie Scali 3 do automatycznej konstrukcji tabel parsowania w czasie komplikacji. W przeciwieństwie do tradycyjnych generatorów parserów takich jak Yacc[2], które generują kod w osobnym kroku komplikacji, system ALPACA integruje generację parsera bezpośrednio w procesie komplikacji Scali, oferując pełne wsparcie systemu typów oraz natychmiastową walidację gramatyk.

Implementacja parsera reprezentuje znacznie bardziej złożone wyzwanie inżynierskie niż lekser, ze względu na konieczność: (1) konstrukcji automatów LR(1) i tabel parsowania, (2) obsługi konfliktów shift-reduce i reduce-reduce, (3) generacji akcji semantycznych zachowujących bezpieczeństwo typów, (4) oraz radzenia sobie z ograniczeniami platformy JVM dotyczącymi rozmiaru metod.

### 3.2.2. Interfejs API parsera

#### Definicja parsera

Użytkownik definiuje parser poprzez dziedziczenie po klasie bazowej `Parser[Ctx]`:

```

1  * @return a Rule instance
2  */
3  @compileTimeOnly(ParserOnly)
4  inline def rule[R](productions: PartialFunction[Tuple | Lexem[?, ?], R]*):
5    Rule[R] = dummy
6  /**

```

Listing 3.11: Klasa bazowa Parser

Typ parametryczny `Ctx` reprezentuje globalny kontekst parsera, umożliwiający przechowywanie stanu między akcjami semantycznymi (np. tablicę symboli). Parametr kontekstualny `tables: Tables[Ctx]` jest automatycznie generowany przez makro i zawiera tabele parsowania oraz akcji semantycznych.

#### Definicja reguł gramatycznych

Reguły gramatyczne definiowane są jako wartości typu `Rule[R]`, gdzie `R` określa typ wyniku redukcji:

```

1 object CalcParser extends Parser[EmptyGlobalCtx] { val Expr: Rule[Int] =
  rule( { case (Expr(a), Lexer.PLUS(_), Expr(b)) => a + b }, { case
  Lexer.NUMBER(n) => n.value }, ) val root = rule { case Expr(result)
  => result } }

```

Listing 3.12: Przykład definicji reguł parsera

Składnia wykorzystuje dopasowanie wzorców Scali do wyrażenia produkcji gramatycznych. Każdy przypadek (`case`) reprezentuje pojedynczą produkcję, gdzie lewa strona wzorca odpowiada prawej stronie produkcji gramatycznej, a wyrażenie po strzałce (`=>`) definiuje akcję semantyczną. Na przykład wzorzec `{ case (Expr(a), Lexer.PLUS(_), Expr(b)) => a + b }` odpowiada produkcji `Expr → Expr PLUS Expr` z akcją sumującą wartości podwyrażeń.

### 3.2.3. Generacja tabel parsowania w czasie kompilacji

#### Makro `createTablesImpl`

Centralnym elementem systemu jest makro `createTablesImpl`, które analizuje definicję parsera i generuje tabele w czasie kompilacji:

```

1  val parserSymbol = Symbol.spliceOwner.owner.owner
2  val parserTpe = parserSymbol.typeRef
3
4  val ctxSymbol = parserSymbol.methodMember("ctx").head

```

Listing 3.13: Sygnatura makra `createTablesImpl`

Makro wykonuje następujące kroki:

1. Ekstrakcja wszystkich reguł gramatycznych z definicji parsera poprzez refleksję TASTy
2. Transformacja wzorców dopasowania na produkcje gramatyczne
3. Konstrukcja automatów LR(1) i tabel parsowania
4. Generacja tabel akcji semantycznych
5. Walidacja gramatyki i rozwiązywanie konfliktów

### **Ekstrakcja produkcji z wzorców**

Funkcja `extractEBNF` dokonuje transformacji wzorców dopasowania na produkcje gramatyczne:

Kluczowym wyzwaniem jest zachowanie poprawności referencji do symboli przy przekształcaniu kodu akcji semantycznej z kontekstu definicji reguły do wygenerowanej tabeli akcji. Wymaga to zastosowania techniki *re-owning* symboli, realizowanej przez klasę `ReplaceRefs`.

#### **3.2.4. Trudne problemy rozwiążane w implementacji**

##### **Problem ograniczenia rozmiaru metod JVM**

Jednym z najbardziej interesujących wyzwań technicznych napotkanych podczas implementacji było ograniczenie rozmiaru metod w maszynach wirtualnych JVM. Zgodnie ze specyfikacją JVM[29], rozmiar kodu bajtowego pojedynczej metody nie może przekroczyć 65536 bajtów (64 KB). Dla złożonych gramatyk z dużą liczbą stanów i produkcji, wygenerowane tabele parsowania mogą zawierać tysiące wpisów, co przy naiwnej implementacji prowadziło do przekroczenia tego limitu.

Problem manifestował się podczas próby wyrażenia tabeli parsowania jako literała mapowego w kodzie:

```
1 // Ta implementacja generuje jeden duży literal mapy'{ Map( (0,
2   Terminal("PLUS")) -> Shift(1), (0, Terminal("NUMBER")) -> Shift(2),
3   // ... tysiące kolejnych wpisów ... (999, Terminal("EOF")) ->
4   Reduction(prod), )}
```

Listing 3.14: Naiwna implementacja prowadząca do przekroczenia limitu

Takie podejście generuje pojedynczą, dużą metodę zawierającą wszystkie wpisy tabeli, co dla gramatyk o rozmiarze produkcyjnym skutkuje błędem komplikacji `java.lang.ClassFormatError: Code length too large`.

