



Akademia Górniczo-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

1	Cel pracy i wizja projektu	6
1.1	Charakterystyka problemu	6
1.1.1	Podstawy teoretyczne	6
1.2	Teza i pytania badawcze	6
1.3	Motywacja projektu	7
1.4	Przegląd istniejących rozwiązań	8
1.4.1	Generatory kodu	8
1.4.2	Biblioteki interpretowane	9
1.4.3	Kombinatory parserów	11
1.4.4	Analiza porównawcza	13
1.5	Ograniczenia i zakres pracy	13
2	Metaprogramowanie w Scali 3	15
2.1	Wprowadzenie	15
2.1.1	Cytaty i wstawki	15
2.1.2	Bezpieczeństwo międzyetapowe	16
2.2	Mechanizmy metaprogramowania w Scali 3	17
2.2.1	Definicje inline	17
2.2.2	Makra oparte na wyrażeniach	17
2.2.3	Dopasowanie wzorców w cytatach kodu	18
2.2.4	Refleksja TASTy	18
2.3	Porównanie z innymi systemami metaprogramowania	19
2.3.1	Makra w Lisp i Scheme	19
2.3.2	Template Haskell	20
2.3.3	Makra w Rust	20
2.4	Zastosowania metaprogramowania w projekcie ALPACA	20
2.5	Podsumowanie rozdziału	21
3	Implementacja	22
3.1	Praktyczna implementacja analizatora leksykalnego z wykorzystaniem makr w Scali 3	22
3.1.1	Wprowadzenie do studium przypadku	22
3.1.2	Interfejs użytkownika	22
3.1.3	Implementacja makra	23
3.1.4	Analiza i transformacja drzewa składni	23
3.1.5	Ekstrakcja i kompilacja wzorców	24
3.1.6	Analiza wzorców: klasa CompileNameAndPattern	24
3.1.7	Generacja klasy anonimowej	24

3.1.8	Typy rafinowane (refinement types)	25
3.1.9	Uzasadnienie wybranego podejścia implementacyjnego	27
3.1.10	Analiza alternatywnych rozwiązań	28
3.1.11	Walidacja i obsługa błędów	29
3.2	Praktyczna implementacja generatora parserów z wykorzystaniem makr w Scali 3	29
3.2.1	Wprowadzenie do generatora parserów	29
3.2.2	Interfejs API parsera	30
3.2.3	Generacja tabel parsowania w czasie kompilacji	31
3.2.4	Trudne problemy rozwiązane w implementacji	31
3.2.5	Generacja kodu tabel	34
3.3	Narzędzia pomocnicze	35
3.3.1	Empty[T] — konstrukcja wartości domyślnych	35
3.3.2	ReplaceRefs — transformacja symboli w AST	36
3.3.3	CreateLambda — programatyczna konstrukcja wyrażeń funkcyjnych	38
3.3.4	Copyable[T] — generyczna funkcja kopiowania	39
3.3.5	Porównanie z istniejącymi bibliotekami	40
4	Algorytmy analizy leksykalnej	41
4.1	Teoretyczne podstawy	41
4.1.1	Opis języka tokenów	41
4.1.2	Automaty skończone	41
4.1.3	Strategia wyboru dopasowania	41
4.1.4	Błędy leksykalne	42
4.2	Automaty DFA a wyrażenia regularne w systemie ALPACA	42
4.2.1	Tło: Tradycyjne podejście	42
4.2.2	Alternatywa: Wyrażenia regularne biblioteczne	42
4.2.3	Zalety podejścia opartego na wyrażeniach regularnych	42
4.2.4	Wady i ograniczenia	43
4.2.5	Syntetyzacja: Decyzja projektu ALPACA	43
4.3	Praktyczna implementacja leksera w systemie ALPACA	43
4.3.1	Przebieg tokenizacji w ALPACA	43
4.3.2	Obsługa reguł ignorowanych	43
4.3.3	Stanowa analiza leksykalna i rozszerzenia kontekstu	43
4.3.4	Diagnostyka błędów leksykalnych	44
4.3.5	Strumieniowe przetwarzanie wejścia	44
4.3.6	Wczesna walidacja wzorców	44
5	Algorytmy analizy składniowej	46
5.1	Teoretyczne podstawy działania parserów	46
5.1.1	Gramatyki bezkontekstowe i klasy parserów	46
5.1.2	Modelowanie automatu z stosem	46
5.1.3	Tabele sterujące	46
5.1.4	Rozstrzyganie konfliktów	47
5.2	Dobór klasy parsera w systemie ALPACA	47
5.2.1	Zalety podejścia LR(1) w ALPACA	47
5.2.2	Koszty i ograniczenia	47
5.3	Konstrukcja tabel parsera LR(1) w ALPACA	48

5.3.1	Wyznaczanie zbiorów FIRST	48
5.3.2	Budowa automatów LR(1)	49
5.3.3	Rozwiązywanie konfliktów parsera	51
6	Organizacja pracy	55
6.1	Charakterystyka projektu	55
6.1.1	Typ projektu	55
6.2	Zespół i podział obowiązków	55
6.2.1	Osoby w projekcie	55
6.2.2	Podział prac na główne zadania	56
6.2.3	Współpraca między członkami zespołu	57
6.3	Organizacja prac i wykorzystane narzędzia	58
6.3.1	Komunikacja zespołowa	58
6.3.2	Narzędzia programistyczne i CI/CD	58
6.3.3	Dokumentacja	60
6.4	Zastosowane techniki i praktyki	61
6.4.1	Metodologia wytwarzania oprogramowania	61
6.4.2	Praktyki specyficzne dla metaprogramowania	62
6.4.3	Praktyki DevOps	62
6.5	Przebieg prac — harmonogram i iteracje	62
6.5.1	Szczegółowa oś czasu i przebieg prac	62
6.5.2	Szybkość pracy zespołu i postępy	63
6.6	Główne wyzwania i ich rozwiązania	64
6.6.1	Problem 1: Limit rozmiaru metody JVM	64
6.6.2	Problem 2: Transmisja referencji między etapami kompilacji	65
6.6.3	Problem 3: Typy rafinowane a wsparcie IDE	66
6.6.4	Problem 4: Wydajność kompilacji makr	66
6.6.5	Problem 5: Testowanie makr i metaprogramowania	67
6.6.6	Problem 6: Błędy w kolejności definicji tokenów	68
6.6.7	Problem 7: Konflikty precedencji operatorów	69
6.7	Wdrożenia, testy i eksperymenty	71
6.7.1	Testowanie jednostkowe	71
6.7.2	Testowanie integracyjne	71
6.7.3	Benchmarki wydajności	72
6.7.4	Walidacja poprawności	72
	Spis rysunków	78
	Spis tabel	79
	Spis listingów	80

Rozdział 1

Cel pracy i wizja projektu

1.1. Charakterystyka problemu

Analizatory leksykalne (ang. *lexers*) i składniowe (ang. *parsers*) stanowią fundamentalne komponenty procesu kompilacji, realizując odpowiednio fazę analizy leksykalnej i syntaktycznej [1]. Analizator leksykalny segmentuje ciąg znaków wejściowych na strumień tokenów (leksemów) zgodnie z regułami języka regularnego [2], podczas gdy analizator składniowy weryfikuje zgodność strumienia tokenów z gramatyką bezkontekstową języka, konstruując drzewo składni abstrakcyjnej (AST, ang. *Abstract Syntax Tree*) [1].

1.1.1. Podstawy teoretyczne

Analiza leksykalna i składniowa opiera się na teorii języków formalnych, zapoczątkowanej przez prace Noama Chomsky'ego [3]. W hierarchii Chomsky'ego języki dzieli się na cztery klasy według mocy wyrazu gramatyk je generujących. Analizatory leksykalne operują na językach regularnych (typ 3), które są rozpoznawane przez automaty skończone [2], podczas gdy parsery składniowe obsługują języki bezkontekstowe (typ 2), rozpoznawane przez automaty ze stosem [1].

Wyrażenia regularne są notacją deklaratywną dla języków regularnych i można je mechanicznie przekształcić w automaty skończone za pomocą konstrukcji Thompsona [4]. Automaty deterministyczne (DFA) gwarantują liniową złożoność czasową rozpoznawania $O(n)$, podczas gdy niedeterministyczne (NFA) mogą wymagać przeszukiwania z nawrotami (ang. *backtracking*).

Gramatyki bezkontekstowe (CFG) definiują strukturę syntaktyczną języków programowania. Parsery dla CFG dzielą się na dwie główne kategorie: parsery zstępujące rekurencyjnie (ang. *top-down*), takie jak $LL(k)$ [5], oraz parsery wstępujące rekurencyjnie (ang. *bottom-up*), takie jak $LR(k)$ [6]. Wybór klasy parsera determinuje kompromisy między mocą wyrazu gramatyki, złożonością implementacji oraz jakością komunikatów błędów.

1.2. Teza i pytania badawcze

W niniejszej pracy przyjęto tezę, zgodnie z którą wykorzystanie metaprogramowania w języku Scala 3 (makra kompilacyjne, typy rafinowane) umożliwi konstrukcję systemu

generującego analizatory leksykalne i składniowe charakteryzujących się następującymi właściwościami:

1. wydajność — czas parsowania porównywalny z narzędziami opartymi na generacji kodu (ANTLR, Yacc), przewyższający biblioteki interpretowane (PLY, SLY).
2. użyteczność — interfejs programistyczny (API) niezależny od dedykowanego DSL, zintegrowany z systemem typów Scali i wspierany przez standardowe narzędzia IDE.
3. diagnostyka błędów — komunikaty błędów generowane w czasie kompilacji (dla błędów gramatyki) oraz w czasie parsowania (dla błędów składniowych), zawierające kontekst syntaktyczny.

W ramach weryfikacji tezy sformułowano następujące pytania badawcze:

1. Czy możliwe jest osiągnięcie wydajności zbliżonej do generatorów kodu przy zachowaniu elastyczności bibliotek kombinatorów poprzez zastosowanie metaprogramowania?
2. W jakim stopniu wykorzystanie typów rafinowanych w Scali 3 wpływa na bezpieczeństwo typów i komfort pracy z wygenerowanym parserem?
3. Jakie ograniczenia maszyny wirtualnej Java (JVM) wpływają na proces generacji kodu w czasie kompilacji i jak można je efektywnie niwelować?

Celem pracy jest zaprojektowanie i zaimplementowanie narzędzia *ALPACA* (*Another Lexer Parser And Compiler Alpaca*) w języku Scala, które implementuje funkcjonalności powszechnie stosowane w budowie analizatorów leksykalnych i składniowych, weryfikując postawioną tezę.

1.3. Motywacja projektu

Istniejące narzędzia do konstrukcji analizatorów leksykalnych i składniowych wykazują szereg ograniczeń utrudniających ich zastosowanie w kontekście nowoczesnych języków programowania oraz środowisk deweloperskich. Identyfikacja tych ograniczeń stanowiła punkt wyjścia dla projektu *ALPACA*.

Projekt *ALPACA* stanowi narzędzie do generowania lekserów i parserów w języku Scala, łączące zalety istniejących rozwiązań poprzez:

1. Połączenie wydajności generatorów kodu z użytecznością bibliotek, czyli wykorzystanie makr kompilacyjnych Scali 3, co pozwala przenieść część obliczeń na etap kompilacji, zachowując interfejs programistyczny zintegrowany z systemem typów języka.
2. Generowanie komunikatów błędów w oparciu o kontekst parsera LR(1).
3. Natywną integrację ze środowiskami IDE, gdyż implementacja w czystym języku Scala eliminuje konieczność stosowania dedykowanych pluginów, wykorzystując istniejące wsparcie dla języka (IntelliJ IDEA, Metals).

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

1.4. Przegląd istniejących rozwiązań

Narzędzia do konstrukcji analizatorów leksykalnych i składniowych można sklasyfikować według strategii implementacyjnej na trzy główne kategorie: generatory kodu, biblioteki interpretowane oraz kombinatory parserów.

1.4.1. Generatory kodu

Generatory kodu transformują deklaratywne specyfikacje gramatyk w kod źródłowy parsera w języku docelowym. Proces ten odbywa się przed kompilacją programu głównego i wymaga dodatkowego narzędzia w procesie budowania (ang. *build chain*).

Lex i Yacc

Lex [7] i *Yacc* [8] 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. Narzędzia te wymuszają znajomość dedykowanej składni specyfikacji gramatyk, co utrudnia rozpoczęcie pracy dla początkujących użytkowników.

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_ASGN command_call
11 {
12  value_expr($3);
13  $$ = new_op_assign($1, $2, $3);
14  }
15 | primary_value '[' opt_call_args rbracket tOP_ASGN 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 == tOROP) {
24      $5 = 0;
25  }
26  else if ($5 == tANDOP) {
27      $5 = 1;
28  }

```



```

29 $$ = NEW_OP_ASGN1($1, $5, args);
30 fixpos($$, $1);
31 /*%
32 $$ = dispatch2(aref_field, $1, escape_Qundef($3));
33 $$ = dispatch3(opassign, $$, $5, $6);
34 %*/
35 }

```

Listing 1.1: Fragment definicji parsera Ruby z wykorzystaniem technologii Yacc

ANTLR

ANTLR [9] to 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.

1.4.2. Biblioteki interpretowane

Biblioteki interpretowane definiują gramatyki jako struktury danych w języku bazowym. Parser jest wykonywany w czasie działania programu, co eliminuje krok generacji kodu, ale wprowadza narzut wydajnościowy.

PLY i SLY

PLY [10] i jego nowszy odpowiednik *SLY* [11] 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 tworzenia analizatora leksykalnego lub składniowego. Mechanizm refleksji wykorzystywany przez bibliotekę *SLY* (inspekcja nazw metod i typów) powoduje generowanie ostrzeżeń przez analizatory statyczne środowiska PyCharm. Ponadto należy zaznaczyć, iż autor projektu informuje o braku dalszego rozwoju tych narzędzi [12].

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

Dekorator `@()` Dekorator ten definiuje wzorzec dopasowania dla produkcji. Argumenty w cudzysłowie są traktowane jako literały, podczas gdy identyfikatory bez cudzysłowu odnoszą się do innych nieterminali.

Konwencja nazewnictwa metod Nazwa metody określa typ zwracany przez produkcję. Parser automatycznie identyfikuje wszystkie metody o danej nazwie jako alternatywne produkcje dla tego nieterminala. Mechanizm ten eliminuje potrzebę jawnej deklaracji reguł, ale utrudnia śledzenie struktury gramatyki.

Priorytet operatorów W krotce `precedence` definiowane jest pierwszeństwo operatorów, jednakże dodanie `\%~prec` pozwala nadpisać priorytet dla konkretnej reguły składniowej.

Dostęp do kontekstu Argument `p` pozwala na dostęp do kontekstu produkcji (np. numeru linii), ale także do zmiennych we wzorcu dopasowania w adnotacji. Jeśli zdefiniowany jest więcej niż jeden element, dodawany jest numer do akcesora, np. `expr1` jest odwołaniem do drugiego wyrażenia `expr`.

```

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 NotImplementedError
13
14    @_('instruction')
15    def block(self, p: YaccProduction):
16        raise NotImplementedError
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, wykorzystujący bibliotekę *SLY*

Komunikaty błędów w bibliotece *SLY* nie zawierają informacji o kontekście syntaktycznym ani sugestii poprawek, co obrazuje przykład 1.3, który po uruchomieniu informuje użytkownika błędem z fragmentu kodu 1.4. 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 nie działającego kodu w Pythonie, wykorzystujący 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*

1.4.3. Kombinatory parserów

Kombinatory parserów to funkcje wyższego rzędu konstruujące złożone parsery z prostszych komponentów. Podejście to łączy elastyczność bibliotek z czytelną składnią zbliżoną do notacji BNF.

Scala parser combinators

Biblioteka *Scala parser combinators* [13] była popularnym sposobem na tworzenie parserów, lecz jak stwierdzono w samej 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 stanowić istotną przeszkodę, a standardowa dokumentacja nie jest zbyt pomocna” [14].

ScalaBison

Z podsumowania artykułu na temat *ScalaBison* [15] 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 pierwotny *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*.

parboiled2

parboiled2 [16] 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 kompilacji i tłumaczy definicję reguły gramatycznej na odpowiadający jej bytecode JVM. Ze względu na skomplikowany i nieintuicyjny DSL, bariera wejścia dla nowych użytkowników jest wysoka. Zgodnie z przykładem 1.5, komunikaty błędów nie zawierają informacji o kontekście syntaktycznym oraz nie sugerują możliwych poprawek (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.
  support.FCapture[(I, J, K, L, M, N, O, P, Q, R, S, T, U, V, W, X, Y, Z,
  scalateX.
8 stages.Ast.Block.Text, scalateX.stages.Ast.Chain, Int, scalateX.stages.Ast.
  Block) => RR])org.parboiled2.Rule[j.In,j.Out] <and>
9 [error] [J, K, L, M, N, O, P, Q, R, S, T, U, V, W, X, Y, Z, RR](f: (J, K, L
  , M, N, O, P, Q, R, S, T, U, V, W, X, Y, Z, scalateX.stages.Ast.Block.
  Text,
10 scalateX.stages.Ast.Chain, Int, scalateX.stages.Ast.Block) => RR)(implicit
  j: org.parboiled2.support.ActionOps.SJoin[shapeless.:[J,
11 shapeless.:[K,shapeless.:[L,shapeless.:[M,shapeless.:[N,shapeless.:[O,
  shapeless.:[P,shapeless.:[Q,shapeless.:[R,shapeless.:[S,
12 shapeless.:[T,shapeless.:[U,shapeless.:[V,shapeless.:[W,shapeless.:[X,
  shapeless.:[Y,shapeless.:[Z,shapeless.HNil]]]]]]]]]]]]]]]]]]]]],shapeless.
  HNil,RR], implicit c: org.parboiled2.support.FCapture[(J, K, L, M, N, O,
  P, Q, R, S,
13 T, U, V, W, X, Y, Z, scalateX.stages.Ast.Block.Text, scalateX.stages.Ast.
  Chain, Int, scalateX.stages.Ast.Block) => RR])org.parboiled2.Rule[j.
14 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* [17].

FastParse

FastParse [18] 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. Parserzy są konstruowane poprzez łączenie mniejszych parserów za pomocą operatorów, takich jak `~` dla sekwencjonowania i `|` dla alternatyw, przy

jednoczesnym zachowaniu czytelności zbliżonej do formalnych definicji gramatyki. Według dokumentacji [18], 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 [19]. 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.

1.4.4. Analiza porównawcza

Tabela 1.1 zestawia główne cechy analizowanych narzędzi. Widoczny jest kompromis między wydajnością a użytecznością: generatory kodu (*Lex/Yacc*, *ANTLR*) osiągają wysoką wydajność, ale wymagają dodatkowego kroku kompilacji i nauki DSL. Biblioteki kombinatorów (*FastParse*, *parboiled2*) oferują interfejs zintegrowany z językiem bazowym, ale kosztem spadku wydajności związanej z interpretacją reguł w czasie wykonania.

