

---

ALBERT LUDWIGS UNIVERSITÄT FREIBURG

TECHNISCHE FAKULTÄT

# PicoC-Compiler

## Übersetzung einer Untermenge von C in den Befehlssatz der RETI-CPU

BACHELORARBEIT

*Abgabedatum:* 28<sup>th</sup> April 2022

*Author:*  
Jürgen Mattheis

*Gutachter:*  
Prof. Dr. Scholl

*Betreuung:*  
M.Sc. Seufert

---

Eine Bachelorarbeit am Lehrstuhl für  
Betriebssysteme

---

---

---

## **ERKLÄRUNG**

Hiermit erkläre ich, dass ich diese Abschlussarbeit selbständig verfasst habe, keine anderen als die angegebenen Quellen/Hilfsmittel verwendet habe und alle Stellen, die wörtlich oder sinngemäß aus veröffentlichten Schriften entnommen wurden, als solche kenntlich gemacht habe. Darüber hinaus erkläre ich, dass diese Abschlussarbeit nicht, auch nicht auszugsweise, bereits für eine andere Prüfung angefertigt wurde.

---

---

# Inhaltsverzeichnis

Abbildungsverzeichnis	I
Codeverzeichnis	II
Tabellenverzeichnis	III
Definitionsverzeichnis	V
Grammatikverzeichnis	VI
<b>1 Einführung</b>	<b>1</b>
1.1 Compiler und Interpreter	1
1.1.1 T-Diagramme	4
1.2 Formale Sprachen	6
1.2.1 Mehrdeutige Grammatiken	7
1.2.2 Präzidenz und Assoziativität	8
1.3 Lexikalische Analyse	9
1.4 Syntaktische Analyse	12
1.5 Code Generierung	18
1.5.1 Monadische Normalform	19
1.5.2 A-Normalform	20
1.5.3 Ausgabe des Maschinencodes	22
1.6 Fehlermeldungen	23
1.6.1 Kategorien von Fehlermeldungen	23
<b>2 Implementierung</b>	<b>24</b>
2.1 Lexikalische Analyse	24
2.1.1 Konkrete Syntax für die Lexikalische Analyse	24
2.1.2 Basic Lexer	25
2.2 Syntaktische Analyse	25
2.2.1 Umsetzung von Präzidenz und Assoziativität	25
2.2.2 Konkrete Syntax für die Syntaktische Analyse	26
2.2.3 Derivation Tree Generierung	28
2.2.3.1 Early Parser	28
2.2.3.2 Codebeispiel	28
2.2.4 Derivation Tree Vereinfachung	29
2.2.4.1 Visitor	29
2.2.4.2 Codebeispiel	29
2.2.5 Abstrakt Syntax Tree Generierung	31
2.2.5.1 PicoC-Knoten	31
2.2.5.2 RETI-Knoten	36
2.2.5.3 Kompositionen von PicoC-Knoten und RETI-Knoten mit besonderer Bedeutung	37
2.2.5.4 Abstrakte Syntax	39
2.2.5.5 Transformer	41
2.2.5.6 Ausgabe von Abstract Syntax Trees	41
2.2.5.7 Codebeispiel	41
2.3 Code Generierung	42

---

2.3.1	Übersicht . . . . .	42
2.3.2	Passes . . . . .	44
2.3.2.1	PicoC-Shrink Pass . . . . .	45
2.3.2.1.1	Aufgabe . . . . .	45
2.3.2.1.2	Abstrakte Syntax . . . . .	45
2.3.2.1.3	Codebeispiel . . . . .	46
2.3.2.2	PicoC-Blocks Pass . . . . .	48
2.3.2.2.1	Aufgabe . . . . .	48
2.3.2.2.2	Abstrakte Syntax . . . . .	48
2.3.2.2.3	Codebeispiel . . . . .	50
2.3.2.3	PicoC-ANF Pass . . . . .	51
2.3.2.3.1	Aufgabe . . . . .	51
2.3.2.3.2	Abstrakte Syntax . . . . .	52
2.3.2.3.3	Codebeispiel . . . . .	54
2.3.2.4	RETI-Blocks Pass . . . . .	55
2.3.2.4.1	Aufgabe . . . . .	55
2.3.2.4.2	Abstrakte Syntax . . . . .	55
2.3.2.4.3	Codebeispiel . . . . .	56
2.3.2.5	RETI-Patch Pass . . . . .	59
2.3.2.5.1	Aufgabe . . . . .	59
2.3.2.5.2	Abstrakte Syntax . . . . .	59
2.3.2.5.3	Codebeispiel . . . . .	60
2.3.2.6	RETI Pass . . . . .	63
2.3.2.6.1	Aufgabe . . . . .	63
2.3.2.6.2	Konkrete und Abstrakte Syntax . . . . .	63
2.3.2.6.3	Codebeispiel . . . . .	65