**Rozwiązanie:** Problem został rozwiązany poprzez zastosowanie techniki *fragmentacji metod*. Zamiast generować jeden duży literal mapy, każdy wpis tabeli jest dodawany w osobnej, małej metodzie pomocniczej:

```
1     def avoidTooLargerMethod(): Unit = $builder += ${ Expr(entry) }
2     avoidTooLargerMethod()
3     }.asTerm,
4   )
5   .toList
6 }
```

```
7 | val result = '{ $builder.result() }.asTerm
```

Listing 3.15: Rozwiązywanie problemu rozmiaru metod przez fragmentację

W tym podejściu:

- Tworzymy builder mapy jako zmienną lokalną (**Map.newBuilder**)
- Każde dodanie wpisu do buildera jest opakowane w osobną metodę **voidTooLargerMethod()**
- Metody te są wywoływanie sekwencyjnie jako lista wyrażeń w bloku
- Końcowy wynik jest uzyskiwany przez wywołanie **builder.result()**

Ta technika skutecznie obchodzi limit rozmiaru metody, ponieważ każda pomocnicza metoda zawiera tylko kilka instrukcji bajtowych, niezależnie od rozmiaru całej tabeli. Dodatkowo, kompilator JIT może efektywnie zoptymalizować i zliniować te małe metody w czasie wykonania, eliminując narzut wydajnościowy.

Rozwiązanie to ilustruje ważną lekcję w metaprogramowaniu: kod generowany przez makra musi respektować wszystkie ograniczenia platformy docelowej, które normalnie są niewidoczne dla programistów piszących kod ręcznie.

### Zachowanie bezpieczeństwa typów w akcjach semantycznych

Kolejnym istotnym wyzwaniem jest zapewnienie bezpieczeństwa typów w akcjach semantycznych podczas transformacji kodu z kontekstu makra do wygenerowanych tabel. Akcje semantyczne definiowane przez użytkownika mogą odwoływać się do:

- Kontekstu parsera (**ctx**)
- Wartości z dopasowanych symboli gramatycznych
- Zewnętrznych funkcji i wartości

Problem polega na tym, że te referencje muszą zostać przepisane podczas przenoszenia kodu akcji z miejsca definicji do tabeli akcji. Funkcja **createAction** realizuje tę transformację:

Kluczowe aspekty implementacji:

1. **Parametryzacja akcji:** Akcja jest transformowana w funkcję przyjmującą kontekst (**ctx**) oraz listę dzieci w drzewie parsowania (**param**)
2. **Re-owning symboli:** Referencje do kontekstu parsera są zastępowane parametrem funkcji
3. **Ekstrakcja wartości:** Wartości z dopasowanych symboli są ekstrahowane z listy dzieci poprzez indeksowanie
4. **Rzutowanie typów:** System typów zapewnia, że ekstrakcje są bezpieczne względem typów dzięki informacji z wzorca dopasowania

## Rozwiązywanie konfliktów gramatycznych

Parser LR może napotkać konflikty typu shift-reduce lub reduce-reduce podczas konstrukcji tabel parsowania. System ALPACA oferuje deklaratywny mechanizm rozwiązywania takich konfliktów poprzez relacje precedencji:

```
1 override val resolutions = Set( P.ofName("times").before(Lexer.PLUS),
  P.ofName("plus").after(Lexer.TIMES), )
```

Listing 3.16: Deklaracja rozwiązań konfliktów

Implementacja wykorzystuje klasę `ConflictResolutionTable`, która podczas konstrukcji tabeli parsowania:

1. Wykrywa konflikty między akcjami dla danego stanu i symbolu
2. Konsultuje zdefiniowane przez użytkownika relacje precedencji
3. Wybiera odpowiednią akcję zgodnie z deklaracją
4. Zgłasza błąd kompilacji dla nieroziążanych konfliktów

To podejście umożliwia wyrażenie precedencji i łączności operatorów w sposób bardziej naturalny niż tradycyjne narzędzia `%left`, `%right` i `%nonassoc` w Yacc.

### 3.2.5. Generacja kodu tabel

#### Implementacja `ToExpr` dla złożonych struktur

System wymaga konwersji struktur danych w czasie komplikacji (wartości) na kod (wyrażenia `Expr[T]`). Realizowane jest to poprzez implementację instancji `ToExpr` dla typów `ParseTable` i `ActionTable`.

Implementacja `ToExpr[ParseTable]` jest szczególnie interesująca, gdyż musi radzić sobie z potencjalnie dużymi tabelami (patrz 3.2.4):

```
1
2   type BuilderTpe = mutable.Builder[
3     ((state: Int, stepSymbol: parser.Symbol), Shift | Reduction),
4     Map[(state: Int, stepSymbol: parser.Symbol), Shift | Reduction],
5   ]
6
7   val symbol = Symbol newVal(
8     Symbol.spliceOwner,
9     Symbol.freshName("builder"),
10    TypeRepr.of[BuilderTpe],
11    Flags.Mutable,
12    Symbol.noSymbol,
13  )
14
15  val valDef = ValDef(symbol, Some('{ Map.newBuilder: BuilderTpe
16    }.asTerm))
17
18  val builder = Ref(symbol).asExprOf[BuilderTpe]
19
20  val additions = entries
21    .map(entry =>
```

```

21  '{
22    def avoidTooLargerMethod(): Unit = $builder += ${ Expr(entry) }
23    avoidTooLargerMethod()
24  }.asTerm,
25  )
26  .toList
27
28  val result = '{ $builder.result() }.asTerm
29
30  Block(valDef :: additions, result).asExpr0f[ParseTable]
31 }
32 }
```

Listing 3.17: Implementacja ToExpr dla ParseTable

Ta implementacja demonstruje zaawansowane techniki metaprogramowania:

- Tworzenie nowych symboli (**Symbol.newVal**) reprezentujących zmienne w generowanym kodzie
- Konstrukcja definicji wartości (**ValDef**) z przypisaniem początkowym
- Generacja listy wyrażeń manipulujących builderem
- Składanie wszystkiego w blok kodu (**Block**) z finalnym wynikiem

### 3.2.6. Podsumowanie implementacji parsera

Implementacja generatora parserów w systemie ALPACA demonstruje zaawansowane zastosowanie metaprogramowania Scali 3 do rozwiązywania rzeczywistych problemów inżynierskich. Kluczowe osiągnięcia obejmują:

- **Automatyczna konstrukcja tabel LR(1)** w czasie komplikacji eliminująca potrzebę osobnego kroku generacji kodu
- **Pełna integracja z systemem typów Scali**, zapewniająca bezpieczeństwo typów w akcjach semantycznych
- **Eleganckie obejście ograniczeń platformy JVM** poprzez inteligentną fragmentację generowanego kodu
- **Deklaratywny mechanizm rozwiązywania konfliktów** oferujący większą elastyczność niż tradycyjne narzędzia
- **Natychmiastowa walidacja gramatyk** podczas komplikacji, z czytelnymi komunikatami o błędach

Problemy napotkane i rozwiążane podczas implementacji, szczególnie ograniczenie rozmiaru metod JVM, ilustrują istotne aspekty praktycznego metaprogramowania: generowany kod musi nie tylko być poprawny funkcjonalnie, ale również respektować wszystkie techniczne ograniczenia platformy docelowej.

# Rozdział 4

## Algorytmy analizy leksykalnej

### 4.1. Teoretyczne podstawy

Lekser (analizator leksykalny) realizuje pierwszy etap przetwarzania źródła: przekształca ciąg znaków w strumień tokenów, które są „atomami” składni dla parsera[30]. Klasyczna konstrukcja opiera się na połączeniu teorii formalnych języków i automatów skończonych[31].

#### 4.1.1. Opis języka tokenów

Każda klasa tokenów jest opisana przez język regularny: zbiór słów akceptowanych przez wyrażenie regularne. Zbiór reguł tokenów tworzy sumę języków regularnych; ich unia jest również językiem regularnym[32], co pozwala kompilować je do jednego automatu deterministycznego.

#### 4.1.2. Automaty skończone

Wyrażenia regularne są mechanicznie tłumaczone na NFA (np. konstrukcją Thompsona[33]), następnie deterministyczne DFA powstaje w wyniku potęgowania i ewentualnej minimalizacji stanów. DFA konsumuje wejście znak po znaku, zachowując jednoznaczny stan aktywny i wskazując, czy aktualny prefiks odpowiada dowolnemu z tokenów.

#### 4.1.3. Strategia wyboru dopasowania

Lekser stosuje dwie zasady:

- Dopóki DFA ma ścieżkę przejść, znak jest konsumowany; token jest emitowany dopiero po ostatnim stanie akceptującym widzianym na tej ścieżce (najdłuższe dopasowanie, ang. *maximal munch*).
- Gdy kilka reguł akceptuje prefiks o tej samej długości, wybierana jest reguła o najwyższym priorytecie (często określonym kolejnością definicji).

Te zasady zapewniają deterministyczność strumienia tokenów przy zachowaniu intuicyjnej semantyki wzorców.

#### 4.1.4. Błędy leksykalne

W sytuacji, gdy DFA nie ma przejścia dla bieżącego znaku, ogłasza błąd leksykalny w bieżącej pozycji.

### 4.2. Automaty DFA a wyrażenia regularne w Alpaca

Kanoniczna metoda budowy leksera[31] zakłada konstrukcję deterministycznego automatu skończonego z zestawu wyrażeń regularnych, jednak w `alpaca.lexer` podejście to zostało zastąpione praktycznym rozwiązaniem opartym na bibliotecznym silniku wyrażeń regularnych[34]. Zamiast ręcznie kodować DFA, makro kompilacyjne łączy wszystkie wzorce operatorem alternatywy | w jedno wyrażenie regularne.

#### 4.2.1. Zalety podejścia

- Dzięki wykorzystaniu dobrze znanego mechanizmu wyrażeń regularnych, użytkownicy DSL mogą definiować reguły leksykalne bez konieczności zrozumienia złożoności konstrukcji i optymalizacji DFA.
- Użytkownicy mogą korzystać z rozszerzeń wyrażeń regularnych (np. *backreference*, *negative lookahead*, czy *conditional*) których implementacja nie jest możliwa za pomocą DFA.
- Własna implementacja DFA pozwala na implementację jedynie podzbioru funkcjonalności, oraz wymaga ciągłego utrzymania i aktualizacji w miarę ewolucji języka i jego wymagań. Alpaca korzysta ze zoptymalizowanego i sprawdzonego silnika wyrażeń regularnych.
- Definicje reguł leksykalnych pozostają zwięzłe i zrozumiałe, co ułatwia ich przeglądanie i modyfikację.

#### 4.2.2. Wady i ograniczenia

- Silniki wyrażeń regularnych mogą być mniej wydajne niż ręcznie zoptymalizowane DFA, zwłaszcza w przypadku bardzo dużych zestawów reguł.
- Przy silniku wyrażeń regularnych trzeba dostosować się do jego wyboru prefiksu, co może prowadzić do nieoczekiwanych zachowań. Przykładem jest sytuacja, gdy do wzorca dopasują się dwie reguły różnej długości, a silnik wybierze krótszą z nich.

Podsumowując, wybór natywnego dopasowania wzorców upraszcza interfejs użytkownika, zwiększa elastyczność w kształtowaniu składni, oraz ułatwia tworzenie i utrzymanie bez znajomości szczegółów implementacyjnych automatu za cenę szybkości wykonania.