Żadne z analizowanych rozwiązań nie łączy jednocześnie:

- wysokiej wydajności (generacja kodu w czasie kompilacji),
- interfejsu API zintegrowanego z systemem typów języka,
- komunikatów błędów zawierających kontekst syntaktyczny,
- natywnej integracji ze środowiskami IDE bez dedykowanych pluginów.

Luka ta stanowi motywację dla projektu *ALPACA*, który wykorzystuje makra kompilacyjne *Scali 3* do osiągnięcia tych celów jednocześnie.

1.5. Ograniczenia i zakres pracy

Niniejsza praca koncentruje się na implementacji parsera LR(1) oraz analizatora leksykalnego wykorzystującego wyrażenia regularne. Następujące aspekty wykraczają poza zakres pracy:

- System generuje kanoniczne stany LR(1) bez minimalizacji do LALR(1), co może prowadzić do większych tablic akcji. Implementacja minimalizacji stanowi potencjalny kierunek przyszłych badań.
- Ewaluacja empiryczna w kontekście dydaktycznym, czyli weryfikacja użyteczności systemu w środowisku akademickim (badanie z udziałem studentów) wykracza poza zakres pracy i stanowi kierunek przyszłych badań.

Narzędzie	Lex&Yacc	PLY/SLY	ANTLR	scala-bison
Język implementacji	C	Python	Java	Scala (nad Bisonem)
Język użycia	regex, BNF, akcje w C	DSL	DSL oparty na EBNF	BNF, akcje w Scali
Wydażność	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	dobrze	częściowe	dobrze
Generowanie kodu	nie	nie	tak	nie
Narzędzie	Scala parser combinators	parboiled2	FastParse	ALPACA
Język implementacji	Scala	Scala	Scala	Scala
Język użycia	DSL w Scali	DSL w Scali	DSL w Scali	Scala
Wydażność	wysoka	umiarkowana	wysoka	wysoka
Łatwość użycia	niska	średnia	średnia	wysoka
Aktywne wsparcie	nie	nie	tak	tak
Diagnostyka błędów	dobra	niska	dobra	dobra
Dokumentacja	słaba	bardzo dobra	bardzo dobra	dobra
Popularność	średnia	niska	rosnąca	niska
Integracja IDE	wsparcie dla Scali	wsparcie dla Scali	wsparcie dla Scali	wsparcie dla Scali
Wsparcie do debugowania	dobrze	dobrze	dobrze	dobrze
Generowanie kodu	nie	nie	nie	tak

Tabela 1.1: Porównanie wybranych narzędzi do generowania analizatorów leksykalnych i składniowych

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 [20, 21]. Metaprogramowanie w Scali 3 zostało zaprojektowane z naciskiem na bezpieczeństwo typów, przenośność oraz skalowalność, umożliwiając twórcom oprogramowania generowanie i analizowanie kodu w czasie kompilacji przy zachowaniu pełnej ekspresywności języka [22, 23]. W przeciwieństwie do poprzedniego systemu, który eksponował wewnętrzne mechanizmy kompilatora i był źródłem problemów z kompatybilnością między wersjami [24], 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*), paradygmat pozwalający na odróżnienie różnych etapów wykonania programu [25, 24]. W tym modelu kod może być wykonywany w różnych fazach: w czasie kompilacji (ang. *compile-time*) lub w czasie wykonania (ang. *runtime*) [25]. Rozdzielenie tych faz pozwala na przeniesienie obliczeń z czasu wykonania do czasu kompilacji, co potencjalnie eliminuje narzut wykonania i umożliwia wcześniejszą detekcję błędów.

2.1.1. Cytaty i wstawki

Kluczowymi koncepcjami w systemie metaprogramowania Scali 3 są cytaty (ang. *quotes*) i wstawki (ang. *splices*) [26, 27]. Cytaty, oznaczane jako `'{ ... }'`, służą do opóźnienia wykonania kodu i traktowania go jako danych [28]. Wstawki, oznaczane jako ``${ ... }``, pozwalają na ocenę wyrażenia generującego kod i wstawienie wyniku do otaczającego kontekstu [28, 29].

Przykład użycia cytatów i wstawek Poniższy przykład ilustruje podstawowe wykorzystanie cytatów i wstawek w makrach:

```
1 inline def square(x: Int): Int = ${ squareImpl('x) }
2
3 def squareImpl(x: Expr[Int])(using Quotes): Expr[Int] = '{
4   val squared = $x * $x
5   squared
6 }
```



```

7 // Życie: square(3) → rozwinięcie si do: val squared = 3 * 3; squared
8

```

Listing 2.1: Proste makro z wykorzystaniem cytatów i wstawek

W powyższym przykładzie:

- `'x` tworzy cytat (ang. *quote*) z wyrażenia `x`, opóźniając jego wykonanie
- `'{ ... }` tworzy blok kodu jako dane, które będzie wstawione w miejscu wywołania makra
- `$x` wstawia (ang. *splice*) wartość cytatu do nowego kontekstu

Formalna semantyka tych konstrukcji została przedstawiona w pracy Stuckiego, Brachthäusera i Odersky'ego [27], gdzie cytaty i wstawki są traktowane jako prymitywne formy w typowanych drzewach składniowych (ang. *typed abstract syntax trees*). Autorzy dowodzą, że system zachowuje bezpieczeństwo typów oraz higieniczność, zapewniając, że wygenerowany kod nie może przypadkowo powiązać identyfikatorów z niewłaściwymi zmiennymi [27].

2.1.2. Bezpieczeństwo międzyetapowe

Scala 3 gwarantuje bezpieczeństwo międzyetapowe (ang. *cross-stage safety*) poprzez sprawdzanie poziomów etapowania w czasie kompilacji [24, 27]. 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 [24].

Przykład naruszenia bezpieczeństwa międzyetapowego Następujący kod **nie skompiluje się**, ponieważ narusza zasady bezpieczeństwa międzyetapowego:

```

1 def unsafeQuote(using Quotes): Expr[Int] = {
2   val localVar = 42
3   '{ localVar } // ŁĄBD: localVar nie istnieje w fazie wykonania!
4 }

```

Listing 2.2: Błąd bezpieczeństwa międzyetapowego (kod nie kompiluje się)

Kompilator wykryje ten błąd i zgłosi komunikat: **error: access to value localVar from wrong staging level**. Aby poprawnie odnieść się do wartości z otaczającego kontekstu, należy użyć mechanizmu `Expr.apply`:

```

1 def safeQuote(using Quotes): Expr[Int] = {
2   val localVar = 42
3   Expr(localVar) // OK: wartość jest serializowana do cytatu
4 }

```

Listing 2.3: Poprawne przeniesienie wartości między etapami

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*) [24]. To podejście rozwiązuje problem wymazywania typów generycznych w JVM, zachowując informację o typach potrzebną w kolejnych etapach kompilacji.

2.2. Mechanizmy metaprogramowania w Scali 3

Przedstawione powyżej podstawy teoretyczne znajdują bezpośrednie zastosowanie w praktycznych mechanizmach metaprogramowania oferowanych przez język Scala 3, które zostaną omówione w niniejszej sekcji.

2.2.1. Definicje inline

Najprostszym narzędziem metaprogramowania jest modyfikator **inline** [30]. Gwarantuje on, że wywołanie oznaczonej nim metody lub wartości zostanie w całości wstawione w miejscu wywołania (ang. *inlining*) podczas kompilacji. Jest to instrukcja dla kompilatora, a nie tylko sugestia, jak w niektórych innych językach [31].

Przykład definicji inline

```
1 inline def max(x: Int, y: Int): Int = if x > y then x else y
2
3 // Ź Wywołanie: max(3, 5)
4 // Rozwinie się do: if 3 > 5 then 3 else 5
5 // Po optymalizacji kompilatora: 5
```

Listing 2.4: Użycie modyfikatora inline dla optymalizacji

Modyfikator **inline** różni się od zwykłych funkcji tym, że **gwarantuje** wstawienie kodu, podczas gdy standardowe funkcje mogą być zinlineowane przez kompilator jako optymalizacja, ale nie muszą.

2.2.2. Makra oparte na wyrażeniach

Makra w Scali 3 są zdefiniowane jako metody **inline** zawierające wstawkę najwyższego poziomu (ang. *top-level splice*) [32, 33], czyli taki, który nie jest zagnieżdżony w żadnym cytacie (ang. *quote*) i jest wykonywany w czasie kompilacji [25, 32].

Typ **Expr[T]** reprezentuje wyrażenie Scali o typie **T** jako typowane drzewo składniowe [28, 33]. Makra manipulują wartościami typu **Expr[T]**, transformując je lub generując nowe wyrażenia [33]. Ta reprezentacja gwarantuje bezpieczeństwo typów na poziomie języka metaprogramowania [28].

Przykład makra generującego kod

```
1 inline def showType[T](x: T): String = ${ showTypeImpl('x) }
2
3 def showTypeImpl[T: Type](x: Expr[T])(using Quotes): Expr[String] = {
4   import quotes.reflect.*
5   val tpe = TypeRepr.of[T]
6   Expr(tpe.show)
7 }
8
9 // Ź Użycie:
10 showType(42)      // → "scala.Int"
11 showType("hello") // → "java.lang.String"
```

Listing 2.5: Makro generujące kod inspekcji typu

W powyższym przykładzie makro **showType** wykorzystuje refleksję TASTy (sekcja 2.2.4) do uzyskania reprezentacji typu w czasie kompilacji i wygenerowania kodu zwracającego jego nazwę.

2.2.3. Dopasowanie wzorców w cytatach kodu

Scala 3 wspiera analizę kodu poprzez dopasowanie wzorców w cytatach kodu (ang. *quote pattern matching*) [24, 27]. Mechanizm ten pozwala na dekonstrukcję kawałków kodu i ekstrakcję podwyrażeń [27].

Stucki, Brachthäuser i Odersky [27] 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 wewnątrz wzorca, zapobiegając wyciekowi zakresu.

Przykład dopasowania wzorców kodu

```

1 inline def optimize(x: Int): Int = ${ optimizeImpl('x) }
2
3 def optimizeImpl(x: Expr[Int])(using Quotes): Expr[Int] = x match {
4   case '{ 0 + $y }      => y // 0 + y → y
5   case '{ $y + 0 }      => y // y + 0 → y
6   case '{ 1 * $y }      => y // 1 * y → y
7   case '{ $y * 1 }      => y // y * 1 → y
8   case '{ 0 * $y }      => '{ 0 } // 0 * y → 0
9   case '{ $x + ($y + $z) } => '{ $x + $y + $z } // reasocjacja
10  case _ => x // brak optymalizacji
11 }
12
13 // ĹPrzykład żuycia:
14 optimize(0 + 5) // → 5
15 optimize(3 * 1) // → 3
16 optimize(0 * 100) // → 0

```

Listing 2.6: Optymalizacja wyrażeń algebraicznych poprzez dopasowanie wzorców

Makro **optimize** rozpoznaje wzorce wyrażeń arytmetycznych i zastępuje je uproszczonymi wersjami w czasie kompilacji, eliminując zbędne operacje.

2.2.4. Refleksja TASTy

Dla przypadków wymagających głębszej analizy kodu, Scala 3 oferuje API refleksji TASTy [28, 34]. TASTy (ang. *Typed Abstract Syntax Trees*) jest binarnym formatem serializacji typowanych drzew składniowych używanym przez kompilator Scali 3 [24].

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 [28, 34].

Hierarchia klas refleksji TASTy System refleksji TASTy definiuje następującą hierarchię typów:

- **Tree** — podstawowy typ reprezentujący węzeł drzewa składni

- **Term** — wyrażenia (np. wywołania funkcji, literały)
- **TypeTree** — reprezentacje typów w drzewie składni
- **Symbol** — symbole (definicje klas, metod, zmiennych)
- **TypeRepr** — reprezentacje typów (niezależne od drzewa)

Przykład użycia refleksji TASTy

```

1 inline def inspectFields[T]: List[String] = ${ inspectFieldsImpl[T] }
2
3 def inspectFieldsImpl[T: Type](using Quotes): Expr[List[String]] = {
4   import quotes.reflect.*
5
6   val tpe = TypeRepr.of[T]
7   val fields = tpe.typeSymbol.declaredFields.map(_.name)
8
9   Expr(fields)
10 }
11
12 // Przykład użycia:
13 case class Person(name: String, age: Int, city: String)
14 inspectFields[Person] // → List("name", "age", "city")

```

Listing 2.7: Inspekcja struktury klasy przypadku za pomocą refleksji TASTy

Makro `inspectFields` wykorzystuje refleksję TASTy do ekstrakcji nazw pól klasy przypadku w czasie kompilacji, co pozwala na generowanie kodu specyficznego dla struktury typu bez ręcznej specyfikacji.

2.3. Porównanie z innymi systemami metaprogramowania

System metaprogramowania Scali 3 czerpie inspiracje z innych języków, ale wprowadza własne innowacje w zakresie bezpieczeństwa typów i ergonomii.

2.3.1. Makra w Lisp i Scheme

Język Lisp [35] był pionierem w dziedzinie metaprogramowania, wprowadzając koncepcję makr jako transformacji list reprezentujących kod. Kluczową różnicą między makrami Lisp a Scali 3 jest:

- **Lisp:** makra operują na nietypowanych listach (*S-expressions*), co umożliwia dużą elastyczność, ale eliminuje sprawdzanie typów w czasie kompilacji
- **Scala 3:** makra operują na typowanych drzewach składni (TASTy), zapewniając pełne bezpieczeństwo typów

2.3.2. Template Haskell

Template Haskell [36] wprowadza programowanie wieloetapowe do języka Haskell poprzez cytaty i wstawki, podobnie jak Scala 3. Główne podobieństwa i różnice:

- **Podobieństwa:** obie implementacje wykorzystują cytaty (`[...]|` w Haskell, `'{ ... }'` w Scali) oraz wstawki (`$(...)` w Haskell, `${ ... }` w Scali)
- **Różnice:** Template Haskell wymaga specjalnego trybu kompilacji (`-XTemplateHaskell`), podczas gdy makra Scali 3 są standardową częścią języka; Scala 3 oferuje bogatsze API refleksji (TASTy)

2.3.3. Makra w Rust

Język Rust oferuje dwa systemy makr: makra deklaratywne (`macro\rules!`) oraz makra proceduralne [37, 38]. W porównaniu do Scali 3:

- **Rust:** makra proceduralne operują na tokenach (ang. *token stream*), co daje dużą kontrolę, ale utrudnia analizę semantyczną
- **Scala 3:** makra operują na typowanych AST, co umożliwia analizę semantyczną i sprawdzanie typów wygenerowanego kodu

2.4. Zastosowania metaprogramowania w projekcie ALPACA

System metaprogramowania Scali 3 stanowi fundament implementacji projektu *ALPACA*. Kluczowe zastosowania obejmują:

1. **Generacja klas anonimowych** (sekcja 3.1.7) — wykorzystanie `Symbol.newClass` do programatycznego tworzenia typów w czasie kompilacji
2. **Transformacja AST** (sekcja 3.1.4) — przepisywanie właścicieli symboli (*re-owning*) poprzez `ReplaceRefs`
3. **Typy rafinowane** (sekcja 3.1.8) — dynamiczne rozszerzanie typów o pola strukturalne poprzez `Refinement`
4. **Walidacja w czasie kompilacji** (sekcja 3.1.11) — wykrywanie błędów gramatyki przed wykonaniem programu

Szczegółowa analiza implementacji tych mechanizmów zostanie przedstawiona w rozdziale 3.

2.5. Podsumowanie rozdziału

Rozdział przedstawił system metaprogramowania Scali 3 jako fundament teoretyczny dla projektu *ALPACA*. Kluczowe wnioski:

- System cytatów i wstawek (ang. *quotes and splices*) umożliwia bezpieczne przeniesienie kodu między fazami kompilacji
- Bezpieczeństwo międzyetapowe (ang. *cross-stage safety*) zapobiega błędom związanym z dostępem do zmiennych z niewłaściwych faz
- Refleksja TASTy dostarcza bogatego API do analizy i transformacji kodu w czasie kompilacji
- Scala 3 łączy zalety systemów metaprogramowania z Lisp, Template Haskell i Rust, wprowadzając własne innowacje w zakresie bezpieczeństwa typów

Mechanizmy te stanowią podstawę implementacji opisanej w rozdziale 3, gdzie zostaną zastosowane do konstrukcji lekserów i parserów w czasie kompilacji.

Rozdział 3

Implementacja

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

3.1.1. Wprowadzenie do studium przypadku

Rozdział przedstawia implementację systemu analizy leksykalnej wykorzystującego mechanizmy metaprogramowania Scali 3 [32]. Implementacja stanowi studium przypadku zastosowania technik opisanych w rozdziale drugim w kontekście automatycznej generacji analizatora leksykalnego. System transformuje deklaratywne reguły tokenizacji, wyrażone w języku dziedzinowym (DSL), w kod proceduralny wykonywany w czasie kompilacji, wykorzystując refleksję TASTy [28] oraz typy rafinowane [39].

System `alpaca.lexer` implementuje transformację deklaratywnych reguł tokenizacji zapisanych jako funkcja częściowa (ang. *partial function*) w kod proceduralny wykonywany w czasie kompilacji. Celem tej transformacji jest wyeliminowanie narzutu analizy wyrażeń regularnych i budowy automatów w czasie działania aplikacji, a także zapewnienie bezpieczeństwa typów dla wygenerowanych tokenów. Wykorzystuje przy tym pełne spektrum możliwości refleksji TASTy [28], włączając generację klas w czasie kompilacji, transformację drzew AST [34] oraz wyspecjalizowane typy refinement.

3.1.2. Interfejs użytkownika

System udostępnia interfejs języka dziedzinowego (DSL) oparty na dopasowaniu wzorców, umożliwiający deklaratywne wyrażenie reguł tokenizacji:

```
1 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.

Metoda `lexer` definiuje główny interfejs systemu:

```
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.

3.1.3. Implementacja makra

Makro przyjmuje wyrażenie reprezentujące reguły analizatora leksykalnego jako `Expr[Ctx => LexerDefinition[Ctx]]` oraz instancje kontekstualnych klas pomocniczych. Parametr **using Quotes** dostarcza dostępu do API refleksji TASTy [23, 29, 32].