## Literatur

A

---

---

# Abbildungsverzeichnis

1.1	Horizontale Übersetzungszwischenschritte zusammenfassen . . . . .	6
1.2	Vertikale Interpretierungszwischenschritte zusammenfassen . . . . .	6
1.3	Veranschaulichung von Linksassoziativität und Rechtsassoziativität . . . . .	9
1.4	Veranschaulichung von Präzidenz . . . . .	9
1.5	Veranschaulichung der Lexikalischen Analyse . . . . .	12
1.6	Veranschaulichung der Syntaktischen Analyse . . . . .	17
1.7	Codebeispiel für das Trennen von Ausdrücken mit und ohne Nebeneffekten . . . . .	20
1.8	Codebeispiel für das Entfernen Komplexer Ausdrücke aus Operationen . . . . .	22
2.1	Ableitungsbäume zu den beiden Ableitungen . . . . .	26
2.2	Cross-Compiler Kompilervorgang ausgeschrieben . . . . .	43
2.3	Cross-Compiler Kompilervorgang Kurzform . . . . .	43
2.4	Architektur mit allen Passes ausgeschrieben . . . . .	44

---

---

# Codeverzeichnis

2.1	PicoC Code für Derivation Tree Generierung . . . . .	28
2.2	Derivation Tree nach Derivation Tree Generierung . . . . .	29
2.3	Derivation Tree nach Derivation Tree Vereinfachung . . . . .	30
2.4	Abstract Syntax Tree aus vereinfachtem Derivation Tree generiert . . . . .	41
2.5	PicoC Code für Codebeispiel . . . . .	47
2.6	Abstract Syntax Tree für Codebeispiel . . . . .	48
2.7	PicoC-Blocks Pass für Codebeispiel . . . . .	51
2.8	PicoC-ANF Pass für Codebeispiel . . . . .	55
2.9	RETI-Blocks Pass für Codebeispiel . . . . .	59
2.10	RETI-Patch Pass für Codebeispiel . . . . .	63
2.11	RETI Pass für Codebeispiel . . . . .	67

---

---

# Tabellenverzeichnis

2.1	Präzidenzregeln von PicoC . . . . .	25
2.2	PicoC-Knoten Teil 1 . . . . .	31
2.3	PicoC-Knoten Teil 2 . . . . .	32
2.4	PicoC-Knoten Teil 3 . . . . .	33
2.5	PicoC-Knoten Teil 4 . . . . .	34
2.6	RETI-Knoten . . . . .	36
2.7	Kompositionen von PicoC-Knoten und RETI-Knoten mit besonderer Bedeutung . . . . .	38

---

---

# Definitionsverzeichnis

1.1	Interpreter . . . . .	1
1.2	Compiler . . . . .	1
1.3	Maschinensprache . . . . .	2
1.4	Assemblersprache (bzw. engl. Assembly Language) . . . . .	2
1.5	Assembler . . . . .	3
1.6	Objectcode . . . . .	3
1.7	Linker . . . . .	3
1.8	Immediate . . . . .	3
1.9	Transpiler (bzw. Source-to-source Compiler) . . . . .	4
1.10	Cross-Compiler . . . . .	4
1.11	T-Diagram Programm . . . . .	4
1.12	T-Diagram Übersetzer (bzw. eng. Translator) . . . . .	5
1.13	T-Diagram Interpreter . . . . .	5
1.14	T-Diagram Maschine . . . . .	5
1.15	Sprache . . . . .	6
1.16	Chromsky Hierarchie . . . . .	6
1.17	Grammatik . . . . .	7
1.18	Reguläre Sprachen . . . . .	7
1.19	Kontextfreie Sprachen . . . . .	7
1.20	Ableitung . . . . .	7
1.21	Links- und Rechtsableitung . . . . .	7
1.22	Linksrekursive Grammatiken . . . . .	7
1.23	Ableitungsbaum . . . . .	7
1.24	Mehrdeutige Grammatik . . . . .	8
1.25	Wortproblem . . . . .	8
1.26	LL(k)-Grammatik . . . . .	8
1.27	Assoziativität . . . . .	8
1.28	Präzidenz . . . . .	9
1.29	Pipe-Filter Architekturpattern . . . . .	10
1.30	Pattern . . . . .	10
1.31	Lexeme . . . . .	10
1.32	Lexer (bzw. Scanner oder auch Tokenizer) . . . . .	10
1.33	Bezeichner (bzw. Identifier) . . . . .	11
1.34	Literal . . . . .	12
1.35	Konkrete Syntax . . . . .	13
1.36	Derivation Tree (bzw. Parse Tree) . . . . .	13
1.37	Parser . . . . .	13
1.38	Recognizer (bzw. Erkennen) . . . . .	14
1.39	Transformer . . . . .	15
1.40	Visitor . . . . .	15
1.41	Abstrakte Syntax . . . . .	16
1.42	Abstract Syntax Tree (AST) . . . . .	16
1.43	Pass . . . . .	18
1.44	Reiner Ausdruck (bzw. engl. pure expression) . . . . .	19
1.45	Unreiner Ausdruck . . . . .	19
1.46	Monadische Normalform (bzw. engl. monadic normal form) . . . . .	19
1.47	Location . . . . .	20