### 4.3. Praktyczna implementacja leksera w Alpaca

Omawiana implementacja `alpaca.lexer` łączy wygodę DSL z kodem wykonywanym w czasie kompilacji i nieociążący przebieg wykonania. Makro `lexer` kompiluje reguły do jednego wyrażenia regularnego z nazwanymi grupami, a następnie generuje klasę `Tokenization`, która realizuje właściwe skanowanie.

### 4.3.1. Przebieg tokenizacji w Alpaca

Podczas komplikacji wszystkie wzorce są łączone operatorem alternatywy `|` w jedno wyrażenie regularne z nazwanymi grupami, co pozwala odróżnić, która reguła dopasowała się podczas pojedynczego przebiegu `findPrefixMatch0f`.

Następnie pętla skanująca wywołuje utworzone wyrażenie regularne na wejściu, wybiera dopasowany token, akumuluje leksemy i przesuwa wskaźnik wejścia, aż do wyczerpania danych.

### 4.3.2. Obsługa ignorowanych reguł

Alpaca pozwala oznaczać reguły jako „ignorowane”. Takie reguły są wbudowywane we wspólny wzorzec, ale ich dopasowania nie tworzą leksemów. Ujednolicony przebieg pętli upraszcza kod wykonawczy: ignorowane tokeny różnią się tylko akcją po dopasowaniu (brak emisji leksemu).

### 4.3.3. Kontekst i rozszerzenia

Możliwa jest stanowa analiza leksykalna poprzez trzymany w kontekście stan maszyny. Alpaca wewnętrznie definiuje mechanizm `BetweenStages`, który jest wywoływany po każdym dopasowaniu leksemu i pozwala modyfikować kontekst. Domyślona implementacja zapamiętuje ostatni leksem, oraz śledzi numer linii i kolumny, jednak użytkownik może rozszerzyć tę logikę o własne zachowania, np. weryfikację poprawności użycia nawiasów w kodzie.

### 4.3.4. Błędy leksykalne

Gdy algorytm nie znajduje prefiksu, lekser zgłasza błąd z informacją o pierwszym nieoczekiwany znaku. Dzięki kontekstowi uzupełnionemu przez `BetweenStages` można raportować linię, kolumnę i ostatni prawidłowy leksem, co znaczaco poprawia diagnostykę podczas analizy.

### 4.3.5. Strumieniowe czytanie wejścia

W celu uniknięcia nadmiernego zużycia pamięci, lekser analizuje wejście w sposób strumieniowy. Zapewnia to wykorzystanie interfejsu `CharSequence` implementowanego przez klasę `LazyReader`. W celu optymalizacji ilości operacji wejścia wyjścia, pobiera ona dane z pliku w 16KB blokach (ang. *chunkach*) i buforuje je lokalnie. Metoda `ensure` dba o to, aby żądana pozycja była dostępna w buforze, czytając kolejne porcje danych w razie potrzeby.

```

1  @tailrec
2  private def ensure(pos: Int): Unit =
3      if pos >= buffer.length then
4          val charsRead = reader.read(chunk)
5          if charsRead == -1 then
6              throw new IndexOutOfBoundsException(s"Position $pos is out of
7              bounds for LazyReader of size $size")
8          else
9              buffer.appendAll(chunk.iterator.take(charsRead))
    ensure(pos)

```

---

Listing 4.1: Implementacja metody ensure w klasie LazyReader

#### 4.3.6. Weryfikacja wzorców

Przed wygenerowaniem skanera, makro kompilacyjne uruchamia moduł **RegexChecker**, który analizuje wzorce pod kątem pokrywania reguł. Wykrywa ono dwa typy problemów:

- **Subsumpcję**<sup>[35]</sup> — sytuację, w której późniejszy wzorzec jest całkowicie pokryty przez wcześniejszy.
- **Pokrycie prefiksów** — sytuację, w której wzorce nakładają się na siebie częściowo, co może prowadzić do niejednoznaczności w dopasowaniu wzorca przez silnik wyrażeń regularnych.

Wykrycie jednej z powyższych zależności powoduje błąd kompilacji z czytelnym i jasnym komunikatem, dzięki czemu „martwe” tokeny są eliminowane przed uruchomieniem programu.

# Rozdział 5

## Algorytmy analizy składniowej

### 5.1. Teoretyczne podstawy działania parserów

Parser przekształca strumień tokenów w strukturę danych (zazwyczaj jest to drzewo składniowe), rozstrzygając zgodność wejścia z gramatyką. Klasyczne podejścia bazują na automatach skończonych rozszerzonych o stos (PDA)[\[36\]](#) oraz na algorytmach predykcyjnych[\[37\]](#) lub analizie przesuwająco-redukcyjnej[\[38\]](#).

#### 5.1.1. Gramatyki i typy parserów

Gramatyka bezkontekstowa (CFG) składa się z nieterminali, terminali (tokenów), symbolu startowego i produkcji. Wśród klas parserów wyróżnia się:

- **LL( $k$ )**[\[39\]](#) (zstępujące, predykcyjne) — konstruują lewostronne wyprowadzenia, wybierając produkcje na podstawie prefiksu wejścia (lookahead). Wymagają gramatyk bez lewostronnej rekurencji i z niekolidującymi zbiorami FIRST/FOLLOW.
- **LR( $k$ )**[\[40\]](#) (wstępujące, shift-reduce) — rekonstruują prawostronne wyprowadzenia wstecz, używając stosu stanów automatu LR. Radzą sobie z większą klasą gramatyk, w tym lewostronnie rekurencyjnych.