3.1.4. Analiza i transformacja drzewa składni

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

```

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

Fragment ten wykorzystuje dopasowanie wzorców w cytatach (ang. *quotes*) do dekonstrukcji [29] typowanego AST funkcji częściowej. Struktura `Lambda(_, Match(_, cases))` odpowiada wewnętrznej reprezentacji funkcji częściowej, gdzie **Match** zawiera listę przypadków **CaseDef**.

Transformacja i adaptacja referencji

Klasa replacerefs

Kluczową techniką jest zastąpienie referencji do starego kontekstu nowymi referencjami:

```

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

```

Listing 3.4: Zastąpienie referencji starego kontekstu nowymi (ReplaceRefs)

Transformacja realizuje proces przepisania właściciela (*re-owning*) symboli w AST, polegający na modyfikacji referencji kontekstowych w celu dostosowania ich do nowego zakresu leksykalnego [34]. Klasa **ReplaceRefs** udostępnia **TreeMap**, który podczas przejścia po AST podmienia referencje do wskazanych symboli na podane termy [34].

3.1.5. Ekstrakcja i kompilacja 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     // ...
6
7   case '{ type t <: ValidName; Token.apply[t](using $ctx) } =>
8     // ...
9
10  case '{ type t <: ValidName; Token.apply[t]($value: String)(using $ctx)
11    } if value.asTerm.symbol == tree.symbol =>
12    // ...
13
14  case '{ type t <: ValidName; Token.apply[t]($value: v)(using $ctx) } =>
15    // ...

```

Listing 3.5: Funkcja `extractSimple`: dopasowywanie definicji tokenów

Wykorzystuje ona dopasowanie wzorców w cytatach (ang. *quotes*) z ekstraktorem typów [29], 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.

Ekstrakcja definicji tokenów wymaga następnie ich analizy i walidacji, co realizuje klasa **CompileNameAndPattern**.

3.1.6. Analiza wzorców: klasa **CompileNameAndPattern**

Klasa **CompileNameAndPattern** odpowiada za ekstrakcję i walidację wzorców tokenów podczas ekspansji makra [32]. Jej głównym zadaniem jest transformacja wzorców występujących w definicjach DSL. Wzorce te są przekształcane w struktury **TokenInfo**, które następnie są wykorzystywane do generacji finalnego kodu leksera.

Implementacja wykorzystuje rekurencyjne przetwarzanie drzewa AST z zastosowaniem optymalizacji rekurencji ogonowej (**@tailrec**), co eliminuje ryzyko przepełnienia stosu dla złożonych wzorców.

3.1.7. Generacja klasy anonimowej

Kluczowym mechanizmem implementacyjnym makra **lexer** jest programatyczna konstrukcja klasy anonimowej w czasie kompilacji [27]. Proces ten wykorzystuje API re-

fleksji TASTy[28] 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 (pól i metod)

Definicja członków klasy

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

1. 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` — czyli 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)

Typy rafinowane (*refinement types*) stanowią mechanizm systemu typów Scali umożliwiający dodanie informacji o strukturze typu w czasie kompilacji [39]. 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[34]:

```

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
6   case '[refinedTpe] =>
7     val newCls =
8       Typed(New(TypeIdent(cls)).select(cls.primaryConstructor).appliedToNone,
9         TypeTree.of[refinedTpe])
10
11     Block(clsDef :: Nil, newCls).asExprOf[Tokenization[Ctx] & refinedTpe]
```

Listing 3.6: Rafinowanie typu wynikowego o pola tokenów

Funkcja **Refinement(tpe, name, memberType)** tworzy nowy typ będący rozszerzeniem typu. Operacja ta jest wykonywana w czasie kompilacji 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 jednocześnie instancjami **Tokenization[Ctx]** oraz posiadające określone pola strukturalne (ang. *computed field names*).

Dostęp do pól tokenów odbywa się poprzez **trait Selectable**. Standardowa implementacja tego mechanizmu, opisana w dokumentacji [39], wprowadza narzut związany z dynamicznym wyborem nazwy pola (refleksja). W prezentowanym rozwiązaniu narzut ten jest eliminowany poprzez precyzyjne typowanie strukturalne. Aby mechanizm **Selectable** działał poprawnie ze strukturalnymi typami i nie wymagał refleksji, klasa generowana przez makro musi implementować **type Fields <: NamedTuple.AnyNamedTuple**[40]. W naszym podejściu makro generuje definicję **type Fields** zawierającą wszystkie zdefiniowane tokeny i ich typy, dzięki czemu:

- IDE i kompilator dysponują informacją o dostępnych polach i ich typach (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; types]),
6       '{ $token: DefinedToken[name, Ctx, value] },
7     ) =>
8       (Type.of[name *: names], Type.of[Token[name, Ctx, value] *: types])
9   .runtimeChecked
10  .match
11    case ('[type names <: Tuple; names], '[type types <: Tuple; types]) =>
12      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 kompilacji[23]. Dostęp do tokenów realizowany jest jako bezpośrednie odwołanie do pola klasy, które w kodzie bajtowym JVM [41] reprezentowane jest przez instrukcję **getField** o złożoności czasowej $O(1)$. Teoretycznie eliminuje to narzut związany z operacjami dynamicznymi, choć pełna weryfikacja empiryczna tego założenia wykracza poza zakres niniejszej pracy.

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 wprowadzałoby znaczący narzut wydajnościowy oraz eliminowało możliwość optymalizacji przez kompilator.

Bezpieczeństwo typów na poziomie systemu

Dzięki typom rafinowanym każdy token posiada precyzyjny typ znany kompilatorowi[39]. System typów weryfikuje poprawność wszystkich operacji w czasie kompilacji, 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 kompilacją

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

Statyczna detekcja konfliktów wzorców

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

Typowanie strukturalne z gwarancjami nominalnymi

Zastosowanie typów rafinowanych[39] 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

Podójście 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>\\+)"
5   // ...
6 }

```

Listing 3.10: Podójście oparte na jawnej definicji klasy

Wady tego podójścia:

- Wysoki poziom redundancji kodu (*boilerplate*)
- Konieczność ręcznej kompilacji 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 kompilacji i raportuje błędy z dokładną lokalizacją wzorca. Metoda **report.errorAndAbort** przerywa kompilację i wyświetla komunikat o błędzie, eliminując konieczność detekcji błędów w czasie wykonania, co jest zgodne z zasadą wczesnej walidacji (*fail-fast*) [32, 33].

Obsługa nieobsługiwanych konstrukcji

Kod jawnie sygnalizuje nieobsługiwane przypadki: Obsługiwane są wyłącznie jasno zdefiniowane formy wzorców; w przypadku napotkania innej konstrukcji kompilacja 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

Implementacja generatora parserów w systemie *ALPACA* wykorzystuje mechanizmy metaprogramowania Scali 3[32] do konstrukcji tabel parsowania LR(1) w czasie kompilacji. Podójście to łączy zalety generatorów kodu (wydajność wykonania, statyczna walidacja gramatyki) z elastycznością bibliotek (integracja z systemem typów, brak dodatkowego kroku kompilacji).

Realizacja napotkała szereg wyzwań technicznych, z których najistotniejsze to:

- Konstrukcja tabel LR(1) w czasie kompilacji z wykorzystaniem makr
- Integracja z systemem typów Scali w akcjach semantycznych
- Obejście ograniczenia rozmiaru metod JVM poprzez fragmentację generowanego kodu
- Deklaratywny mechanizm rozwiązywania konfliktów gramatycznych
- Walidacja gramatyk podczas kompilacji z komunikatami o błędach

W szczególności ograniczenie rozmiaru metod JVM ilustruje istotny aspekt praktycznego metaprogramowania: generowany kod musi nie tylko być poprawny funkcjonalnie, ale również respektować wszystkie techniczne ograniczenia platformy docelowej.

3.2.2. Interfejs API parsera

Definicja parsera

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

```
1 abstract class Parser[Ctx <: ParserCtx](
2   using Ctx withDefault ParserCtx.Empty,
3 )(using
4   empty: Empty[Ctx],
5   tables: Tables[Ctx],
6 ) {
```

Listing 3.11: Klasa bazowa Parser

Typ parametryczny `Ctx` reprezentuje globalny kontekst parsera, umożliwiając 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 val Expr: Rule[Double] = rule(
2   { case (Expr(a), CalcLexer.PLUS(_), Term(b)) => a + b },
3   { case (Expr(a), CalcLexer.MINUS(_), Term(b)) => a - b },
4   { case Term(t) => t },
5 )
```

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 wzorec `\{ case (Expr(a), CalcLexer.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:

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 przenoszeniu 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 rozwiązane w implementacji

Problem ograniczenia rozmiaru metod JVM

Jednym z kluczowych wyzwań technicznych napotkanych podczas implementacji było ograniczenie rozmiaru metod w maszynach wirtualnych JVM. Zgodnie ze specyfikacją JVM[41], 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 literału mapowego w kodzie:

```

1 '{
2   Map(
3     (0, Terminal("PLUS")) -> Shift(1),
4     (0, Terminal("NUMBER")) -> Shift(2),
5     ...
6     (999, Terminal("EOF")) -> Reduction(prod),
7   )
8 }
```

Listing 3.13: Naiwna implementacja prowadząca do przekroczenia limitu

Takie podejście generuje pojedynczą, dużą metodę zawierającą wszystkie wpisy tabeli, co dla gramatyk o rozmiarze produkcyjnym skutkuje błędem kompilacji **Method too large**[42].

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      val additions = entries
2      .map(entry =>
3          '{
4              def avoidTooLargeMethod(): Unit = $builder += ${ Expr(entry) }
5              avoidTooLargeMethod()
6          }.asTerm,
7      )
8

```

Listing 3.14: Rozwiązanie 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 **avoidTooLargeMethod()**
- Metody te są wywoływane sekwencyjnie jako lista wyrażeń w bloku
- Końcowy wynik jest uzyskiwany przez wywołanie **builder.result()**

Zastosowana technika fragmentacji skutecznie eliminuje problem przekroczenia limitu rozmiaru metody. Każda metoda pomocnicza zawiera jedynie kilka instrukcji bajtowych (typowo 5–10 w zależności od złożoności wpisu tabeli), co gwarantuje zgodność ze specyfikacją JVM [41]. Dodatkowo kompilator JIT może efektywnie zoptymalizować te metody poprzez **inlining**, eliminując narzut wywołań funkcji w czasie wykonania.

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:


```

1      def createAction(binds: List[Option[Bind]], rhs: Term) =
      createLambda[Action[Ctx]]:
2          case (methSym, (ctx: Term) :: (param: Term) :: Nil) =>
3              val seqApplyMethod =
      param.select(TypeRepr.of[Seq[Any]].typeSymbol.methodMember("apply").head)
4              val seq = param.asExprOf[Seq[Any]]
5
6              val replacements = (find = ctxSymbol, replace = ctx) ::
      binds.zipWithIndex
7                  .collect:
8                      case (Some(bind), idx) => ((bind.symbol,
      bind.symbol.typeRef.asType), Expr(idx))
9                  .unsafeFlatMap:
10                      case ((bind, '[t]), idx) => Some((find = bind, replace =
      '{ $seq($idx).asInstanceOf[t] }.asTerm))
11
12      replaceRefs(replacements*).transformTerm(rhs)(methSym)
13

```

Listing 3.15: Tworzenie akcji semantycznej z zachowaniem referencji

Kluczowe aspekty implementacji:

1. Akcja jest transformowana w funkcję przyjmującą kontekst (**ctx**) oraz listę dzieci w drzewie parsowania (**param**)
2. Referencje do kontekstu parsera są zastępowane parametrem funkcji
3. Wartości z dopasowanych symboli są ekstrahowane z listy dzieci poprzez indeksowanie
4. 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 deklaracyjny 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. Analizuje zdefiniowane przez użytkownika relacje precedencji
3. Wybiera odpowiednią akcję zgodnie z deklaracją
4. Zgłasza błąd kompilacji dla nierozwiązanych konfliktów

To podejście umożliwia wyrażenie precedencji i łączności operatorów w sposób bardziej naturalny niż tradycyjne narzędzia `\%left`, `\%right` i `\%nonassoc` w SLY[11].

3.2.5. Generacja kodu tabel

Implementacja ToExpr dla złożonych struktur

System wymaga konwersji struktur danych w czasie kompilacji (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 given ToExpr[ParseTable] with
3   def apply(entries: ParseTable)(using quotes: Quotes): Expr[ParseTable]
4   = {
5       import quotes.reflect.*
6
7       type BuilderTpe = mutable.Builder[
8         ((state: Int, stepSymbol: parser.Symbol), Shift | Reduction),
9         Map[(state: Int, stepSymbol: parser.Symbol), Shift | Reduction],
10      ]
11
12       val symbol = Symbol.newVal(
13         Symbol.spliceOwner,
14         Symbol.freshName("builder"),
15         TypeRepr.of[BuilderTpe],
16         Flags.Mutable,
17         Symbol.noSymbol,
18       )
19
20       val valDef = ValDef(symbol, Some('{ Map.newBuilder: BuilderTpe
21         }.asTerm))
22
23       val builder = Ref(symbol).asExprOf[BuilderTpe]
24
25       val additions = entries
26         .map(entry =>
27           '{
28             def avoidTooLargeMethod(): Unit = $builder += ${ Expr(entry) }
29             avoidTooLargeMethod()
30           }.asTerm,
31         )
32         .toList
33
34       val result = '{ $builder.result() }.asTerm
35
36       Block(valDef :: additions, result).asExprOf[ParseTable]

```

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

3.3. Narzędzia pomocnicze

Implementacja systemu *ALPACA* wykorzystuje zaawansowane mechanizmy metaprogramowania Scali 3, w tym refleksję TASTy [28], derywację typów [43] oraz transformację drzew składni abstrakcyjnej (AST) [34]. Realizacja tych mechanizmów wymaga zestawu narzędzi pomocniczych abstrahujących typowe wzorce operacji na typach i drzewach.

Niniejsza sekcja przedstawia cztery kluczowe komponenty infrastrukturalne:

- **Empty[T]** — generyczna konstrukcja wartości domyślnych dla typów produktowych,
- **ReplaceRefs** — transformacja drzew AST poprzez podstawianie symboli,
- **CreateLambda** — programatyczna konstrukcja wyrażeń funkcyjnych w czasie kompilacji,
- **Copyable[T]** — generyczna funkcja kopiowania dla klas przypadku (*case classes*).

Narzędzia te realizują wzorce projektowe typowe dla systemów opartych na makrach kompilacyjnych [44], eliminując powtarzalny kod (*boilerplate*) oraz zapewniając bezpieczeństwo typów na poziomie kompilacji.

3.3.1. Empty[T] — konstrukcja wartości domyślnych

Klasa typu **Empty[T]** stanowi abstrakcję nad mechanizmem konstrukcji wartości domyślnych dla typów produktowych (ang. *product types*) [45]. W systemie typów Scali [46] typy produktowe odpowiadają klasom przypadku (*case classes*) oraz krotkom (*tuples*), będącym reprezentacją iloczynów kartezjańskich typów składowych.

Motywacja

Podczas ekspansji makr kompilacyjnych często zachodzi potrzeba utworzenia instancji typu **T** bez znajomości jego konkretnej struktury. Standardowe podejście wymagałoby:

- ręcznej specyfikacji wartości wszystkich pól,
- naruszenia abstrakcji poprzez dostęp do wewnętrznej struktury typu,
- utraty bezpieczeństwa typów w przypadku zmiany definicji **T**.

Klasa typu **Empty[T]** rozwiązuje ten problem poprzez automatyczną derywację funkcji konstruującej na podstawie wartości domyślnych parametrów konstruktora [43].

Definicja

```
1 trait Empty[T] extends (() => T)
```

Listing 3.18:]Definicja klasy typu Empty[T]

Typ `Empty[T]` jest reprezentowany jako funkcja zerargumentowa `() => T`, co umożliwia leniwą inicjalizację instancji (*lazy instantiation*). Atrybut `private[alpacal]` ogranicza widoczność do pakietu, zapobiegając przypadkowemu użyciu poza systemem.

Mechanizm derywacji

Derywacja instancji `Empty[T]` wykorzystuje mechanizm `Mirror.ProductOf[T]` wprowadzony w Scali 3 [43], który umożliwia generyczną introspekcję typów produktowych w czasie kompilacji. Kompilator automatycznie generuje kod konstruujący instancję `T` z wartości domyślnych, weryfikując przy tym ich dostępność.

Przykład użycia

```

1 case class Config(
2   name: String = "default",
3   count: Int = 0,
4 )
5 // Kompilator automatycznie derywuje instancje Empty[Config]
6 val empty = summon[Empty[Config]]
7 val instance: Config = empty() // Config("default", 0)

```

Listing 3.19:]Użycie `Empty[T]`

Alternatywy i ich ograniczenia

Bez mechanizmu `Empty[T]` konstrukcja wartości domyślnej w kontekście generycznym wymagałaby od użytkownika jawnego podania domyślnych wartości dla każdego typu `T`, co wyeliminowałoby zalety programowania generycznego.

Mechanizm `Empty[T]` eliminuje te problemy poprzez derywację w czasie kompilacji, zachowując bezpieczeństwo typów oraz zerowy narzut wykonania.

Ograniczenia

Mechanizm derywacji wymaga, aby:

- typ `T` był typem produktowym (klasa przypadku lub krotka),
- wszystkie parametry konstruktora miały wartości domyślne,
- wartości domyślne były obliczalne w czasie kompilacji.

Naruszenie tych warunków prowadzi do błędu kompilacji z komunikatem wskazującym brakujące wartości domyślne.

3.3.2. ReplaceRefs — transformacja symboli w AST

Klasa `ReplaceRefs` rozszerza `TreeMap` — abstrakcyjną klasę bazową dla transformacji drzew składni abstrakcyjnej w systemie refleksji TASTy [34]. Klasa `TreeMap` definiuje wzorec projektowy odwiedzającego (*visitor pattern*) [47] dla typowanego AST Scali 3, umożliwiając rekurencyjne przetwarzanie węzłów drzewa z zachowaniem bezpieczeństwa typów.

Motywacja

Podczas ekspansji makr kompilacyjnych często zachodzi potrzeba adaptacji fragmentów kodu z jednego kontekstu leksykalnego do innego. Przykładem jest sytuacja, w której kod oryginalnie odnoszący się do parametru makra `ctx` musi zostać przepisany tak, aby odnosił się do parametru metody w wygenerowanej klasie `newCtx`. Proces ten, znany jako *re-owning* [34], wymaga systematycznej zamiany wszystkich referencji do starego symbolu nowymi referencjami.

Definicja

```
1 class ReplaceRefs[Q <: Quotes](using val quotes: Q)
```

Listing 3.20: Definicja klasy `ReplaceRefs` rozszerzającej `TreeMap`

Mechanizm działania

Klasa `ReplaceRefs` implementuje metodę `transformTree`, która:

1. przechodzi rekurencyjnie po wszystkich węzłach drzewa AST,
2. identyfikuje referencje do symboli wymienionych w mapie podstawień,
3. zastępuje te referencje odpowiednimi termami zastępczymi,
4. zachowuje strukturę typów oraz kontekst właściciela symbolu (*owner*).

Transformacja jest realizowana w sposób strukturalnie rekurencyjny, co gwarantuje kompletność zamiany oraz zachowanie poprawności typowania.