---

---

1.48	Atomarer Ausdruck . . . . .	21
1.49	Komplexer Ausdruck . . . . .	21
1.50	A-Normalform (ANF) . . . . .	21
1.51	Fehlermeldung . . . . .	23
2.1	Label . . . . .	35
2.2	Token-Knoten . . . . .	35
2.3	Container-Knoten . . . . .	35
2.4	Symboltabelle . . . . .	52

---

---

---

# Grammatikverzeichnis

2.1.1 Konkrete Syntax der Sprache $L_{PicoC}$ für die Lexikalische Analyse in EBNF, Teil 1 . . . . .	24
2.1.2 Konkrete Syntax der Sprache $L_{PicoC}$ für die Lexikalische Analyse in EBNF, Teil 2 . . . . .	25
2.2.1 Undurchdachte Konkrete Syntax der Sprache $L_{PicoC}$ für die Syntaktische Analyse in EBNF . . . . .	26
2.2.2 Konkrete Syntax der Sprache $L_{PicoC}$ für die Syntaktische Analyse in EBNF, Teil 1 . . . . .	27
2.2.3 Konkrete Syntax der Sprache $L_{PicoC}$ für die Syntaktische Analyse in EBNF, Teil 2 . . . . .	28
2.2.4 Abstrakte Syntax der Sprache $L_{PioC}$ . . . . .	40
2.3.1 Abstrakte Syntax der Sprache $L_{PioC\_Shrink}$ . . . . .	46
2.3.2 Abstrakte Syntax der Sprache $L_{PioC\_Blocks}$ . . . . .	49
2.3.3 Abstrakte Syntax der Sprache $L_{PioC\_ANF}$ . . . . .	53
2.3.4 Abstrakte Syntax der Sprache $L_{RETI\_Blocks}$ . . . . .	56
2.3.5 Abstrakte Syntax der Sprache $L_{RETI\_Patch}$ . . . . .	60
2.3.6 Konkrete Syntax der Sprache $L_{RETI}$ für die Lexikalische Analyse in EBNF . . . . .	64
2.3.7 Konkrete Syntax der Sprache $L_{RETI}$ für die Syntaktische Analyse in EBNF . . . . .	64
2.3.8 Abstrakte Syntax der Sprache $L_{RETI}$ . . . . .	64

# 1 Einführung

## 1.1 Compiler und Interpreter

Der wohl wichtigsten zu klärenden Begriffe, sind die eines **Compilers** (Definition 1.2) und eines **Interpreters** (Definition 1.1), da das Schreiben eines Compilers von der **PicoC-Sprache**  $L_{PicoC}$  in die **RETI-Sprache**  $L_{RETI}$  das Thema dieser Bachelorarbeit ist und die Definition eines **Interpreters** genutzt wird, um zu definieren was ein **Compiler** ist. Des Weiteren wurde zur **Qualitätsicherung** ein **RETI-Interpreter** implementiert, um mithilfe des **GCC**<sup>1</sup> und von **Tests** die **Beziehungen** in 1.43.1 zu belegen (siehe Subkapitel ??).