#### 5.1.2. Automat ze stosem

Parser można modelować jako deterministyczny automat ze stosem (PDA): stan określa pozycję w tablicach parsera, stos przechowuje nieterminale/stan, a wejście dostarcza tokeny. Przejścia to operacje *shift* (przesunięcie tokenu na stos) i zastąpienie prawej strony produkcji nieterminalem i przeskok do nowego stanu (*reduce*).

#### 5.1.3. Tabele sterujące

Parsery tabelowe (LL i LR) działają w stałym czasie na token[\[41\]](#). Tabela akcji LR mapuje parę (stan, lookahead) na *shift*, *reduce*, *accept* lub *error*; tabela goto określa przejścia po redukcjach. W LL analogiczną rolę pełni tabela predykcji (nieterminal  $\times$  lookahead  $\rightarrow$  produkcja)[\[39\]](#).

### 5.1.4. Rozstrzyganie konfliktów

Konflikty *shift/reduce* i *reduce/reduce* pojawiają się, gdy tabela parsera jest niedeterministyczna. Najczęściej rozwiązuje się je przez zmianę gramatyki lub zwiększenie lookaheadu<sup>[42]</sup>.

W parserach LL problemy zwykle wynikają z lewostronnej rekurencji i wspólnych prefiksów (konieczna lewostronna faktoryzacja). W parserach LR konflikty najczęściej biorą się ze zbliżonych prefiksów wielu produkcji (np. **if--then** vs. **if--then--else**) oraz z niejednoznaczności w wyrażeniach arytmetycznych.<sup>[39]</sup>

## 5.2. Wybór klasy parsera w Alpaca

Alpaca generuje parsery klasy LR(1), czyli deterministyczne analizatory korzystające z pełnego jednego tokena lookaheadu oraz kanonicznych stanów LR. Taki wybór łączy wysoką moc wyrazu (obsługa lewostronnej rekurencji, gramatyk o złożonej składni) z przewidywalnością działania i stabilnym czasem parsowania.

### 5.2.1. Zalety LR(1) w Alpaca

- LR(1) obejmuje znacznie więcej konstrukcji niż LL(k) i unika wymuszonych przeróbek gramatyki (eliminacji lewej rekurencji, agresywnej lewostronnej faktoryzacji). Dzięki temu specyfikacja pozostaje bliższa naturalnej formie języka.
- Pełny lookahead eliminuje typowe dla SLR i LALR konflikty, które wynikają z nadmiernie szerokich FOLLOW-ów. Dzięki temu w gramatyce pojawia się mniej konfliktów.
- Stany LR(1) pozwalają jasno wskazać, jaki był oczekiwany token w danym miejscu; pozwala to na bardziej precyzyjne komunikaty dotyczące błędów składniowych.
- Każdy krok analizatora to pojedynczy dostęp do tabeli (**shift/reduce**), co zapewnia stabilną wydajność liniową dla całego wejścia.
- Każda redukcja LR(1) jednoznacznie odpowiada konkretnej produkcji, oraz ma dostęp do terminali które ją tworzą, więc akcje semantyczne mogą bezpośrednio tworzyć węzły AST.

### 5.2.2. Koszty i kompromisy

- Kanoniczne LR(1) może generować znacznie więcej stanów niż SLR/LALR.
- Obliczanie zbiorów closure i goto dla LR(1) jest bardziej kosztowne niż w uproszczeniowych wariantach, co wpływa na czas kompilacji i rozmiar generatora.
- Parser LR(1) jest deterministyczny składniowo, ale nie semantycznie; wciąż trzeba rozwiązywać niejednoznaczności (np. “dangling else”) poprzez jawne reguły priorytetów.
- Choć klasa jest szeroka, nadal istnieją konstrukcje wymagające przekształceń.

## 5.3. Konstrukcja tablic parsera LR(1) w Alpaca

Wygenerowanie parsera LR(1) w Alpaca to sekwencja algorytmów wykonywanych w czasie komplikacji. Poniżej opisano, krok po kroku, jak deklaratywna gramatyka staje się deterministyczną tabelą akcji.

### 5.3.1. Wyznaczanie zbiorów FIRST

Na bazie produkcji wyliczany jest **FirstSet** (iteracyjnie do punktu stałego)[43], który określa możliwe terminale po kropce. Algorytm przechodzi po wszystkich produkcjach, dodając:

- pierwszy terminal z prawej strony produkcji,
- w przypadku nieterminali — wszystkie terminale z ich FIRST (z wyjątkiem  $\epsilon$  - terminala oznaczającego pusty ciąg), a jeśli mogą generować  $\epsilon$ , iteruje dalej po kolejnych symbolach produkcji,
- $\epsilon$  dla produkcji pustych.

```

1  @tailrec
2  private def addImports(firstSet: FirstSet, production: Production):
3      FirstSet = production match {
4          case Production.NonEmpty(lhs, NonEmptyList(head: Terminal, tail)) =>
5              firstSet.updated(lhs, firstSet(lhs) + head)
6
7          case Production.NonEmpty(lhs, NonEmptyList(head: NonTerminal, tail)) =>
8              val newFirstSet = firstSet.updated(lhs, firstSet(lhs) ++
9                  (firstSet(head) - Symbol.Empty))
10
11         val nextProduction = tail match
12             case head :: next => Production.NonEmpty(lhs, NonEmptyList(head,
13                 next*)) 
14             case Nil => Production.Empty(lhs)
15
16         if firstSet(head).contains(Symbol.Empty)
17             then addImports(newFirstSet, nextProduction)
18             else newFirstSet
19
20     case Production.Empty(lhs) =>
21         firstSet.updated(lhs, firstSet(lhs) + Symbol.Empty)
22 }
```

Listing 5.1: Implementacja metody addImports używanej podczas wyznaczania zbiorów FIRST

Pętla powtarza się, aż zbiory FIRST przestaną się zmieniać (punkt stały)

### 5.3.2. Budowa automatów LR(1)

Stan początkowy to domknięcie elementu  $S' \rightarrow \cdot \text{ root, } \$$ . Kolejne stany są budowane klasycznym schematem *closure/goto*[44] i deduplikowane, tak aby otrzymać deterministyczny automat LR(1).