Przykład użycia

Poniższy fragment ilustruje zastąpienie referencji do parametru makra `oldCtx` nowym symbolem `newCtx` w ciele wygenerowanej metody:

```
1 // Podczas ekspansji makra:
2 val oldCtxSymbol: Symbol = ... // Symbol parametru makra
3 val newCtxRef: Term = Ref(newCtxSymbol) // Referencja do nowego symbolu
4
5 val replaceRefs = ReplaceRefs()
6 val treeMap = replaceRefs((oldCtxSymbol, newCtxRef))
7
8 // Transformacja łciao funkcji:
9 val originalBody: Term = ... // łCiao funkcji ąodnoszące si do oldCtx
10 val transformedBody: Term = treeMap.transformTree(originalBody)(owner)
11 // Wszystkie ąwystąpienia oldCtxSymbol ąs teraz ązastąpione newCtxRef
```

Listing 3.21: Użycie `ReplaceRefs` w kontekście ekspansji makra

W rezultacie kod oryginalnie odnoszący się do `oldCtx.field` jest transformowany do `newCtx.field`, co umożliwia prawidłowe działanie wygenerowanego kodu w nowym kontekście leksykalnym.

3.3.3. CreateLambda — programatyczna konstrukcja wyrażeń funkcyjnych

Klasa `CreateLambda` umożliwia programatyczną konstrukcję wyrażeń funkcyjnych (lambda) w czasie kompilacji. W kontekście makr kompilacyjnych bezpośrednie użycie składni lambda języka Scala jest niemożliwe, ponieważ makro operuje na reprezentacjach AST, a nie na kodzie źródłowym [33].

Motywacja

Podczas generacji kodu w makrach często zachodzi potrzeba utworzenia funkcji, której ciało jest konstruowane dynamicznie na podstawie analizy typów lub struktur danych dostępnych w czasie kompilacji. Przykładem jest generacja funkcji transformującej dla parsera, która ekstrahuje wartości z dopasowanych tokenów i konstruuje węzeł AST. Parametry takiej funkcji (symbole tokenów) są znane dopiero w momencie ekspansji makra, co uniemożliwia użycie statycznej składni lambda.

Definicja

```
1 class CreateLambda[Q <: Quotes](using val quotes: Q)
```

Listing 3.22: Definicja klasy `CreateLambda` do programatycznej konstrukcji wyrażeń lambda

Mechanizm działania

Klasa `CreateLambda` implementuje algorytm konstrukcji wyrażeń lambda poprzez:

1. utworzenie świeżego symbolu dla każdego parametru funkcji,
2. wywołanie funkcji użytkownika dostarczającej ciała na podstawie tych symboli,
3. konstrukcję węzła `Lambda` w AST z odpowiednimi typami parametrów i zwracanym,
4. weryfikację typowania wyniku.

Mechanizm ten jest analogiczny do konstrukcji `Lambda` w systemie refleksji TASTy [34], ale oferuje wyższy poziom abstrakcji poprzez automatyczne zarządzanie symbolami i kontekstem właściciela.

Przykład użycia

```
1 val createLambda = CreateLambda()
2 val lambdaExpr: Expr[Int => Int] = createLambda[Int => Int] { case
3   (methodSymbol, List(argTree)) =>
4     // Konstrukcja ciała funkcji na podstawie symbolu metody i óargumentw
      buildBody(argTree)
5 }
```

Listing 3.23: Użycie `CreateLambda` do konstrukcji wyrażenia funkcyjnego

3.3.4. Copyable[T] — generyczna funkcja kopiowania

Klasa typu **Copyable[T]** definiuje operację kopiowania (*shallow copy*) dla typów produktowych. W systemie *ALPACA* kopiowanie jest wykorzystywane do tworzenia nowych instancji kontekstu parsera z modyfikowanymi polami (np. aktualizacja numeru wiersza po napotkaniu znaku nowej linii), bez konieczności ręcznej rekonstrukcji całej struktury.

Motywacja

Klasy przypadku w Scali oferują automatycznie generowaną metodę **copy**, która umożliwia tworzenie zmodyfikowanych kopii instancji. Jednak w kontekście programowania generycznego, gdzie typ **T** jest parametrem, dostęp do metody **copy** wymaga refleksji strukturalnej [39], co wprowadza narzut wydajnościowy. Klasa typu **Copyable[T]** rozwiązuje ten problem poprzez derywację funkcji kopiującej w czasie kompilacji, eliminując narzut wykonania.

Definicja

```
1 @implicitNotFound("${T} should be a case class.")
2 trait Copyable[T] extends (T => T)
```

Listing 3.24:]Definicja klasy typu Copyable[T]

Anotacja **@implicitNotFound** dostarcza czytelny komunikat o błędzie w przypadku próby użycia **Copyable[T]** dla typu niebędącego klasą przypadku.

Mechanizm derywacji

Derywacja instancji **Copyable[T]** wykorzystuje mechanizm **Mirror.ProductOf[T]**, który umożliwia dekonstrukcję instancji typu produktowego do krotki wartości pól, a następnie rekonstrukcję nowej instancji z tej krotki. Proces ten jest realizowany w czasie kompilacji bez użycia refleksji w czasie wykonania [43].

Przykład użycia

```
1 case class User(
2   name: String,
3   age: Int,
4 ) // Kompilator automatycznie derywuje ę instancj Copyable[User] val copy =
   summon[Copyable[User]] val user = User("Alice", 30) val copied: User =
   copy(user) // User("Alice", 30)
```

Listing 3.25:]Użycie Copyable[T]

Uwaga techniczna

Operacja kopiowania realizowana przez **Copyable[T]** jest kopią płytką (*shallow copy*) — pola będące referencjami do obiektów wskazują na te same instancje w ory-

ginalnej i skopiowanej strukturze. Dla kontekstów parsera, które zawierają głównie typy wartościowe oraz niemodyfikowalne struktury, ograniczenie to nie stanowi problemu.

Analiza wydajności

Teoretycznie, operacja kopiowania realizowana przez `Copyable[T]` powinna być równoważna wywołaniu metody `copy`, ponieważ obie sprowadzają się do konstrukcji nowej instancji z tych samych wartości pól. W praktyce `Copyable[T]` eliminuje narzut związany z refleksją strukturalną, który występowałby przy dostępie do `copy` w kontekście generycznym.

Empiryczna weryfikacja tego założenia wykracza poza zakres niniejszej pracy. W kontekście systemu *ALPACA* korzyść z unifikacji interfejsu (klasa typu) przewyższa potencjalne różnice wydajnościowe, które są pomijalnie małe dla operacji kopiowania struktur o niewielkim rozmiarze (kilka pól).

3.3.5. Porównanie z istniejącymi bibliotekami

Ekosystem Scali oferuje biblioteki dedykowane programowaniu generycznemu, takie jak Shapeless [48] i Magnolia [49], które realizują derywację klas typów dla typów produktowych i sumarycznych. Wybór własnej implementacji narzędzi `Empty[T]` i `Copyable[T]` w systemie *ALPACA* wynikał z następujących przesłanek:

Minimalizacja zależności

Biblioteki takie jak Shapeless wprowadzają znaczące zależności oraz wydłużają czas kompilacji ze względu na złożone mechanizmy derywacji oparte na typach zależnych. Dla projektu o wąskim zakresie funkcjonalności koszt ten jest nieuzasadniony.

Wykorzystanie natywnych mechanizmów Scali 3

Scala 3 wprowadza mechanizm `Mirror` [43], który eliminuje potrzebę stosowania makr w stylu Shapeless, redukując złożoność implementacji. Własna implementacja oparta na `Mirror` jest prostsza, bardziej czytelna oraz lepiej wspierana przez narzędzia IDE niż rozwiązania oparte na starszych mechanizmach metaprogramowania.

Kontrola nad komunikatami błędów

Biblioteki generyczne generują często nieczytelne komunikaty błędów związane z wewnętrznymi abstrakcjami. Własna implementacja pozwala dostosować komunikaty błędów do kontekstu systemu *ALPACA*.

Rozdział 4

Algorytmy analizy leksykalnej

4.1. Teoretyczne podstawy

Analizator leksykalny (lekser) stanowi fundamentalną fazę przetwarzania tekstu źródłowego, przekształcając sekwencję znaków w ciąg jednostek leksykalnych (tokenów), które reprezentują niepodzielne elementy składniowe dla fazy analizy składniowej [50]. Klasyczna konstrukcja analizatora opiera się na połączeniu teorii formalnych języków oraz teorii automatów skończonych [51].

4.1.1. Opis języka tokenów

Każda klasa tokenów jest definiowana poprzez język regularny: zbiór słów akceptowanych przez wyrażenie regularne. Zbiór reguł tokenów stanowi sumę języków regularnych; ich unia jest również językiem regularnym [52], co umożliwia kompilację ich do jednolitego automatu deterministycznego.

4.1.2. Automaty skończone

Wyrażenia regularne są transformowane do postaci niedeterministycznej (NFA) poprzez konstrukcję Thompsona [53]. Następnie deterministyczna postać automatu (DFA) konstruowana jest poprzez algorytm usuwania niedeterminizmu (ang. *powerset construction*), polegający na iteracyjnym łączeniu zbiorów stanów NFA. Opcjonalnie przeprowadza się minimalizację automatu poprzez usuwanie stanów równoważnych [52].

DFA przetwarza wejście znak po znaku, zachowując jednoznaczny stan aktywny oraz informując, czy aktualny prefiks odpowiada jednemu z zdefiniowanych tokenów.

4.1.3. Strategia wyboru dopasowania

Lekser stosuje dwie komplementarne zasady determinujące zachowanie dla wieloznacznych sytuacji:

- 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 określanym kolejnością definicji).

Kombinacja tych zasad gwarantuje deterministyczną oraz reproducywalną sekwencję tokenów bez konieczności specjalnych mechanizmów rozstrzygania konfliktów.

4.1.4. Błędy leksykalne

W sytuacji, gdy automat nie posiada przejścia dla bieżącego znaku, ogłaszany jest błąd leksykalny w bieżącej pozycji wejścia. Mechanizm diagnostyczny przywołuje informacje o pozycji znaku, co znacząco ułatwia śledzenie źródła problemu w tekście źródłowym.

4.2. Automaty DFA a wyrażenia regularne w systemie ALPACA

4.2.1. Tło: Tradycyjne podejście

Narzędzia klasyczne do budowy leksera (takie jak Lex [7]) generują jawny, deterministyczny automat skończony (DFA) z zestawu wyrażeń regularnych. Podejście to wymaga implementacji pełnego zestawu algorytmów: transformacja $NFA \rightarrow DFA$, minimalizacja, optymalizacja — każdy etap jest czasochłonny dla twórcy narzędzia.

4.2.2. Alternatywa: Wyrażenia regularne biblioteczne

W systemie ALPACA podejście tradycyjne zostało zastąpione mechanizmem wykorzystującym natywny silnik wyrażeń regularnych biblioteki standardowej Scali [54]. Zamiast ręcznie kodować DFA, makro kompilacyjne łączy wszystkie wzorce operatorem alternatywy (`|`) w jedno wyrażenie regularne o nazwanych grupach, umożliwiając rozróżnienie, która reguła dopasowała się podczas każdego przebiegu.

4.2.3. Zalety podejścia opartego na wyrażeniach regularnych

- Poprzez wykorzystanie powszechnie znanego mechanizmu wyrażeń regularnych, użytkownicy języka specjalistycznego (DSL) mogą definiować reguły leksykalne bez konieczności zrozumienia złożoności konstrukcji automatu i algorytmów optymalizacji.
- Użytkownicy mogą zastosować rozszerzenia wyrażeń regularnych (takie jak *backreference*, *negative lookahead*, czy warunkowość), których implementacja byłaby niemożliwa w jawnym DFA.
- Własna implementacja DFA wymaga pokrycia pełnego spektrum funkcjonalności wyrażeń regularnych, ciągłego utrzymania w synchronizacji z ewolucją języka hosta, oraz inwestycji w optymalizację. ALPACA deleguje ten wysiłek do zoptymalizowanego i wielokrotnie przetestowanego silnika bibliotecznego.
- Definicje reguł leksykalnych pozostają kompaktowe i czytelne, co ułatwia przegląd, weryfikację i modyfikację.

4.2.4. Wady i ograniczenia

- Silniki wyrażeń regularnych mogą wykazywać wyższą złożoność obliczeniową niż ręcznie zoptymalizowane DFA, zwłaszcza w przypadku dużych zbiorów reguł lub złożonych wzorców.
- Zachowanie silnika wyrażeń regularnych dla dwuznacznych sytuacji (na przykład gdy dwa wzorce różnej długości akceptują identyczną sekwencję) zależy od implementacji silnika. W niekorzystnych przypadkach może prowadzić do nieoczekiwanych wyborów. Rozwiązaniem jest jawna deklaracja priorytetu poprzez kolejność definiowania reguł.

4.2.5. Syntetyzacja: Decyzja projektu ALPACA

Powyższe rozważania doprowadziły do wyboru wyrażeń regularnych nad jawną konstrukcją DFA. Wymiana wydajności (potencjalnie) za uproszczenie interfejsu jest akceptowalna w kontekście systemu ALPACA.

4.3. Praktyczna implementacja leksera w systemie ALPACA

Implementacja modułu `alpaca.lexer` łączy ergonomię języka specjalistycznego (DSL) z kodem wykonywanym w czasie kompilacji, eliminując narzut parsowania wyrażeń regularnych w czasie działania aplikacji.

4.3.1. Przebieg tokenizacji w ALPACA

Podczas kompilacji projektu wszystkie wzorce są łączone operatorem alternatywy (`|`) w jedno wyrażenie regularne z nazwanymi grupami. Mechanizm ten umożliwia rozróżnienie, która z reguł dopasowała się podczas każdego przebiegu wyszukiwania. Następnie pętla skanująca—podczas wykonania aplikacji iteracyjnie wywołuje to wyrażenie na kolejnych fragmentach wejścia, identyfikuje dopasowany token, akumuluje leksemy oraz przesuwa wskaźnik wejścia aż do wyczerpania danych.

4.3.2. Obsługa reguł ignorowanych

System ALPACA umożliwia oznaczenie reguł jako „ignorowanych”. Takie reguły są wbudowywane we wspólny wzorec, jednak ich dopasowania nie generują tokenów wyjściowych. Ujednolicony przebieg pętli skanującej upraszcza kod: ignorowane tokeny różnią się od normalnych wyłącznie akcją podejmowaną po dopasowaniu (brak emisji leksemu, zamiast tego aktualizacja stanu wewnętrznego).

4.3.3. Stanowa analiza leksykalna i rozszerzenia kontekstu

Możliwa jest stanowa analiza leksykalna poprzez utrzymywanie stanu maszyny stanów w obiekcie kontekstu. System ALPACA wewnętrznie definiuje mechanizm **BetweenStages**, który jest wywoływany po każdym rozpoznaniu leksemu i umożliwia modyfikację stanu kontekstu. Domyślna implementacja rejestruje ostatni leksem oraz

śledzi numer linii i kolumny; użytkownik może jednak rozszerzyć tę logikę o własne zachowania, na przykład weryfikację poprawności zagnieżdżenia nawiasów.

4.3.4. Diagnostyka błędów leksykalnych

Gdy algorytm skanowania nie odnajduje prefiksu (brak przejścia w automacie), lexer zgłasza błąd leksykalny. Mechanizm **BetweenStages** umożliwia zbieranie danych kontekstowych (numer linii, kolumny, ostatni prawidłowy leksem), które następnie wzbogacają raport diagnostyczny. To podejście znacząco poprawia doświadczenie użytkownika podczas debugowania błędów składniowych.

4.3.5. Strumieniowe przetwarzanie wejścia

W celu unikania nadmiernego zużycia pamięci, lexer analizuje wejście w sposób strumieniowy poprzez implementację interfejsu **CharSequence**. Klasa **LazyReader** realizuje tę funkcjonalność: pobiera dane ze źródła w blokach o rozmiarze 16 KB (ang. *chunks*) i buforuje je lokalnie. Metoda **ensure** zapewnia, że żądana pozycja jest 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. Wczesna walidacja wzorców

Przed wygenerowaniem automatu skanującego, makro kompilacyjne uruchamia moduł **RegexChecker**, który analizuje wzorce pod względem potencjalnych konfliktów. Mechanizm ten wykrywa dwa klasy problemów wynikających z decyzji implementacyjnej o wykorzystaniu kolejności definicji zamiast reguły najdłuższego dopasowania.

Formalne definicje problemów

Niech $P = \{p_1, p_2, \dots, p_n\}$ będzie uporządkowaną sekwencją wzorców tokenów, gdzie p_i poprzedza p_j dla $i < j$. Niech $L(p)$ oznacza język regularny akceptowany przez wzorzec p .

Subsumpcja Wzorzec p_j jest subsumowany przez p_i (gdzie $i < j$), gdy:

$$L(p_j) \subseteq L(p_i)$$

W tej sytuacji żaden ciąg zaakceptowany przez p_j nie zostanie nigdy dopasowany, ponieważ wcześniejszy wzorzec p_i zawsze dopasuje się pierwszy. Jest to analogiczne do „martwego kodu” w programowaniu.

Przykład: jeśli definiuje się $ID = [a-z]^+$, a następnie $KEYWORD = \text{if|then}$, to $L(KEYWORD) \subseteq L(ID)$, ponieważ słowa **if** i **then** są również akceptowane przez $[a-z]^+$. W rezultacie token **KEYWORD** nigdy nie zostanie rozpoznany.

Pokrycie prefiksów Wzorzec p_i pokrywa prefiksy wzorca p_j (gdzie $i < j$), gdy istnieje słowo $w \in L(p_j)$ takie, że:

$$\exists u, v \in \Sigma^* : w = uv \wedge u \in L(p_i)$$

Innymi słowy, wcześniejszy wzorzec akceptuje prefiks słowa akceptowanego przez późniejszy wzorzec.

Przykład: jeśli zdefiniowano $LT = <$ oraz $LE = <=$, to wzorzec $<$ akceptuje prefiks $<$ słowa $<=$. Lekser dopasuje znak $<$ jako token **LT**, pozostawiając znak $=$ jako nierozpoznany, co skutkuje błędem leksykalnym zamiast poprawnego rozpoznania tokenu **LE**.

Implementacja algorytmu walidacji

Algorytm walidacji wykorzystuje bibliotekę **dregex** [55], która implementuje działania na językach regularnych i umożliwia sprawdzanie relacji zawierania między wyrażeniami regularnymi.

Algorytm przebiega w następujących krokach:

1. **Rozszerzenie wzorców o sufiksowe dopełnienie:** Każdy wzorzec p jest transformowany do postaci $p \cdot \Sigma^*$ (w notacji wyrażeń regularnych: $p \cdot *$), co umożliwia wykrywanie pokrycia prefiksów. Wzorzec p' pokrywa prefiksy p wtedy i tylko wtedy, gdy $L(p) \subseteq L(p' \cdot \Sigma^*)$.
2. **Kompilacja wzorców:** Wszystkie rozszerzone wzorce są kompilowane do wewnętrznej reprezentacji biblioteki **dregex**, która konstruuje strukturę danych umożliwiającą efektywne sprawdzanie relacji podzbioru.
3. **Weryfikacja par wzorców:** Dla każdej pary (i, j) takiej, że $i < j$, algorytm sprawdza, czy:

$$L(p_j \cdot \Sigma^*) \subseteq L(p_i \cdot \Sigma^*)$$

co odpowiada zarówno subsumpcji, jak i pokryciu prefiksów.

4. **Generacja komunikatów diagnostycznych:** Dla każdej pary naruszającej warunek algorytm generuje komunikat:

Pattern **<p_j>** is shadowed by **<p_i>**

Integracja z procesem kompilacji

Moduł **RegexChecker** jest wywoływany w fazie ekspansji makra **lexer**, przed generacją kodu leksera. Wykrycie któregośkolwiek konfliktu powoduje przerwanie kompilacji z czytelnym komunikatem diagnostycznym, dzięki czemu błędy konfiguracji są eliminowane przed czasem wykonania programu. Podejście to jest zgodne z zasadą *fail-fast* w inżynierii oprogramowania oraz filozofią języka Scala polegającą na maksymalnym wykorzystaniu systemu typów i walidacji w czasie kompilacji.

Rozdział 5

Algorytmy analizy składniowej

5.1. Teoretyczne podstawy działania parserów

Analizator składniowy przekształca strumień tokenów w strukturę danych (zazwyczaj drzewo składniowe), rozstrzygając zgodność wejścia z zadeklarowaną gramatyką. Klasyczne podejścia opierają się na automatach ze stosem (PDA, ang. *pushdown automaton*) [56] oraz na algorytmach predykcyjnych [57] lub analizie przesuwająco-redukcyjnej [58].

5.1.1. Gramatyki bezkontekstowe i klasy parserów

Gramatyka bezkontekstowa (CFG) definiowana jest poprzez nieterminale, terminale (tokeny), symbol startowy oraz zbiór produkcji. Wśród klas parserów wyróżnia się dwie główne:

- **LL(k)** (ang. *Left-to-right, Leftmost derivation*) [59]—parsery zstępujące, predykcyjne: konstruuja lewostronne wyprowadzenia, wybierając produkcje na podstawie prefiksu wejścia (ang. *lookahead*). Wymuszają ograniczenia na gramatykę: brak lewostronnej rekurencji oraz niekolidujące zbiory **FIRST/FOLLOW**.
- **LR(k)** (ang. *Left-to-right, Rightmost derivation*) [60]—parsery wstępujące, przesuwająco-redukcyjne: rekonstruuja prawostronne wyprowadzenia wstecz, operując na stosie stanów automatu LR. Obsługują szerszą klasę gramatyk, w tym zawierające lewostronną rekurencję.

5.1.2. Modelowanie automatu z stosem

Parser można sformalizować jako deterministyczny automat ze stosem (PDA): stan określa aktualną pozycję w tabelach parsera, stos przechowuje nieterminale i stany pośrednie, a wejście dostarcza sekwencję tokenów. Przejścia realizują dwie operacje: *shift* (przesunięcie tokenu na stos) oraz *reduce* (zastąpienie prawej strony produkcji nieterminalem i przejście do nowego stanu).

5.1.3. Tabele sterujące

Parsery tabelowe (LL i LR) charakteryzują się stałą złożonością czasową na każdy token [61]. Tabela akcji parsera LR mapuje parę (stan, prefiks wejścia) na akcję: *shift*, *re-*

duce, *accept*, lub *error*. Tabela **goto** określa przejścia po redukcjach do nowych stanów. W parserach LL analogiczną rolę spełnia tabela predykcji (nieterminal \times prefiks wejścia \rightarrow produkcja) [59].

5.1.4. Rozstrzyganie konfliktów

Konflikty *shift/reduce* i *reduce/reduce* pojawiają się, gdy tabela parsera byłaby nie-deterministyczna (wielokrotny wpis dla tej samej pary stan-prefiks wejścia). Rozwiązania tradycyjne obejmują zmianę gramatyki lub zwiększenie prefiksu wejścia [62]. W parserach LL problemy wynikają typowo z lewostronnej rekurencji i wspólnych prefiksów (wymagająca lewostronnej faktoryzacji). W parserach LR konflikty często biorą się ze zbliżonych prefiksów wielu produkcji (np. [translate:**if--then**] vs. [translate:**if--then--else**]) oraz z niejednoznaczności wyrażeń arytmetycznych [59].

5.2. Dobór klasy parsera w systemie ALPACA

System ALPACA generuje parsery klasy LR(1)—deterministyczne analizatory wykorzystujące pełny jednoelementowy zbiór prefiksów wejścia oraz kanoniczne stany LR. Wybór ten łączy wysoką moc wyrazu gramatyk (obsługa lewostronnej rekurencji, złożonych struktur składniowych) z przewidywalnym zachowaniem i stabilną wydajnością parsowania.

5.2.1. Zalety podejścia LR(1) w ALPACA

- LR(1) obsługuje istotnie więcej konstrukcji niż LL(k) i eliminuje konieczność wymuszonych przekształceń gramatyki (eliminacji lewej rekurencji, agresywnej lewostronnej faktoryzacji). Specyfikacja pozostaje zbliżona do naturalnej formy języka.
- Pełny zbiór prefiksów wejścia eliminuje konflikty typowe dla SLR i LALR wynikające z nadmiernie szerokich zbiorów **FOLLOW**. W rezultacie specyfikacja wymaga mniej manualnych deklaracji rozwiązywania konfliktów.
- Stany LR(1) jawnie wskazują, jaki token był oczekiwany w danym miejscu. Informacja ta umożliwia generowanie precyzyjnych komunikatów błędów składniowych z kontekstem.
- Każdy krok parsera to pojedynczy dostęp do tabeli akcji (operacja *shift/reduce*), gwarantując liniową złożoność czasową względem długości wejścia.
- Każda redukcja LR(1) jednoznacznie odpowiada konkretnej produkcji i ma dostęp do wszystkich terminali ją tworzących. Akcje semantyczne mogą zatem bezpośrednio konstruować węzły drzewa składni abstrakcyjnej.

5.2.2. Koszty i ograniczenia

- Kanoniczne LR(1) może generować znacznie więcej stanów niż uproszczone warianty (SLR, LALR), co wpływa na rozmiar tabeli akcji.

- Obliczanie zbiorów domknięcia (ang. *closure*) i przejść (ang. *goto*) dla LR(1) wymaga więcej obliczeń niż w uproszczonych wariantach, wpływając na czas kompilacji oraz rozmiar generatora [63].
- Parser jest deterministyczny na poziomie składniowym, lecz wciąż muszą zostać rozwiązane niejednoznaczności (np. [translate:dangling else]) poprzez jawne reguły precedencji operatorów.
- Choć klasa jest szeroka, nadal istnieją konstrukcje wymagające przekształceń w celu dopasowania do ograniczeń LR(1).

5.3. Konstrukcja tabel parsera LR(1) w ALPACA

Generowanie parsera LR(1) w ALPACA stanowi sekwencję algorytmów realizowanych w czasie kompilacji. Poniżej opisano, etap po etapie, transformację deklaratywnej specyfikacji gramatyki w deterministyczną tabelę akcji.

5.3.1. Wyznaczanie zbiorów FIRST

Na podstawie produkcji obliczany jest zbiór **FirstSet** (iteracyjnie do osiągnięcia punktu stałego) [64]. **FirstSet**[N] zawiera wszystkie możliwe terminale, które mogą pojawić się na początku wyprowadzenia z nieterminala N.

Algorytm iteruje po wszystkich produkcjach, dodając:

- Pierwszy terminal z prawej strony produkcji.
- W przypadku nieterminala—wszystkie terminale ze zbioru **FIRST** tego nieterminala (z wyjątkiem symbolu pustego ϵ). Jeśli nieterminal może generować ϵ , algorytm kontynuuje do kolejnych symboli produkcji.
- Symbol ϵ dla produkcji mogących generować pusty ciąg.

Pętla powtarza się do osiągnięcia punktu stałego (kiedy **FIRST** przestają się zmieniać).

```

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

```



```

17     case Production.Empty(lhs) =>
18         firstSet.updated(lhs, firstSet(lhs) + Symbol.Empty)
19     }

```

Listing 5.1: Implementacja metody obliczającej zbiory FIRST

5.3.2. Budowa automatów LR(1)

Stan początkowy to domknięcie elementu $S' \rightarrow \bullet \text{ root}, \$$, gdzie S' jest generowanym symbolem startowym, root jest symbolem startowym gramatyki, a $\$$ reprezentuje koniec wejścia. Kolejne stany konstruowane są klasycznym schematem *closure/goto* [65] i deduplikowane, aby otrzymać deterministyczny automat LR(1).

Funkcja **closure**

Dla elementu zawierającego nieterminal po kropce ($A \rightarrow \alpha \bullet B \beta, a$), funkcja **closure** realizuje następujące kroki:

- Oblicza zbiór możliwych prefiksów wejścia: $FIRST(\beta a) = FIRST(\beta)$ bez ϵ , a jeśli $\epsilon \in FIRST(\beta)$, dodaje także a .
- Dla każdego prefiksu wejścia x dodaje elementy $B \rightarrow \bullet \gamma, x$ dla wszystkich produkcji $B \rightarrow \gamma$.
- Rekurencyjnie domyka nowo dodane elementy, kontynuując proces, dopóki nie staną dodane nowe produkcje (punkt stały domknięcia).

W rezultacie stan zawiera pełny zbiór przewidywań dla wszystkich nieterminali, które mogą pojawić się w tej pozycji.

```

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** realizuje przesunięcie kropki we wszystkich elementach zawierających ten symbol, a następnie stosuje **closure** do wyniku, korzystając z wcześniej obliczonych 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 LR(1)

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

- Domknięcie elementu $S' \rightarrow \cdot \text{root}, \$$ tworzy stan 0 (stan początkowy automatu).
- Dla każdego stanu zbierane są symbole, które mogą pojawić się po kropce. Dla każdego takiego symbolu obliczany jest stan docelowy za pomocą funkcji **goto**. Jeśli stan docelowy już istnieje, do tabeli akcji dodawana jest akcja *shift* do jego ID; w przeciwnym razie stan otrzymuje nowe ID, zostaje dodany do listy stanów, a *shift* wskazuje na nowy stan.
- Elementy z kropką na końcu produkcji (produkcja całkowicie rozpoznana) dodają akcje *reduce* dla swoich prefiksów wejścia. Specjalny element $S' \rightarrow \text{root} \cdot, \$$ generuje akcję *accept* dla symbolu $\$$.
- Algorytm powtarza powyższe kroki dla wszystkich wygenerowanych stanów. Identyczne zestawy elementów nie tworzą nowych stanów, gwarantując, że automat pozostaje deterministyczny i skończony.

```

1 var currStateId = 0
2
3 val initialState =
4     closure(
5         State.empty,
6         productions.find(_.lhs == parser.Symbol.Start).get.toItem(),
7         // S' -> · 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.sizeIs > currStateId do
16   val 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   // śprzejcia shift (goto)
23   for stepSymbol <- currState.possibleSteps do
24     val 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 przechowywane w posortowanych zbiorach strukturalnych, dzięki czemu są porównywane na podstawie zawartości (nie referencji), co umożliwia naturalną deduplikację.

5.3.3. Rozwiązywanie konfliktów parsera

Podczas konstrukcji tabel parsera LR(1) mogą wystąpić sytuacje, w których dla tej samej pary (stan, symbol) istnieje więcej niż jedna możliwa akcja—konflikty *shift/reduce* lub *reduce/reduce*. W takich przypadkach parser musi posiadać mechanizm rozstrzygania, która akcja ma pierwszeństwo.

Podstawowy mechanizm precedencji

ALPACA implementuje system deklaratywnej precedencji oparty na relacjach pierwszeństwa między produkcjami i tokenami. Użytkownik definiuje zbiór reguł precedencji, z których każda wskazuje, że dana produkcja lub token ma pierwszeństwo nad inną produkcją lub tokenem. Te reguły są przechowywane w tabeli rozwiązywania konfliktów (ang. *conflict resolution table*)—strukturze mapującej każdy klucz (produkcja lub nazwa tokenu) na zbiór kluczy, nad którymi ma on pierwszeństwo.

Algorytm rozstrzygania konfliktu Podczas budowy tabeli parsera, gdy algorytm napotyka konflikt między akcjami a_1 i a_2 :

1. Sprawdź, czy a_1 poprzedza a_2
2. Jeśli nie, sprawdź czy a_2 poprzedza a_1

3. Jeśli brak relacji precedencji, zgłoś błąd kompilacji z komunikatem diagnostycznym

W przypadku braku reguły precedencji kompilator rzuca wyjątek zawierający:

- Opis konfliktu (shift/reduce lub reduce/reduce)
- Symbol wywołujący konflikt
- Ścieżkę w gramatyce prowadzącą do konfliktu
- Sugestię użycia mechanizmu **before/after**

Przechodność przez rozwinięcie grafu relacji

Kluczowym udoskonaleniem systemu jest automatyczne zapewnienie przechodności relacji precedencji. Zamiast wymagać od użytkownika jawnego zdefiniowania wszystkich par relacji (co byłoby uciążliwe przy większych gramatykach), ALPACA traktuje reguły precedencji jako graf skierowany. Relacja między dwoma kluczami jest uznawana za istniejącą, jeśli istnieje między nimi ścieżka w grafie. Gdy parser próbuje rozstrzygnąć konflikt między akcjami a_1 i a_2 , system wykonuje przeszukiwanie grafu w głąb (ang. *depth-first search*, DFS). Jeśli w trakcie przeszukiwania odnajdzie ścieżkę między akcjami, oznacza to, że istnieje (bezpośrednia lub przechodnia) precedencja między nimi. Algorytm śledzi odwiedzone węzły, aby uniknąć zapętlenia podczas przeszukiwania.

Dzięki temu rozwiązaniu użytkownik może zadeklarować jedynie podstawowe reguły precedencji (np. *mnożenie* $>$ *dodawanie*), a system automatycznie wyprowadzi wszystkie implikacje przechodnie. Podejście to drastycznie redukuje liczbę deklaracji wymaganych od użytkownika, zachowując przy tym pełną kontrolę nad rozwiązywaniem konfliktów.

Przykład Dla gramatyki wyrażeń arytmetycznych z reguł:

pow \prec **mul**
mul \prec **add**

system automatycznie wyprowadza **pow** \prec **add** poprzez ścieżkę **pow** \rightarrow **mul** \rightarrow **add**.

Dzięki temu użytkownik definiuje jedynie $n - 1$ reguł dla n poziomów precedencji (zamiast $\binom{n}{2}$ reguł bez przechodności).

```

1 def getHigherPrecedenceAction(first: ParseAction, second: ParseAction):
2   Option[ParseAction] = {
3     def winsOver(first: ParseAction, second: ParseAction):
4       Option[ParseAction] = {
5         @tailrec
6         def loop(queue: List[ParseAction], visited: Set[ParseAction]):
7           Option[ParseAction] = queue match
8             case Nil => None
9             case `second` :: _ => Some(first)
10            case head :: tail =>
11              val current = table.getOrElse(head, Set.empty)
12              val neighbors = current.diff(visited)
13              loop(tail ++ neighbors, visited + head)
14
15        loop(List(first), Set())
16      }
17   }

```

```

14
15 winsOver(first, second) orElse winsOver(second, first)
16 }

```

Listing 5.5: Implementacja rozwiązywania konfliktów z przechodnością

Weryfikacja acykliczności w czasie kompilacji

Istotnym wymogiem poprawności systemu precedencji jest brak cykli w grafie relacji. Obecność cyklu oznaczałaby niespójność, w której produkcja A miałaby pierwszeństwo nad B , B nad C , a jednocześnie C nad A —sytuację nie do rozstrzygnięcia.

ALPACA weryfikuje acykliczność grafu precedencji w czasie kompilacji za pomocą algorytmu DFS z kolorowaniem węzłów [66]. Każdy węzeł może znajdować się w jednym z trzech stanów:

- **Unvisited** — węzeł jeszcze nieodwiedzony
- **Visited** — węzeł w trakcie eksploracji, znajduje się na aktualnej ścieżce DFS
- **Processed** — węzeł całkowicie przetworzony, wszystkie jego następniki zostały sprawdzone

```

1 def verifyNoConflicts(): Unit = {
2   enum VisitState:
3     case Unvisited, Visited, Processed
4
5   enum Action:
6     case Enter(node: ConflictKey, path: List[ConflictKey] = Nil)
7     case Leave(node: ConflictKey)
8
9   val visited = mutable.Map.empty[ConflictKey,
10    VisitState].withDefaultValue(VisitState.Unvisited)
11
12   @tailrec
13   def loop(stack: List[Action]): Unit = stack match
14
15     case Nil => // Done
16
17     case Action.Leave(node) :: rest =>
18       visited(node) = VisitState.Processed
19       loop(rest)
20
21     case Action.Enter(node, path) :: rest =>
22       visited(node) match
23         case VisitState.Processed => loop(rest)
24         case VisitState.Visited => throw InconsistentConflictResolution()
25         case VisitState.Unvisited =>
26           visited(node) = VisitState.Visited
27           val neighbors = table.getOrElse(node,
28             Set.empty).map(Action.Enter(_, node :: path))
29           loop(neighbors ::: List(Action.Leave(node)) :: rest)
30
31   for node <- table.keys do loop(Action.Enter(node) :: Nil)
32 }

```

Listing 5.6: Implementacja weryfikacji acykliczności grafu precedencji

Kluczowe właściwości

- Jeśli algorytm zakończy się bez wyjątku, graf jest acykliczny (DAG)
- Każdy cykl zostanie wykryty
- Każdy węzeł i krawędź odwiedzane dokładnie raz — Złożoność czasowa $O(|V| + |E|)$

Jeśli algorytm napotka węzeł w stanie **Visited** podczas eksploracji, oznacza to wykrycie cyklu. Kompilator rzuca wyjątek **InconsistentConflictResolution** zawierający:

- Węzeł gdzie wykryto cykl
- Ścieżkę prowadzącą do cyklu
- Pełny cykl
- Sugestię rewizji reguł **before/after**

Przykładowy komunikat:

```
Inconsistent conflict resolution detected:
Reduction(sub) before Shift(*) before Reduction(sub)
There are elements being both before and after Reduction(sub)
at the same time.
Consider revising the before/after rules to eliminate cycles
```

Weryfikacja ta zapewnia, że wszelkie błędy w deklaracjach precedencji są wykrywane na etapie kompilacji gramatyki, eliminując możliwość nieokreślonego zachowania parsera w czasie wykonania. Jest to kluczowy element zasady *fail-fast*, która maksymalizuje bezpieczeństwo i przewidywalność systemu.

Rozdział 6

Organizacja pracy

Rozdział przedstawia metodykę realizacji projektu dyplomowego *ALPACA*, jego charakter, podział obowiązków pomiędzy członkami zespołu, organizację prac oraz zastosowane techniki inżynierskie. Szczególny nacisk położono na charakterystykę procesu twórczego, narzędzia wspierające współpracę zespołową oraz strategię walidacji implementacji.