## Funkcja closure

Dla elementu z nieterminalem po kropce ( $A \rightarrow \alpha \bullet B\beta, a$ ) algorytm:

- wylicza zbiór lookaheadów  $FIRST(\beta a)$ , tj.  $FIRST(\beta)$  bez  $\epsilon$  oraz, jeśli  $\epsilon \in FIRST(\beta)$ , dodaje także  $a$ ,
- dla każdego takiego lookaheadu  $x$  dodaje elementy  $B \rightarrow \bullet\gamma, x$  dla wszystkich produkcji  $B \rightarrow \gamma$ ,
- rekurencyjnie domyka nowo dodane elementy, dopóki dodawanie kolejnych produkcji nie generuje nowych elementów (closure osiąga punkt stały).

W efekcie stan zawiera pełen zbiór „przewidywań” dla wszystkich nieterminali, które mogą pojawić się w tej pozycji po kropce.

```

1 def closure(
2     state: State,
3     item: Item,
4     productions: List[Production],
5     firstSet: FirstSet
6 ): State =
7   if !item.isLastItem && !item.nextSymbol.isInstanceOf[Terminal] then
8     val lookAheads = item.nextTerminals(firstSet)
9
10    productions.view
11      .filter(_.lhs == item.nextSymbol)
12      .foldLeft(state + item) { (acc, production) =>
13        lookAheads.foldLeft(acc) { (acc, lookahead) =>
14          val item = production toItem(lookahead)
15
16          if state.contains(item) then acc
17          else closure(acc, item, productions, firstSet)
18        }
19      }
20    else state + item

```

Listing 5.2: Implementacja funkcji ‘closure’

## Funkcja goto

Dla zadanego stanu i symbolu  $s$  po kropce, funkcja **goto** przesuwa kropkę we wszystkich elementach z tym symbolem i domyka wynik, korzystając z produkcji i wcześniej policzonych zbiorów FIRST.

```

1 def goto(
2     state: State,
3     step: Symbol,
4     productions: List[Production],
5     firstSet: FirstSet
6 ): State =
7   state.view
8     .filter(item => !item.isLastItem && item.nextSymbol == step)
9     .foldLeft(State.empty) { (acc, item) =>
10       closure(acc, item.nextItem, productions, firstSet)
11     }

```

---

Listing 5.3: Implementacja funkcji ‘goto’

### Główny algorytm budowy automatów LR(1)

Konstrukcja automatów LR(1) rozpoczyna się od stanu początkowego i iteracyjnie dodaje nowe stany, dopóki wszystkie przejścia nie zostaną odkryte. Proces ten można podzielić na cztery główne etapy:

- Domknięcie elementu  $S' \rightarrow \cdot \ root, \$$  tworzy stan 0.
- Dla każdego stanu zbierane są symbole, które mogą wystąpić po kropce; dla każdego takiego symbolu wyliczany jest stan docelowy funkcją **goto**. Jeśli stan docelowy już istnieje, do tabeli dopisywany jest *shift* do jego ID; w przeciwnym razie stan otrzymuje nowe ID, jest dodawany do listy stanów, a *shift* wskazuje na niego.
- Elementy z kropką na końcu produkcji dodają akcje *reduce* dla swoich lookaheadów; w szczególnym przypadku element  $S' \rightarrow \root \cdot, \$$  generuje akcję *accept* dla symbolu  $\$$ .
- Algorytm powtarza te kroki, dopóki nie zostaną przetworzone wszystkie utworzone stany; identyczne zestawy elementów nie tworzą nowych stanów, dzięki czemu automat pozostaje deterministyczny.

```

1 var currStateId = 0
2
3 val initialState =
4   closure(
5     State.empty,
6     productions.find(_.lhs == parser.Symbol.Start).get.toItem(),
7     //  $S' \rightarrow \cdot \ root, \$$ 
8     productions,
9     firstSet
10   )
11
12 val states = mutable.ListBuffer(initialState)
13 val table = mutable.Map.empty[(state: Int, stepSymbol: Symbol), ParseAction]
14
15 while states.size > currStateId do
16   currState = states(currStateId)
17
18   // redukcje i akceptacja
19   for item <- currState if item.isLastItem do
20     addToTable(item.lookAhead, Reduction(item.production))
21
22   // przejścia shift (goto)
23   for stepSymbol <- currState.possibleSteps do
24     newState = goto(currState, stepSymbol, productions, firstSet)
25
26     states.indexOf(newState) match
27       case -1 =>
28         val newId = states.length
29         addToTable(stepSymbol, Shift(newId))

```

```
30     states += newState
31     case stateId =>
32       addToTable(stepSymbol, Shift(stateId))
33
34   currStateId += 1
```

Listing 5.4: Główny algorytm budowy automatów LR(1)

Stany są kolekcjami **Item**-ów przechowywanymi w posortowanym zbiorze, więc są porównywane strukturalnie po zawartości, a nie po referencji.