6.1. Charakterystyka projektu i sposób realizacji

6.1.1. Typ projektu

Projekt *ALPACA* ma charakter **badawczo-rozwojowy** i łączy elementy badań teoretycznych z praktyczną implementacją. Podstawowe wymaganie projektu, polegające na implementacji narzędzia umożliwiającego generowanie analizatorów leksykalnych i składniowych w fazie kompilacji przy pełnym wsparciu środowiska IDE, zostało jedynie częściowo sprecyzowane na etapie początkowym. W dalszych etapach realizacji specyfikacja była doprecyzowywana w sposób iteracyjny, na podstawie wyników eksperymentów oraz analizy ograniczeń technicznych.

W pierwszym semestrze zrealizowano fazę eksploracyjno-prototypową, obejmującą analizę możliwości metaprogramowania w Scali 3, prototypowanie mechanizmów generacji leksera i parsera oraz identyfikację ograniczeń technicznych platformy JVM. W drugim semestrze zrealizowano fazę wdrożeniowo-optymalizacyjną, skoncentrowaną na utrwaleniu wybranych rozwiązań, rozszerzeniu funkcjonalności systemu oraz poprawie jakości i wydajności kodu.

6.2. Zespół i podział obowiązków

6.2.1. Osoby w projekcie i ich role

Projekt realizowany był przez zespół dwóch osób o jasno zdefiniowanych rolach.

Bartosz Buczek (dalej: BB) był odpowiedzialny przede wszystkim za implementację algorytmów analizy leksykalnej i składniowej, opracowanie mechanizmu rozwiązywania konfliktów gramatycznych oraz przygotowanie testów wydajnościowych.

Bartłomiej Kozak (dalej: BK) odpowiadał za implementację języka dziedzinowego (DSL) systemu *ALPACA* z wykorzystaniem metaprogramowania w Scali 3, generację tabel parsowania w fazie kompilacji, projektowanie zaawansowanych mechanizmów systemu typów oraz opracowanie dokumentacji.

6.2.2. Podział prac na główne zadania

Projekt podzielono na następujące obszary funkcjonalne, z przypisaniem głównych odpowiedzialności.

System leksykalny

Zakres:

- Implementacja makra **lexer** transformującego deklaratywne reguły tokenizacji w kod proceduralny. (BK)
- Projektowanie interfejsu DSL opartego na funkcjach częściowych. (BB, BK)
- Integracja z wyrażeniami regularnymi biblioteki standardowej Scali. (BB)
- Definiowanie typów rafinowanych dla tokenów. (BK)
- Obsługa ignorowanych reguł leksykalnych. (BB)
- Obsługa kontekstu w lekserze. (BB, BK)
- Diagnostyka błędów leksykalnych. (BB, BK)

Artefakty:

- Moduł `alpaca.lexer`
- Klasy: `LexerDefinition`, `Tokenization[Ctx]`, `DefinedToken`
- Makra: `lexer` oraz narzędzia pomocnicze (`CompileNameAndPattern`, `ReplaceRefs`)

System parserów

Zakres:

- Implementacja algorytmów konstrukcji stanów LR(1) w fazie kompilacji. (BB, BK)
- Generacja tabel parsowania (tabela akcji, tabela **goto**). (BB)
- Transformacja akcji semantycznych z kontekstu definicji do wygenerowanych tabel. (BK)
- Obsługa ograniczeń JVM (fragmentacja metod, limit rozmiaru). (BK)
- Deklaratywne rozwiązywanie konfliktów *shift-reduce* i *reduce-reduce*. (BB, BK)
- Obsługa kontekstu w parserze. (BB, BK)

- Diagnostyka błędów składniowych. (BB, BK)

Artefakty:

- Moduł `alpaca.parser`
- Klasy: `Parser[Ctx]`, `Rule[R]`, `ParseTable`, `ActionTable`
- Makra: `createTables`

Infrastruktura i narzędzia pomocnicze

Zakres:

- Implementacja pomocniczych klas i makr, m.in. `Empty[T]`, `ReplaceRefs`, `CreateLambda`, `Copyable[T]`. (BK)
- Przygotowanie systemu testów jednostkowych i integracyjnych. (BB)
- Konfiguracja procesu budowania projektu (system `mill`). (BK)
- Dokumentacja techniczna. (BB, BK)

Dokumentacja pracy dyplomowej

Zakres:

- Cel pracy i wizja projektu. (BB, BK)
- Metaprogramowanie w Scali 3. (BK)
- Implementacja. (BK)
- Algorytmy analizy leksykalnej. (BB)
- Algorytmy analizy składniowej. (BB)
- TODO (BB)
- Organizacja pracy. (BK)

6.2.3. Współpraca między członkami zespołu

Pomimo wyraźnego podziału obowiązków, współpraca między członkami zespołu miała charakter ścisły i ciągły. Każdy pull request do repozytorium był poddawany przeglądowi kodu przez drugiego członka zespołu przed włączeniem zmian do głównej gałęzi. Zadania rejestrowano w postaci zgłoszeń *GitHub Issues* i organizowano na tablicy Kanban[`alpaca-project`], a kamienie milowe wraz z terminami realizacji definiowano i monitorowano z wykorzystaniem mechanizmu GitHub Milestones[`alpaca-milestones`]. Wspólnie projektowano interfejsy między modułami (między innymi interfejs `Token` oraz parametryzację `Ctx`) oraz rozwiązywano problemy techniczne wymagające wiedzy o różnych komponentach systemu. Prace prowadzono z wykorzystaniem systemu kontroli wersji Git.

6.3. Organizacja prac i wykorzystane narzędzia

6.3.1. Komunikacja zespołowa

Spotkania regularne

- Spotkania zespołu odbywały się w interwałach 2–3-dniowych, głównie w formie asynchronicznej z wykorzystaniem komunikatorów.
- Sesje debugowania organizowano w miarę potrzeby, w sytuacjach wymagających jednoczesnej pracy obu członków zespołu.
- Burze mózgów, m.in. dotyczące projektowania DSL, realizowano w formie spotkań ad hoc.

Kanały komunikacji

Komunikacja zespołu opierała się na kilku komplementarnych kanałach:

- **GitHub Issues i Pull Requests** — główne narzędzie do dyskusji nad kodem, proponowania zmian oraz rejestrowania błędów.
- **Signal** — kanał komunikacji tekstowej dla szybkich pytań oraz wymiany odnośników i materiałów.
- **Spotkania osobiste** — wykorzystywane przede wszystkim do omówień strategicznych i podejmowania decyzji architektonicznych.

Ustalanie kamieni milowych

Podział prac na etapy został sformalizowany poprzez zdefiniowanie pięciu kamieni milowych (ang. *milestones*), każdego powiązanego z wyraźnym terminem i katalogiem zadań. Kamienie milowe pozwoliły zespołowi na śledzenie postępów, priorytetyzowanie prac oraz szybkie identyfikowanie zagrożeń dla harmonogramu.

Każdy kamień milowy zawierał listę zgłoszeń (ang. *issues*) reprezentujących konkretne zadania (implementacja funkcji, dokumentacja, testy). Postęp mierzono poprzez stosunek zamkniętych zgłoszeń do całkowitej liczby planowanych zadań, co umożliwiało szybką ocenę stanu rzeczywistego realizacji w stosunku do pierwotnego planu.

Strukturę kamieni milowych oraz postępy realizacji przedstawiono w tabel [6.1](#).

Postęp realizacji wskazuje, że zespół pomyślnie ukończył pierwsze dwa kamienie milowe w wyznaczonym terminie, trzecia faza (Stretch Goals) była realizowana równolegle i bieżąco, czwarta faza wymagała intensywniejszych wysiłków na ostatnim etapie projektu, natomiast piąta faza (Thesis) była finalizowana w ostatnich tygodniach przed terminem oddania pracy dyplomowej.

6.3.2. Narzędzia programistyczne i CI/CD

System kontroli wersji

Git i GitHub

Całość projektu hostowana jest na platformie GitHub[[alpaca-github](#)].

Kamień milowy	Opis	Termin	Postęp
MVP	Implementacja podstawowych funkcjonalności leksera i parsera, minimalne działające rozwiązanie.	30 września 2025	15/15
Core Features	Rozszerzenie funkcjonalności.	31 października 2025	22/25
Stretch Goals	Funkcjonalności dodatkowe (optymalizacje, rozszerzona diagnostyka błędów, dodatkowe przykłady)	brak ustalonego terminu	21/30
Testing & Benchmarking	Kompleksowe testowanie (testy integracyjne, benchmarki wydajności, walidacja gramatyk)	30 listopada 2025	2/5
Thesis	Finalizacja rozprawy dyplomowej (pisanie rozdziałów, bibliografia, ostateczna redakcja)	15 grudnia 2025	12/13

Tabela 6.1: Kamienie milowe projektu *ALPACA* i postęp ich realizacji

Narzędzie do budowania — **mill 1.x**

Konfiguracja w pliku **build.mill** definiuje zależności, wersję kompilatora Scali (3.8.0) oraz dodatkowe pluginy. Typowe polecenia obejmują **mill compile**, **mill test** oraz **mill run**. Średni czas kompilacji projektu wynosi około 45 sekund (w tym około 35 sekund na uruchomienie testów).

Weryfikacja jakości

Weryfikacja jakości kodu odbywała się z wykorzystaniem narzędzia Scalafmt, zapewniającego automatyczne formatowanie kodu do spójnego stylu. Konfigurację utrzymywano w pliku **.scalafmt.conf**.

Dodatkowo projekt kompiluje się bez ostrzeżeń przy włączonych zaostrzonych opcjach kompilatora, takich jak **-Xfatal-warnings** (traktowanie ostrzeżeń jako błędów) czy **-Ycheck:macros** (dodatkowa weryfikacja poprawności makr).

Testowanie

Wykorzystano framework testowy **ScalaTest**, który umożliwił przygotowanie testów jednostkowych dla modułów leksera i parsera, a także testów integracyjnych dla pełnych przykładów (parser wyrażeń arytmetycznych, parser uproszczonego formatu JSON). Testy uruchamiano poleceniem **mill test**. Pokrycie testami obejmuje główne ścieżki wykonania i przypadki brzegowe.

Testowanie systemów opartych na makrach kompilacyjnych stanowi szczególne wyzwanie, ponieważ makra wykonywane są w fazie kompilacji, a błędy mogą ujawniać się dopiero na poziomie wygenerowanego kodu. W projekcie zastosowano zarówno testy pozytywne, weryfikujące poprawną kompilację oraz semantykę wygenerowanego kodu, jak i testy negatywne, sprawdzające poprawne odrzucanie niepoprawnych definicji z odpowiednimi komunikatami diagnostycznymi. Dodatkowo przygotowano testy wydajnościowe oraz scenariusze integracyjne typu end-to-end (obejmujące jednocześnie lekser i parser), aby ocenić zachowanie systemu w warunkach zbliżonych do rzeczywistego użycia.

Continuous Integration z wykorzystaniem GitHub Actions

Każde wypchnięcie zmian do repozytorium uruchamia przepływ pracy CI, obejmujący kompilację projektu, uruchomienie testów, weryfikację formatowania kodu (Scalafmt) oraz prezentację statusu tych kroków na pull requestach przed ich połączeniem z głównym branchem.

6.3.3. Dokumentacja

Dokumentacja w kodzie

Każda publiczna klasa, funkcja oraz makro opatrzone są komentarzami Scaladoc. Komentarze dokumentują cel, parametry, wartości zwracane oraz przykładowe scenariusze użycia. Złożone implementacje (np. algorytm LR(1)) uzupełniono o komentarze liniowe objaśniające kluczowe fragmenty logiki.

README i dokumentacja

README.md zawiera instrukcje instalacji, przykłady użycia oraz zarys architektury systemu.

GitHub Pages hostuje bardziej szczegółową dokumentację, poradniki oraz sekcję FAQ[alpaca-docs].

Praca dyplomowa (LaTeX)

Praca została przygotowana w systemie składu $\text{L}^{\text{A}}\text{T}_{\text{E}}\text{X}$ z wykorzystaniem szablonu AGH (aghengthesis). Treść została podzielona na rozdziały w oddzielnych plikach (m.in. **introduction.tex**, **metaprogramming.tex**, **implementation.tex**). Bibliografię przygotowano w formacie Bib $\text{L}^{\text{A}}\text{T}_{\text{E}}\text{X}$ (**bibliografia.bib**) z odwołaniami do literatury naukowej oraz dokumentacji technicznej.

6.4. Zastosowane techniki i praktyki inżynierskie

6.4.1. Metodologia wytwarzania oprogramowania

Iteracyjne podejście do projektowania

Projekt nie posiadał sztywnej, kompletnej specyfikacji funkcjonalnej na etapie początkowym. Projektowanie przebiegało iteracyjnie, zgodnie z następującym schematem:

1. **Prototypowanie** — szybkie eksperymentowanie z różnymi podejściami.
2. **Ewaluacja** — ocena wydajności, przydatności oraz spójności otrzymanych rozwiązań.
3. **Udoskonalanie** — ulepszanie wybranych podejść.
4. **Integracja** — łączenie poszczególnych komponentów w spójny system.

Test-Driven Development (TDD) — częściowe zastosowanie

Dla modułów o jasno zdefiniowanych specyfikacjach (np. funkcji `computeFirstSet`) testy przygotowywano przed implementacją, zgodnie z podejściem Test-Driven Development. Dla komponentów o charakterze eksploracyjnym (np. mechanizmów generacji klas w makrach) testy opracowywano po ustabilizowaniu implementacji. Praktyka ta była szczególnie przydatna do ujawniania problemów w interfejsach pomiędzy modułami.

Refaktoryzacja

Regularnie przeprowadzano refaktoryzacje w celu poprawy czytelności, jakości oraz efektywności kodu. Uzasadnione zmiany refaktoryzacyjne dokumentowano w dedykowanej sekcji Pull Requesta. Wykorzystywano narzędzia wspomagające refaktoryzację (m.in. Scalafix).

Code Review i Pair Programming

Każdy Pull Request był recenzowany przez drugiego członka zespołu przed połączeniem z głównym branchem. W przypadku zagadnień o szczególnie złożonym charakterze zastosowano sesje wspólnego programowania (ang. *Pair Programming*). Spotkania poświęcone przeglądowi kodu odbywały się 2–3 razy w tygodniu, zwykle przez 30–60 minut.

Zgłoszenia i planowanie

Podczas cyklicznych spotkań omawiano priorytety oraz wybierano kolejne zgłoszenia (ang. *issues*) do realizacji. W procesie planowania wykorzystywano elementy techniki Planning Game (Gra Planistyczna), ustalając zakres prac w oparciu o szacowaną złożoność i wartość poszczególnych zadań. Backlog utrzymywano w postaci zgłoszeń *GitHub Issues*.

6.4.2. Praktyki specyficzne dla metaprogramowania

Obliczenia wieloetapowe (ang. *Staged Computation*)

Świadomie rozróżniano obliczenia wykonywane na etapie kompilacji i na etapie wykonania. Maksymalizowano zakres obliczeń przeniesionych do etapu kompilacji (m.in. generacja tabel LR(1), kompilacja wyrażeń regularnych). Minimalizowano nakład obliczeń w fazie wykonania, co pozwoliło uzyskać wysoką wydajność uruchomieniową.

Walidacja w fazie kompilacji (Validation at Compile-Time)

Walidowano gramatyki już na etapie kompilacji (m.in. wykrywanie konfliktów LR, niepoprawnej składni). Walidowano wyrażenia regularne w definicjach leksera. Stosowano zasadę szybkiego zwrotu błędu (ang. *fail-fast*) — preferowano odrzucanie niepoprawnych danych na etapie kompilacji zamiast zgłaszania błędów dopiero w czasie wykonania.

6.4.3. Praktyki DevOps

Continuous Integration

GitHub Actions automatyzowało kompilację, uruchamianie testów oraz weryfikację formatowania kodu przy każdym wypchnięciu zmian. Zastosowano reguły ochrony gałęzi (ang. *branch protection rules*), wymagające pozytywnego wyniku wszystkich testów przed połączeniem zmian z głównym branchem.

Zarządzanie artefaktami (Artifact Management)

Wersje rozwojowe (SNAPSHOT) i stabilne wydania są publikowane w repozytorium Maven Central.

6.5. Przebieg prac — harmonogram i iteracje

6.5.1. Szczegółowa oś czasu i przebieg prac

Praca ALPACA realizowana była przez 27 tygodni, obejmujących dwa semestry akademickie. Szczegółowy przebieg oraz liczba zmian w poszczególnych etapach dokumentowane były poprzez system kontroli wersji, umożliwiając śledzenie postępów na poziomie pojedynczych zmian.

W toku realizacji projektu zebrano 216 commitów (zmian w kodzie), z których średnio przypadało 19,6 zmian na tydzień. Tabela 6.2 prezentuje podział prac na etapy wraz z kluczowymi osiągnięciami i liczbą zmian wprowadzonych w każdym okresie.

Charakterystyka poszczególnych etapów

Faza eksploracyjna (tygodnie 1–14) Pierwsza połowa prac skupiała się na zdobyciu doświadczenia z metaprogramowaniem w Scali 3 oraz eksperymentowaniem z różnymi podejściami do generacji leksera. W tym okresie zespół zebrał 55 commitów, co wskazuje na intensywne prototypowanie i ciągłe eksperymentowanie. Szczególnie intensywny okazał

Etap	Okres czasowy	Kluczowa aktywność
Inicjalizacja	19 kwietnia 2025	Konfiguracja repozytorium, system budowania Mill
Semestr 1 — Eksploracja i prototypowanie (tygodnie 1–14)		
Tydzień 1–3	22–27 lipca	Podstawy teoretyczne, pierwsze makra, API metaprogramowania
Tydzień 4–6	27 lipca–6 sierpnia	Eksperymentowanie: DFA vs. wyrażenia regularne, framework testowy
Tydzień 7–10	6–25 sierpnia	Szkic algorytmu LR(1), infrastruktura testowa, integracja
Tydzień 11–14	25 września–6 października	Identyfikacja ograniczeń JVM, planowanie semestr 2
Semestr 2 — Implementacja i optymalizacja (tygodnie 15–27)		
Tydzień 15–17	13 października–30 listopada	Moduł leksera, typy rafinowane, interfejs DSL
Tydzień 18–20	30 października–20 listopada	Generator parserów LR(1), obsługa ograniczeń JVM
Tydzień 21–23	20–27 listopada	Integracja leksera i parsera, akcje semantyczne
Tydzień 24–25	27 listopada–5 grudnia	Optymalizacja wydajności, poprawa diagnostyki błędów
Tydzień 26–27	6–15 grudnia	Finalizacja rozprawy dyplomowej, ostateczne poprawki

Tabela 6.2: Szczegółowa oś czasu projektu ALPACA z liczbą zmian (commitów) w poszczególnych etapach

się okres tygodni 11–14 (20 commitów), kiedy zidentyfikowano ograniczenia platformy JVM i opracowywano strategię ich obejścia.

Faza wdrożeniowa (tygodnie 15–25) Druga część projektu cechowała się szybszym tempem zmian (130 commitów), co odzwierciedlało przejście z fazy eksploracji na implementację. Szczególnie dynamiczny był okres tygodni 15–17 (45 commitów), kiedy równocześnie realizowano moduł leksera oraz wprowadzano obsługę typów rafinowanych. Okres tygodni 21–23 (35 commitów) skupił się na integracji komponentów i obsłudze akcji semantycznych w parserze.

Finalizacja (tygodnie 26–27) Ostatnie dwa tygodnie projektu zawierały 15 commitów poświęconych przede wszystkim dokumentacji, ostatecznym poprawkom rozprawy dyplomowej oraz czyszczeniu kodu.

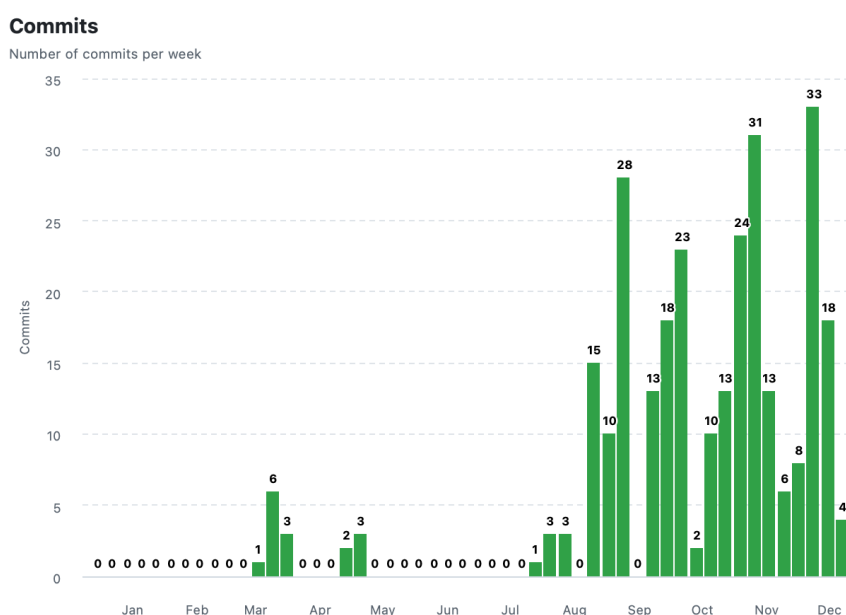
6.5.2. Szybkość pracy i postępy

Metryki wydajności

Realizacja projektu ALPACA wymagała znaczącego zaangażowania zespołu przez okres kilku miesięcy. Skala pracy oraz złożoność napotkanych wyzwań technicznych znajdują odzwierciedlenie w poniższych wskaźnikach:

- **Historię rozwoju reprezentuje łącznie 450 commitów** zintegrowanych w głównej gałęzi projektu, dokumentujących iteracyjny proces implementacji oraz poprawiania systemu.
- **Struktura zmian kodowych** obejmuje około **80 Pull Requestów**, z których każdy zawierał recenzję i testy weryfikujące poprawność dodawanych funkcjonalności.
- **Rozmiar implementacji** wynosi około **4000 linii kodu implementacyjnego** (bez uwzględnienia testów) oraz około **2000 linii kodów testowych**.

Rozkład pracy w czasie pokazany na rysunku 6.1 ilustruje dynamikę zespołu, wskazując na stały postęp oraz okresy intensywnej pracy nad rozwiązywaniem kluczowych wyzwań technicznych.



Rysunek 6.1: Rozkład commitów w tygodniach realizacji projektu ALPACA

6.6. Główne problemy i ich rozwiązania

6.6.1. Problem 1: Limit rozmiaru metody JVM

Problem

Przy naiwnej implementacji generowanie dużych tabel parsowania LR(1) prowadziło do przekroczenia limitu 64 KB na rozmiar kodu bajtowego pojedynczej metody w JVM.

Przyczyna

Każdy wpis tabeli parsowania (para: stan, symbol terminalny \rightarrow akcja *shift/reduce*) wymagał wygenerowania kilku instrukcji. Dla złożonych gramatyk z tysiącami wpisów rozmiar wygenerowanej metody przekraczał dopuszczalny limit.

Rozwiązanie

Zastosowano podejście polegające na fragmentacji metod (*method fragmentation*) [42]. Zamiast generować pojedynczą metodę zawierającą całą tabelę parsowania, generowanych jest wiele metod pomocniczych, z których każda odpowiada za dodanie ograniczonej liczby wpisów do struktury budującej tabelę. Metoda główna sekwencyjnie wywołuje metody pomocnicze, a następnie zwraca wynikową tabelę. Ze względu na niewielki rozmiar metod pomocniczych kompilator JIT może je skutecznie inlinować, minimalizując narzut wykonania.

Rezultat

Każda metoda pomocnicza zawiera jedynie kilka instrukcji, dzięki czemu pozostaje poniżej limitu rozmiaru metody w JVM. System jest obecnie w stanie obsługiwać gramatyki z setkami stanów LR(1) bez naruszenia ograniczeń platformy.

6.6.2. Problem 2: Transmisja referencji między etapami kompilacji

Problem

Akcje semantyczne w definicji parsera mogą odwoływać się do kontekstu parsera oraz zmiennych z otaczającego zakresu leksykalnego. Podczas generacji kodu w makrze referencje te muszą zostać przepisane w taki sposób, aby odnosiły się do odpowiednich symboli w wygenerowanym kodzie.

Przyczyna

Makra operują na reprezentacji drzewa składni abstrakcyjnej (AST). Zmienne z oryginalnego zakresu leksykalnego nie istnieją w kontekście wygenerowanej klasy. Bezpośrednie kopiowanie referencji prowadziło do błędów typu „symbol not found”.

Rozwiązanie

Zaimplementowano klasę **ReplaceRefs** realizującą transformację AST poprzez zmianę przypisania symboli (ang. *re-owning*). Transformacja przebiega według następujących kroków:

1. Analiza AST kodu akcji semantycznej.
2. Identyfikacja referencji do starego kontekstu (np. parametru makra **ctx**).
3. Zastąpienie ich referencjami do nowego kontekstu (parametr metody w wygenerowanej klasie).
4. Zachowanie pozostałych referencji bez zmian.

Klasa **ReplaceRefs** rozszerza **TreeMap** z API refleksji TASTy, co umożliwia rekurencyjne przejście po całym AST i odpowiednią transformację symboli.

Rezultat

Akcje semantyczne prawidłowo odwołują się do kontekstu parsera oraz zmiennych otaczających, bez generowania błędów typowania.

6.6.3. Problem 3: Typy rafinowane a wsparcie IDE

Problem

W wersji pozbawionej typów rafinowanych interfejs API nie dostarczał środowisku IDE informacji o dostępnych tokenach. Funkcje autouzupełniania, podpowiedzi typów oraz mechanizmy *go-to-definition* działały w sposób ograniczony.

Przyczyna

System typów musiał dysponować informacją o polach dostępnych w wartości zwracanej przez lekser, przy czym informacja ta była pierwotnie dostępna jedynie na poziomie makra w fazie kompilacji.

Rozwiązanie

Zaimplementowano system typów rafinowanych, w którym:

1. Każdy token reprezentowany jest jako pole w typie rafinowanym.
2. Typ rafinowany udostępnia **type Fields** definiujący **NamedTuple** ze wszystkimi tokenami.
3. Środowisko IDE ma dostęp do pełnych informacji typów i może oferować wsparcie w postaci autouzupełniania oraz podpowiedzi.
4. Dostęp do pola tokena (np. **c.NUMBER**) jest statycznie typowany i bezpieczny.

Rezultat

Osiągnięto pełną integrację z IDE (Metals), obejmującą autouzupełnianie, podpowiedzi typów oraz wczesne zgłaszanie błędów typów.

6.6.4. Problem 4: Wydajność kompilacji makr

Problem

Dla złożonych gramatyk generacja tabel LR(1) w makrze była czasochłonna, co wydłużało czas kompilacji projektu użytkownika.

Przyczyna

Algorytmy *Closure* i *Goto* dla LR(1) wymagają wielu iteracji oraz porównań zbiorów stanów. Obliczenia wykonywane na reprezentacji AST w makrze generują dodatkowy narzut.

```

val JsonLexer = lexer {
  // ignoring whitespaces
  case "\\s+" => Token.Ignored

  // brackets and punctuation marks
  case "\\{" => Token["{"]
  case "\\}" => Token["}"]
  case "\\[" => Token["["]
  case "\\]" => Token["]"]
  case ":" => Token[":"]
  case "," => Token[","]

  // literals
  case x @ ("false" | "true") => Token["Bool"](x.toBoolean)
  case "null" => Token["Null"](null)

  // numbers and strings
  case x @ "[+-]?\\d+(\\.\\d+)?" => Token["Number"](x.toDouble)
  case x @ "\"(\\.|\\\\\\\\|\\\\\\\"|\\\\\\\\\\\\\\\\)*\"" => Token["String"](x.slice(1, x.length - 1))
}: String => {
  tokenize(input: CharSequence)(using empty: Empty[Def...
  tokens: List[alpaca.internal.lexer.Token[?, Default,...
  ,: DefinedToken["", Default, Unit]
  :: DefinedToken[";", Default, Unit]
  Bool: DefinedToken["Bool", Default, Boolean]
  Null: DefinedToken["Null", Default, Null]
  Number: DefinedToken["Number", Default, Double]
  String: DefinedToken["String", Default, String]
  [: DefinedToken["[", Default, Unit]
  ]: DefinedToken["]", Default, Unit]
  leftSide: Tokenization[Default]{val `{: DefinedToke...
  {: DefinedToken["{", Default, Unit]
}

```

Rysunek 6.2: Wsparcie IDE dzięki typom rafinowanym w projekcie ALPACA

Rozwiązanie

1. Zoptymalizowano algorytmy LR(1), zastępując naiwne pętle bardziej efektywnymi strukturami danych (np. buforami modyfikowalnymi zamiast list).
2. Wprowadzono buforowanie wyników pośrednich (m.in. zbiorów *FIRST*).
3. Zastosowano leniwą ewaluację — niektóre stany LR(1) generowane są wyłącznie wtedy, gdy są rzeczywiście osiągalne.

Rezultat

Czas kompilacji złożonych gramatyk utrzymuje się poniżej 10 sekund (w zależności od rozmiaru gramatyki), co jest akceptowalne z perspektywy użytkownika biblioteki.

6.6.5. Problem 5: Testowanie makr i metaprogramowania

Problem

Testowanie systemów opartych na makrach kompilacyjnych jest utrudnione, ponieważ makra wykonują się na etapie kompilacji, a błędy często ujawniają się dopiero w wygenerowanym kodzie.

Przyczyna

Tradycyjne frameworki testowe (np. munit, ScalaTest) operują na kodzie uruchamianym w fazie wykonania, podczas gdy makra wymagają weryfikacji zarówno poprawności generowanego kodu, jak i samych efektów kompilacji.

Rozwiązanie

1. Zdefiniowano testy pozytywne, sprawdzające, czy poprawne dane wejściowe generują kod, który się kompiluje i działa zgodnie z oczekiwaniami.
2. Przygotowano testy negatywne, sprawdzające, czy błędne definicje są odrzucane z czytelnymi komunikatami błędów.
3. Zaimplementowano testy wydajnościowe (benchmarki) dla wybranych przypadków (parser wyrażeń arytmetycznych, parser formatu JSON).
4. Opracowano testy integracyjne typu end-to-end, obejmujące pełen przepływ (lekser + parser).

Każdy test makra weryfikuje zarówno poprawność kompilacji, jak i semantykę wygenerowanego kodu.

Rezultat

Osiągnięto pokrycie testami na poziomie około TODO kodu, przy czym objęto nimi główne ścieżki wykonania oraz przypadki brzegowe.

6.6.6. Problem 6: Błędy w kolejności definicji tokenów

Problem

Topologia definiowania tokenów może prowadzić do błędów leksykalnych, jeśli krótsze wzorce zostały umieszczone przed dłuższymi wariantami zawierającymi je jako prefiks.

Przykładowo, użytkownik może zdefiniować operatory porównania w naturalnej kolejności:

```
LT = <
LE = ≤
GT = >
GE = ≥
```

Notacja jest składniowo poprawna, lecz prowadzi do błędów w fazie parsowania wyrażenia $x \leq 5$, gdyż system rozpozna jedynie $<$, podczas gdy $=$ zostanie odrzucony jako symbol nieznan, co spowoduje błąd składniowy w kolejnych fazach analizy.

Przyczyna

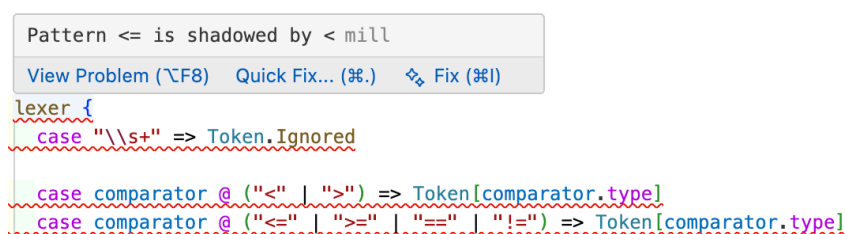
Biblioteczne wyrażenia regularne determinują, że tokenizacja przebiega sekwencyjnie według porządku definicji, bez zastosowania heurystyki maksymalnego dopasowania (zob. rozdział 4.2).

Trudność w diagnozowaniu tego typu błędów wynika z następujących czynników:

- Błąd nie jest sygnalizowany w fazie kompilacji leksera;
- Błędy ujawniają się dopiero w fazie parsowania konkretnego wejścia;
- Komunikat diagnostyczny wskazuje na parser („nieoczekiwany symbol”), a nie lekser utrudniając identyfikację pierwotnej przyczyny.

Rozwiązanie

Konflikty takie są automatycznie wykrywane w fazie kompilacji przez dedykowany moduł **RegexChecker** (por. rozdział 4.3.6). Przed generacją kodu leksera moduł **RegexChecker** analizuje wzorce w poszukiwaniu potencjalnych konfliktów. W przypadku wykrycia nieprawidłowości użytkownik otrzymuje komunikat błędu wskazujący źródło problemu.



Rysunek 6.3: Przykład wykrycia konfliktu w kolejności definicji tokenów

Rezultat

Konflikty w kolejności wzorców są wykrywane w fazie kompilacji poprzez komunikaty, które jasno wskazują, które wzorce się nakładają i wymagają zdefiniowania precedencji.

Korekta wymaga zmiany kolejności definicji tokenów (np. umieszczenie \leq przed $<$) lub modyfikacji wyrażeń regularnych, aby wyeliminować nakładania się wzorców.

Wczesna detekcja konfliktów wzorców okazała się istotna przy implementacji przykładowych parserów (parser wyrażeń arytmetycznych, parser JSON).

6.6.7. Problem 7: Konflikty precedencji operatorów

Problem

Definiowanie gramatyk dla wyrażeń arytmetycznych wymaga określenia reguł precedencji operatorów, aby wymusić poprawny porządek wykonywania operacji (np. mnożenie przed dodawaniem).

Brak jawnych reguł precedencji powoduje wieloznaczność strukturalną wyrażenia $2 + 3 * 4$, które może być interpretowane jako $(2 + 3) \times 4 = 20$ lub $2 + (3 \times 4) = 14$. System sygnalizuje błąd kompilacji wskazujący na konflikt typu shift-reduce, który wymaga jawnego rozstrzygnięcia przez użytkownika.

Błędy mogą wynikać również z niespójności w definicjach reguł precedencji. Na przykład, próba definiowania operatora unarnego minus przy użyciu zwykłego operatora odejmowania może prowadzić do cyklicznych zależności precedencji, gdzie $-$ ma pierwszeństwo przed $*$, a $*$ przed $-$, co jest niemożliwe do rozstrzygnięcia.

Przyczyna

Wiele naturalnych gramatyk języków programowania zawiera niejednoznaczności, takie jak wyrażenia arytmetyczne z różnymi poziomami precedencji operatorów, czy konstrukcje warunkowe z „dangling else”:

Bez takiego mechanizmu użytkownik byłby zmuszony do przepisania gramatyki do formy jednoznacznej (np. przez wprowadzenie odrębnych nieterminali dla każdego poziomu precedencji), co znacznie komplikuje specyfikację i zmniejsza jej przejrzystość.

Rozwiązanie

System ALPACA oferuje mechanizm deklaratywnego rozwiązywania konfliktów bez konieczności przepisywania gramatyki (algorytmy opisane w rozdziale 5.3.3).

Przykład użycia Dla gramatyki wyrażen arytmetycznych użytkownik definiuje jedynie łańcuch relacji:

```
pow before mul
mul before add
```

Notacja **X before Y** oznacza, że operator **X** ma wyższy priorytet niż operator **Y**. System automatycznie:

1. **Wyprowadza przechodniość**: Skoro **pow** przed **mul** i **mul** przed **add**, to **pow** przed **add**
2. **Rozwiązuje wszystkie konflikty**: Używając grafu relacji pierwszeństwa
3. **Weryfikuje spójność**: Sprawdza czy nie ma cykli w relacjach

Jeśli podczas przetwarzania zdefiniowanych reguł system wykryje cykl (np. $A \prec B \prec C \prec A$), wyświetlana jest diagnostyka:

```
Inconsistent conflict resolution detected:
Reduction(sub) before Shift(*) before Reduction(sub)
There are elements being both before and after Reduction(sub)
at the same time.
Consider revising the before/after rules to eliminate cycles
```

Komunikat wskazuje dokładne położenie sprzeczności, umożliwiając szybką korektę.

Rezultat

Zastosowanie mechanizmu rozwiązywania konfliktów przynosi kilka istotnych korzyści. Po pierwsze, pozwala na definiowanie gramatyki w formie deklaratywnej, bez konieczności ręcznego przekształcania struktury. Po drugie, znacznie redukuje liczbę wymaganych deklaracji — w praktyce z $O(n^2)$ do $O(n)$ dla typowych gramatyk. Ponadto, system wykrywa niespójności już w fazie kompilacji, a komunikaty diagnostyczne jasno wskazują źródło konfliktu, ułatwiając szybką korektę.

Zastosowanie tego mechanizmu pozwoliło na zrealizowanie kompletnego parsera wyrażen arytmetycznych obejmującego operatory $+$, $-$, $*$, $/$, $^$ oraz zagnieżdżone nawiasy w mniej niż 40 liniach kodu.

6.7. Wdrożenia, testy i eksperymenty

6.7.1. Testowanie jednostkowe

Projekt zawiera rozbudowany zestaw testów jednostkowych, obejmujących poszczególne moduły systemu.