# Bibliografia

- [1] M. E. Lesk i E. Schmidt. *Lex: A lexical analyzer generator*. T. 39. Bell Laboratories Murray Hill, NJ, 1975.
- [2] S. C. Johnson i in. *Yacc: Yet another compiler-compiler*. T. 32. Bell Laboratories Murray Hill, NJ, 1975.
- [3] D. Beazley. *PLY (Python Lex-Yacc)*. 2005. URL: <https://www.dabeaz.com/ply/ply.html> (dostęp 19.03.2025).
- [4] D. Beazley. *SLY (Sly Lex-Yacc)*. 2016. URL: <https://sly.readthedocs.io/en/latest/sly.html> (dostęp 19.03.2025).
- [5] D. Beazley. *SLY Github*. URL: <https://github.com/dabeaz/sly> (dostęp 19.03.2025).
- [6] T. Parr, P. Wells, R. Klaren, L. Craymer, J. Coker, S. Stanchfield, J. Mitchell i C. Flack. *What's ANTLR*. 2004.
- [7] A. Moors, F. Piessens i M. Odersky. „Parser combinators in Scala”. W: *CW Reports* (2008).
- [8] *scala-parser-combinators Getting Started*. URL: [https://github.com/scala/scala-parser-combinators/blob/main/docs/Getting\\_Started.md](https://github.com/scala/scala-parser-combinators/blob/main/docs/Getting_Started.md) (dostęp 4.04.2025).
- [9] J. Boyland i D. Spiewak. „Tool paper: ScalaBison recursive ascent-descent parser generator”. W: *Electronic Notes in Theoretical Computer Science* 253.7 (2010).
- [10] A. A. Myltsev. „Parboiled2: A macro-based approach for effective generators of parsing expressions grammars in Scala”. W: *arXiv preprint arXiv:1907.03436* (2019).
- [11] L. Haoyi. *sfscala.org: Li Haoyi, FastParse: Fast, Programmable, Modern Parser-Combinators in Scala*. 2015.
- [12] *FastParse Getting Started*. URL: <https://com-lihaoyi.github.io/fastparse/#GettingStarted> (dostęp 4.04.2025).
- [13] L. Haoyi. *FastParse. Fast, Modern Parser Combinators*. URL: <https://www.lihaoyi.com/post/slides/FastParse.pdf> (dostęp 18.04.2025).
- [14] *Dropped: Scala 2 Macros. Scala 3 Reference*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/reference/metaprogramming/migrating/macros-compatibility.html> (dostęp 25.10.2025).
- [15] *Metaprogramming. Scala 3 Reference*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/reference/metaprogramming.html> (dostęp 25.10.2025).
- [16] N. Stucki. *Scalable Metaprogramming in Scala 3. EPFL Infoscience page*. 2024. URL: <https://infoscience.epfl.ch/entities/publication/6dd02f9b-1f9b-4c9c-9748-ddf1634c1630> (dostęp 25.10.2025).

- [17] N. Stucki, A. Biboudis, S. Doeraene i M. Odersky. „Semantics-preserving inlining for metaprogramming”. W: *Proceedings of the 11th ACM SIGPLAN International Symposium on Scala*. 2020. DOI: [10.1145/3426426.3428486](https://doi.org/10.1145/3426426.3428486). URL: <https://dl.acm.org/doi/10.1145/3426426.3428486>.
- [18] N. Stucki. „Scalable Metaprogramming in Scala 3”. Rozprawa doktorska. Lausanne: EPFL, 2020.
- [19] *Runtime Multi-Stage Programming. Scala 3 Reference*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/reference/metaprogramming/staging.html> (dostęp 25.10.2025).
- [20] N. Stucki, J. Brachthäuser i M. Odersky. „A practical unification of multi-stage programming and macros”. W: *Proceedings of the 9th ACM SIGPLAN International Symposium on Scala*. 2018. DOI: [10.1145/3278122.3278139](https://doi.org/10.1145/3278122.3278139). URL: <https://dl.acm.org/doi/10.1145/3278122.3278139>.
- [21] N. Stucki, A. Biboudis i M. Odersky. „Multi-stage programming with generative and analytical macros”. W: *Proceedings of the 12th ACM SIGPLAN International Symposium on Scala*. 2021. DOI: [10.1145/3486609.3487203](https://doi.org/10.1145/3486609.3487203). URL: <https://dl.acm.org/doi/10.1145/3486609.3487203>.
- [22] *Reflection. Scala 3 Reference*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/reference/metaprogramming/reflection.html> (dostęp 25.10.2025).
- [23] *Quoted Code / Macros in Scala 3*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/guides/macros/quotes.html> (dostęp 25.10.2025).
- [24] *Macros. Scala 3 Reference*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/reference/metaprogramming/macros.html> (dostęp 25.10.2025).
- [25] *Scala 3 Macros*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/guides/macros/macros.html> (dostęp 25.10.2025).
- [26] *Reflection / Macros in Scala 3*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/guides/macros/reflection.html> (dostęp 25.10.2025).
- [27] *Selectable / Macros in Scala 3*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/reference/changed-features/structural-types.html> (dostęp 27.11.2025).
- [28] *Computed Field Names / Macros in Scala 3*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/reference/other-new-features/named-tuples.html#:~:text=Computed%20Field%20Names> (dostęp 27.11.2025).
- [29] T. Lindholm, F. Yellin, G. Bracha i A. Buckley. *The Java Virtual Machine Specification, Java SE 8 Edition*. Java SE 8. Specyfikacja JVM definiuje limit rozmiaru kodu bajtowego metody na 65536 bajtów. Addison-Wesley Professional, 2014.
- [30] *Lexical Analysis*. URL: <https://www.cs.cornell.edu/courses/cs4120/2022sp/notes.html?id=lexing> (dostęp 6.12.2025).
- [31] *Lexical analysis*. URL: [https://en.wikipedia.org/wiki/Lexical\\_analysis#Scanner](https://en.wikipedia.org/wiki/Lexical_analysis#Scanner) (dostęp 6.12.2025).
- [32] A. Kościelski. *Języki formalne i automaty*. URL: <https://ii.uni.wroc.pl/~kosciels/jf1996/jf.pdf> (dostęp 6.12.2025).