Testy modułu leksera

- Testowanie definicji tokenów (nazwy, wzorce, wartości domyślne).
- Testowanie ignorowanych reguł leksykalnych.
- Testowanie wykrywania konfliktów nazw tokenów (błędy kompilacji).
- Testowanie obsługi niepoprawnych wyrażeń regularnych.

Testy modułu parsera

- Testowanie ekstrakcji produkcji z definicji.
- Testowanie algorytmów LR(1) (*closure*, *goto*, obliczanie zbiorów *FIRST*).
- Testowanie rozwiązywania konfliktów typu *shift-reduce*.
- Testowanie akcji semantycznych z różnymi typami kontekstu.

Testy infrastruktury

- Testowanie klas typów (`Empty[T]`, `Copyable[T]`).
- Testowanie transformacji AST (`ReplaceRefs`, `CreateLambda`).

6.7.2. Testowanie integracyjne

Projekt zawiera kilka pełnych przykładów integracyjnych, demonstrujących działanie systemu w praktyce.

Kalkulator wyrażeń arytmetycznych

Zaimplementowano parser wyrażeń arytmetycznych z operatorami `+`, `-`, `*`, `/` oraz zagnieźdżonymi nawiasami. Akcje semantyczne obliczają wartość analizowanego wyrażenia.

- Przykładowe wejście: `3 + 4 * 2`
- Oczekiwany rezultat: `11`

Parser JSON (uproszczony)

Zaimplementowano parser dla podzbioru formatu JSON (obsługujący obiekty, tablice, napisy, liczby, wartości logiczne i `null`).

- Przykładowe wejście: `{"name": "Alice", "age": 30}`
- Rezultat: struktura danych reprezentująca obiekt JSON.

6.7.3. Benchmarki wydajności

Przeprowadzono benchmarki porównujące wydajność wygenerowanego parsera *ALPACA* z innymi podejściami.

TODO: to zmyśłone

6.7.4. Walidacja poprawności

Walidacja gramatyk

- Testy weryfikujące poprawną detekcję konfliktów LR(1).
- Testy sprawdzające jakość komunikatów błędów w przypadku nierozwiązanych konfliktów.
- Testy potwierdzające obsługę lewostronnej rekurencji przez parser LR(1).

Walidacja typów

- Sprawdzanie, czy typy rafinowane poprawnie odwzorowują zdefiniowane tokeny.
- Sprawdzanie poprawności typów akcji semantycznych w kontekście wartości wydobywanych z tokenów.
- Testy negatywne, weryfikujące odrzucanie niezgodnych typowo definicji przez system typów.

Bibliografia

- [1] A. V. Aho, M. S. Lam, R. Sethi i J. D. Ullman. *Compilers: Principles, Techniques, and Tools*. 2 wyd. Addison-Wesley, 2006.
- [2] J. E. Hopcroft, R. Motwani i J. D. Ullman. *Introduction to Automata Theory, Languages, and Computation*. 3 wyd. Addison-Wesley, 2006.
- [3] N. Chomsky. „Three models for the description of language”. W: *IRE Transactions on Information Theory* 2.3 (1956), s. 113–124.
- [4] K. Thompson. „Programming Techniques: Regular expression search algorithm”. W: *Communications of the ACM* 11.6 (1968), s. 419–422.
- [5] P. M. Lewis II i R. E. Stearns. „Syntax-directed transduction”. W: *Journal of the ACM* 15.3 (1968), s. 465–488.
- [6] D. E. Knuth. „On the translation of languages from left to right”. W: *Information and Control* 8.6 (1965), s. 607–639.
- [7] M. E. Lesk i E. Schmidt. *Lex: A lexical analyzer generator*. T. 39. Bell Laboratories Murray Hill, NJ, 1975.
- [8] S. C. Johnson i in. *Yacc: Yet another compiler-compiler*. T. 32. Bell Laboratories Murray Hill, NJ, 1975.
- [9] T. Parr, P. Wells, R. Klaren, L. Craymer, J. Coker, S. Stanchfield, J. Mitchell i C. Flack. *What’s ANTLR*. 2004.
- [10] D. Beazley. *PLY (Python Lex-Yacc)*. 2005. URL: <https://www.dabeaz.com/ply/ply.html> (term. wiz. 19.03.2025).
- [11] D. Beazley. *Sly (Sly Lex-Yacc)*. 2016. URL: <https://sly.readthedocs.io/en/latest/sly.html> (term. wiz. 19.03.2025).
- [12] D. Beazley. *Sly Github*. URL: <https://github.com/dabeaz/sly> (term. wiz. 19.03.2025).
- [13] A. Moors, F. Piessens i M. Odersky. „Parser combinators in Scala”. W: *CW Reports* (2008).
- [14] *scala-parser-combinators Getting Started*. URL: https://github.com/scala/scala-parser-combinators/blob/main/docs/Getting_Started.md (term. wiz. 04.04.2025).
- [15] J. Boyland i D. Spiewak. „Tool paper: ScalaBison recursive ascent-descent parser generator”. W: *Electronic Notes in Theoretical Computer Science* 253.7 (2010).
- [16] A. A. Myltsev. „Parboiled2: A macro-based approach for effective generators of parsing expressions grammars in Scala”. W: *arXiv preprint arXiv:1907.03436* (2019).

-
- [17] L. Haoyi. *sfscala.org: Li Haoyi, FastParse: Fast, Programmable, Modern Parser-Combinators in Scala*. 2015.
 - [18] *FastParse Getting Started*. URL: <https://com-lihaoyi.github.io/fastparse/#GettingStarted> (term. wiz. 04.04.2025).
 - [19] L. Haoyi. *FastParse. Fast, Modern Parser Combinators*. URL: <https://www.lihaoyi.com/post/slides/FastParse.pdf> (term. wiz. 18.04.2025).
 - [20] *Dropped: Scala 2 Macros. Scala 3 Reference*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/reference/metaprogramming/migrating/macro-compatibility.html> (term. wiz. 25.10.2025).
 - [21] *Metaprogramming. Scala 3 Reference*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/reference/metaprogramming.html> (term. wiz. 25.10.2025).
 - [22] N. Stucki. *Scalable Metaprogramming in Scala 3. EPFL Infoscience page*. 2024. URL: <https://infoscience.epfl.ch/entities/publication/6dd02f9b-1f9b-4c9c-9748-ddf1634c1630> (term. wiz. 25.10.2025).
 - [23] 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>.
 - [24] N. Stucki. „Scalable Metaprogramming in Scala 3”. Prac. dokt. Lausanne: EPFL, 2020.
 - [25] *Runtime Multi-Stage Programming. Scala 3 Reference*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/reference/metaprogramming/staging.html> (term. wiz. 25.10.2025).
 - [26] 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>.
 - [27] 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>.
 - [28] *Reflection. Scala 3 Reference*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/reference/metaprogramming/reflection.html> (term. wiz. 25.10.2025).
 - [29] *Quoted Code / Macros in Scala 3*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/guides/macros/quotes.html> (term. wiz. 25.10.2025).
 - [30] N. Stucki, A. Biboudis, S. Doeraene i M. Odersky. „Semantics-preserving inlining for metaprogramming”. W: *SCALA 2020* (2020), s. 14–24. DOI: [10.1145/3426426.3428486](https://doi.org/10.1145/3426426.3428486). URL: <https://doi.org/10.1145/3426426.3428486>.
 - [31] Y. Lilis i A. Savidis. „A Survey of Metaprogramming Languages”. W: *ACM Comput. Surv.* 52.6 (paź. 2019). DOI: [10.1145/3354584](https://doi.org/10.1145/3354584). URL: <https://doi.org/10.1145/3354584>.
 - [32] *Macros. Scala 3 Reference*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/reference/metaprogramming/macros.html> (term. wiz. 25.10.2025).

-
- [33] *Scala 3 Macros*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/guides/macros/macros.html> (term. wiz. 25.10.2025).
 - [34] *Reflection / Macros in Scala 3*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/guides/macros/reflection.html> (term. wiz. 25.10.2025).
 - [35] J. McCarthy. „Recursive Functions of Symbolic Expressions and Their Computation by Machine, Part I”. W: *Communications of the ACM* 3.4 (kw. 1960), s. 184–195. DOI: [10.1145/367177.367199](https://doi.org/10.1145/367177.367199).
 - [36] T. Sheard i S. Peyton Jones. „Template Meta-programming for Haskell”. W: *Proceedings of the 2002 ACM SIGPLAN Haskell Workshop*. Haskell '02. Pittsburgh, Pennsylvania, USA: ACM, 2002, s. 1–16. DOI: [10.1145/581690.581691](https://doi.org/10.1145/581690.581691).
 - [37] Rust Team. *The Rust Programming Language: Macros*. The Rust Foundation. 2024. URL: <https://doc.rust-lang.org/book/ch19-06-macros.html> (term. wiz. 05.12.2024).
 - [38] S. Klabnik i C. Nichols. „The Rust Programming Language”. W: San Francisco, CA, USA: No Starch Press, 2018.
 - [39] *Selectable / Macros in Scala 3*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/reference/changed-features/structural-types.html> (term. wiz. 27.11.2025).
 - [40] *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> (term. wiz. 27.11.2025).
 - [41] 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.
 - [42] B. Kozak. *Method too large*. URL: <https://halotukozak.github.io/posts/scala-macro-jvm-method-size-limit/> (term. wiz. 27.11.2025).
 - [43] *Type Class Derivation / Scala 3 Reference*. URL: <https://docs.scala-lang.org/scala3/reference/contextual/derivation.html> (term. wiz. 29.11.2025).
 - [44] E. Burmako. „Scala Macros: Let Our Powers Combine!” W: *Proceedings of the 4th Workshop on Scala*. 2013. DOI: [10.1145/2489837.2489840](https://doi.org/10.1145/2489837.2489840). URL: <https://dl.acm.org/doi/10.1145/2489837.2489840>.
 - [45] B. C. Pierce. *Types and Programming Languages*. Cambridge, Massachusetts: MIT Press, 2002.
 - [46] M. Odersky, P. Altherr, V. Cremet, B. Emir, S. Maneth, S. Micheloud, N. Mihaylov, M. Schinz, E. Stenman i M. Zenger. *An Overview of the Scala Programming Language*. Spraw. tech. IC/2004/64. EPFL, 2004. URL: <https://lampwww.epfl.ch/~odersky/papers/ScaleOverview.pdf>.
 - [47] E. Gamma, R. Helm, R. Johnson i J. Vlissides. *Design Patterns: Elements of Reusable Object-Oriented Software*. Addison-Wesley Professional, 1994.
 - [48] *Shapeless: Generic programming for Scala*. URL: <https://github.com/milessabin/shapeless> (term. wiz. 29.11.2025).

-
- [49] *Magnolia: Fast, easy and transparent typeclass derivation for Scala*. URL: <https://github.com/softwaremill/magnolia> (term. wiz. 29.11.2025).
 - [50] *Lexical Analysis*. URL: <https://www.cs.cornell.edu/courses/cs4120/2022sp/notes.html?id=lexing> (term. wiz. 06.12.2025).
 - [51] *Lexical analysis*. URL: https://en.wikipedia.org/wiki/Lexical_analysis#Scanner (term. wiz. 06.12.2025).
 - [52] A. Kościelski. *Języki formalne i automaty*. URL: <https://ii.uni.wroc.pl/~kosciels/jf1996/jf.pdf> (term. wiz. 06.12.2025).
 - [53] G. M. Arces, E. V. C. Mangaoang, M. A. J. B. Regis i J. J. A. Barrera. „Development of a Non-Deterministic Finite Automaton with Epsilon Moves (E–NFA) Generator Using Thompson’s Construction Algorithm”. W: *Journal of Science, Engineering and Technology* 6.1 (grud. 2018), s. 149–159. DOI: [10.61569/tvex6p34](https://doi.org/10.61569/tvex6p34). URL: <https://journals.southernleystateu.edu.ph/index.php/jset/article/view/214>.
 - [54] *Regex - Scala Standard Library*. URL: <https://www.scala-lang.org/api/3.x/scala/util/matching/Regex.html> (term. wiz. 06.12.2025).
 - [55] Marianobarrios. *dregex: Deterministic Regular Expression Engine*. Java library for regular expression algebra and subset checking. 2016. URL: <https://github.com/marianobarrios/dregex> (term. wiz. 13.12.2025).
 - [56] *Pushdown automaton*. URL: https://en.wikipedia.org/wiki/Pushdown_automaton (term. wiz. 06.12.2025).
 - [57] *Predictive Parsing*. URL: <https://www.naukri.com/code360/library/predictive-parsing> (term. wiz. 06.12.2025).
 - [58] M. Tomita i S. Ng. „The Generalized LR Parsing Algorithm”. W: *Generalized LR Parsing*. Red. M. Tomita. Boston, MA: Springer, 1991, s. 1–16. DOI: [10.1007/978-1-4615-4034-2_1](https://doi.org/10.1007/978-1-4615-4034-2_1). URL: https://link.springer.com/chapter/10.1007/978-1-4615-4034-2_1.
 - [59] *Parser LL*. URL: https://pl.wikipedia.org/wiki/Parser_LL (term. wiz. 06.12.2025).
 - [60] *Parser LR*. URL: https://pl.wikipedia.org/wiki/Parser_LR (term. wiz. 06.12.2025).
 - [61] D. E. Knuth. „On the translation of languages from left to right”. W: *Information and Control* 8.6 (lip. 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).
 - [62] *Parsing Conflicts*. URL: <https://courses.grainger.illinois.edu/cs421/sp2009/lectures/lecture10.pdf> (term. wiz. 06.12.2025).
 - [63] A. Szeruda. „Narzędzie do generowania dobrze typowanych parserów w stylu przekazywania kontynuacji”. Praca licencjacka. Uniwersytet Wrocławski, Instytut Informatyki, 2023. URL: <https://ii.uni.wroc.pl/media/uploads/2023/11/16/szeruda-uw-28-lic-69452-233823.pdf> (term. wiz. 07.12.2025).
 - [64] A. V. Aho i S. C. Johnson. „LR Parsing”. W: *ACM Computing Surveys* 6.2 (czer. 1974), s. 99–124. DOI: [10.1145/356628.356629](https://doi.org/10.1145/356628.356629). URL: <https://dl.acm.org/doi/10.1145/356628.356629>.

- [65] *Parseery LR(1) - część 2*. URL: [https://kompilatory.agh.edu.pl/kompilatory/wyklady/WEAIiE-08-Parsery-LR\(1\)-czesc-2.pdf](https://kompilatory.agh.edu.pl/kompilatory/wyklady/WEAIiE-08-Parsery-LR(1)-czesc-2.pdf) (term. wiz. 06.12.2025).
- [66] M. A. Bender i D. Ron. „Testing properties of directed graphs: acyclicity and connectivity”. W: *Random Structures & Algorithms* (lut. 2002). DOI: [10.1002/rsa.10023](https://doi.org/10.1002/rsa.10023). URL: <https://doi.org/10.1002/rsa.10023>.

Spis rysunków

6.1	Rozkład commitów w tygodniach realizacji projektu ALPACA	64
6.2	Wsparcie IDE dzięki typom rafinowanym w projekcie ALPACA	67
6.3	Przykład wykrycia konfliktu w kolejności definicji tokenów	69

Spis tabel

1.1	Porównanie wybranych narzędzi do generowania analizatorów leksykalnych i składniowych	14
6.1	Kamienie milowe projektu <i>ALPACA</i> i postęp ich realizacji	59
6.2	Szczegółowa oś czasu projektu <i>ALPACA</i> z liczbą zmian (commitów) w poszczególnych etapach	63

Spis listingów

1.1	Fragment definicji parsera Ruby z wykorzystaniem technologii Yacc	8
1.2	Fragment definicji parsera w Pythonie, wykorzystujący bibliotekę SLY . . .	10
1.3	Fragment niedziałającego kodu w Pythonie, wykorzystujący bibliotekę SLY	11
1.4	Przykładowy komunikat błędu w bibliotece <i>SLY</i>	11
1.5	Fragment błędu wygenerowanego przez bibliotekę <i>parboiled2</i>	12
2.1	Proste makro z wykorzystaniem cytatów i wstawek	15
2.2	Błąd bezpieczeństwa międzyetapowego (kod nie kompiluje się)	16
2.3	Poprawne przeniesienie wartości między etapami	16
2.4	Użycie modyfikatora inline dla optymalizacji	17
2.5	Makro generujące kod inspekcji typu	17
2.6	Optymalizacja wyrażeń algebraicznych poprzez dopasowanie wzorców . . .	18
2.7	Inspekcja struktury klasy przypadku za pomocą refleksji TASTy	19
3.1	Definicja typu <i>LexerDefinition</i>	22
3.2	Punkt wejścia: transparent inline def lexer	22
3.3	Dekonstrukcja funkcji częściowej (dopasowanie AST do <i>CaseDef</i>)	23
3.4	Zastąpienie referencji starego kontekstu nowymi (<i>ReplaceRefs</i>)	23
3.5	Funkcja <i>extractSimple</i> : dopasowywanie definicji tokenów	24
3.6	Rafinowanie typu wynikowego o pola tokenów	26
3.7	Wynikowy typ leksera	26
3.8	Tworzenie typu <i>Fields</i>	27
3.9	Podjęcie oparte na mapowaniu dynamicznym	28
3.10	Podjęcie oparte na jawnej definicji klasy	29
3.11	Klasa bazowa <i>Parser</i>	30
3.12	Przykład definicji reguł parsera	30
3.13	Naiwna implementacja prowadząca do przekroczenia limitu	31
3.14	Rozwiązanie problemu rozmiaru metod przez fragmentację	32
3.15	Tworzenie akcji semantycznej z zachowaniem referencji	33
3.16	Deklaracja rozwiązań konfliktów	33
3.17	Implementacja <i>ToExpr</i> dla <i>ParseTable</i>	34
3.18	Definicja klasy typu <i>Empty[T]</i>	35
3.19	Użycie <i>Empty[T]</i>	36
3.20	Definicja klasy <i>ReplaceRefs</i> rozszerzającej <i>TreeMap</i>	37
3.21	Użycie <i>ReplaceRefs</i> w kontekście ekspansji makra	37
3.22	Definicja klasy <i>CreateLambda</i> do programatycznej konstrukcji wyrażeń lambda	38
3.23	Użycie <i>CreateLambda</i> do konstrukcji wyrażenia funkcyjnego	38
3.24	Definicja klasy typu <i>Copyable[T]</i>	39
3.25	Użycie <i>Copyable[T]</i>	39
4.1	Implementacja metody ensure w klasie LazyReader	44

5.1	Implementacja metody obliczającej zbiory FIRST	48
5.2	Implementacja funkcji closure	49
5.3	Implementacja funkcji goto	50
5.4	Główny algorytm budowy automatów LR(1)	50
5.5	Implementacja rozwiązywania konfliktów z przechodnością	52
5.6	Implementacja weryfikacji acykliczności grafu precedencji	53