- 
- [33] B. Biswas. *Thompson's Construction*. URL: <https://cse.iitkgp.ac.in/~bivasm/notes/scribe/11CS10055.pdf> (dostęp 6.12.2025).
  - [34] *Regex - Scala Standard Library*. URL: <https://www.scala-lang.org/api/3.x/scala/util/matching/Regex.html> (dostęp 6.12.2025).
  - [35] *Subsumpcja (matematyka)*. URL: [https://pl.wikipedia.org/wiki/Subsumpcja\\_\(matematyka\)](https://pl.wikipedia.org/wiki/Subsumpcja_(matematyka)) (dostęp 6.12.2025).
  - [36] *Pushdown automaton*. URL: [https://en.wikipedia.org/wiki/Pushdown\\_automaton](https://en.wikipedia.org/wiki/Pushdown_automaton) (dostęp 6.12.2025).
  - [37] *Predictive Parsing*. URL: <https://www.naukri.com/code360/library/predictive-parsing> (dostęp 6.12.2025).
  - [38] *Shift Reduce Parser in Compiler Design*. URL: <https://www.geeksforgeeks.org/compiler-design-shift-reduce-parser-compiler/> (dostęp 6.12.2025).
  - [39] *Parser LL*. URL: [https://pl.wikipedia.org/wiki/Parser\\_LL](https://pl.wikipedia.org/wiki/Parser_LL) (dostęp 6.12.2025).
  - [40] *Parser LR*. URL: [https://pl.wikipedia.org/wiki/Parser\\_LR](https://pl.wikipedia.org/wiki/Parser_LR) (dostęp 6.12.2025).
  - [41] D. E. Knuth. „On the translation of languages from left to right”. W: *Information and Control* 8.6 (lipiec 1965), s. 607–639. DOI: [10.1016/S0019-9958\(65\)90426-2](https://doi.org/10.1016/S0019-9958(65)90426-2). URL: [https://doi.org/10.1016/S0019-9958\(65\)90426-2](https://doi.org/10.1016/S0019-9958(65)90426-2).
  - [42] *Parsing Conflicts*. URL: <https://courses.grainger.illinois.edu/cs421/sp2009/lectures/lecture10.pdf> (dostęp 6.12.2025).
  - [43] *FIRST Set in Syntax Analysis*. URL: <https://www.geeksforgeeks.org/compiler-design/first-set-in-syntax-analysis/> (dostęp 6.12.2025).
  - [44] *Parsery LR(1) - część 2*. URL: [https://kompilatory.agh.edu.pl/kompilatory/wykłady/WEAIIe-08-Parsery-LR\(1\)-czesc-2.pdf](https://kompilatory.agh.edu.pl/kompilatory/wykladы/WEAIIe-08-Parsery-LR(1)-czesc-2.pdf) (dostęp 6.12.2025).

# **Spis rysunków**

# Spis tabel

1.1 Porównanie wybranych narzędzi do generowania lekserów i parserów . . . . 11

# Spis algorytmów

# Spis listingów

1.1	Fragment definicji parsera Ruby w technologii Yacc . . . . .	6
1.2	Fragment definicji parsera w Pythonie, wykorzystujacy bibliotekę SLY . . . . .	7
1.3	Fragment niedzialajacego kodu w Pythonie, wykorzystujacy bibliotekę SLY	8
1.4	Przykładowy komunikat błędu w bibliotece <i>SLY</i> . . . . .	8
1.5	Fragment błędu wygenerowanego przez bibliotekę <i>parboiled2</i> . . . . .	9
3.1	Definicja typu <i>LexerDefinition</i> . . . . .	14
3.2	Punkt wejścia: transparent inline def lexer . . . . .	14
3.3	Dekonstrukcja funkcji częściowej (dopasowanie AST do <i>CaseDef</i> ) . . . . .	15
3.4	Zastąpienie referencji starego kontekstu nowymi (ReplaceRefs) . . . . .	15
3.5	Funkcja <i>extractSimple</i> : dopasowywanie definicji tokenów . . . . .	16
3.6	Rafinowanie typu wynikowego o pola tokenów . . . . .	18
3.7	Wynikowy typ leksera . . . . .	18
3.8	Tworzenie typu <i>Fields</i> . . . . .	18
3.9	Podejście oparte na mapowaniu dynamicznym . . . . .	20
3.10	Podejście oparte na jawnej definicji klasy . . . . .	20
3.11	Klasa bazowa <i>Parser</i> . . . . .	22
3.12	Przykład definicji reguł parsera . . . . .	22
3.13	Sygnatura makra <i>createTablesImpl</i> . . . . .	22
3.14	Naiwna implementacja prowadząca do przekroczenia limitu . . . . .	23
3.15	Rozwiązanie problemu rozmiaru metod przez fragmentację . . . . .	23
3.16	Deklaracja rozwiązań konfliktów . . . . .	25
3.17	Implementacja <i>ToExpr</i> dla <i>ParseTable</i> . . . . .	25
4.1	Implementacja metody <i>ensure</i> w klasie <i>LazyReader</i> . . . . .	29
5.1	Implementacja metody <i>addImports</i> używanej podczas wyznaczania zbiór FIRST . . . . .	33
5.2	Implementacja funkcji ‘closure’ . . . . .	34
5.3	Implementacja funkcji ‘goto’ . . . . .	34
5.4	Główny algorytm budowy automatów LR(1) . . . . .	35