### Definition 1.1: Interpreter

*Interpretiert die **Instructions** bzw. **Statements** eines Programmes  $P$  direkt.*

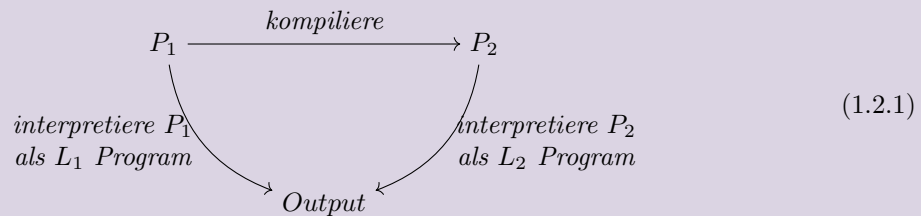
*Auf die Implementierung bezogen arbeitet ein Interpreter auf den compilerinternen **Sub-Bäumen** des **Abstract Syntax Tree** (Definition 1.42) und führt je nach Komposition der **Nodes** des Abstract Syntax Tree, auf die er während des Darüber-Iterierens stösst unterschiedliche Anweisungen aus.<sup>a</sup>*

<sup>a</sup>G. Siek, *Course Webpage for Compilers (P423, P523, E313, and E513)*.

### Definition 1.2: Compiler

***Kompiliert** ein Program  $P_1$ , welches in einer Sprache  $L_1$  geschrieben ist, in ein Program  $P_2$ , welches in einer Sprache  $L_2$  geschrieben ist.*

*Wobei **Kompilieren** meint, dass das Program  $P_1$  so in das Program  $P_2$  übersetzt wird, dass bei beiden Programmen, wenn sie von **Interpretern** ihrer jeweiligen Sprachen  $L_1$  und  $L_2$  **interpretiert** werden, der gleiche **Output** rauskommt. Also beide Programme  $P_1$  und  $P_2$  die gleiche **Semantik** haben und sich nur **syntaktisch** durch die Sprachen  $L_1$  und  $L_2$ , in denen sie geschrieben stehen unterscheiden.<sup>a</sup>*



<sup>a</sup>G. Siek, *Course Webpage for Compilers (P423, P523, E313, and E513)*.

<sup>1</sup>Sammlung von Compilern für Linux bzw. GNU-Linux, steht für **GNU Compiler Collection**

Im Folgenden wird ein voll ausgeschriebenener **Compiler** als  $C_{i.w.k.min}^{o-j}$  geschrieben, wobei  $C_w$  die **Sprache** bezeichnet, die der Compiler als **Input** nimmt und zu einer nicht näher spezifizierten Maschinensprache  $L_{B_i}$  einer Maschine  $M_i$  kompiliert. Fall die Notwendigkeit besteht die **Maschine**  $M_i$  anzugeben, zu dessen **Maschinensprache**  $L_{B_i}$  der Compiler kompiliert, wird das als  $C_i$  geschrieben. Falls die Notwendigkeit besteht die **Sprache**  $L_o$  anzugeben, in der der Compiler selbst geschrieben ist, wird das als  $C^o$  geschrieben. Falls die Notwendigkeit besteht die Version der Sprache, in die der Compiler kompiliert ( $L_{w.k}$ ) oder in der er selbst geschrieben ist ( $L_{o.j}$ ) anzugeben, wird das als  $C_{w.k}^{o-j}$  geschrieben. Falls es sich um einen **minimalen Compiler** handelt (Definition ??) kann man das als  $C_{min}$  schreiben.

Üblicherweise kompiliert ein **Compiler** ein **Program**, dass in einer **Programmiersprache** geschrieben ist zu **Maschinenenncode**, der in **Maschinensprache** (Definition 1.3) geschrieben ist, aber es gibt z.B. auch **Transpiler** (Definition 1.9) oder **Cross-Compiler** (Definition 1.10). Des Weiteren sind **Maschinensprache** und **Assemblersprache** (Definition 1.4) voneinander zu unterscheiden.

### Definition 1.3: Maschinensprache

*Programmiersprache, deren mögliche Programme die **hardwarenaheste Repräsentation** eines möglicherweise zuvor hierzu kompilierten bzw. assemblierten Programmes darstellen. Jeder Maschinenbefehl entspricht einer bestimmten **Aufgabe**, die die CPU im **vereinfachten Fall** in einem **Zyklus** der **Fetch- und Execute-Phase**, genauer gesagt in der **Execute-Phase** übernehmen kann oder allgemein in einer **geringen konstanten** Anzahl von Fetch- und Execute Phasen im **Komplexeren Fall**. Die Maschinenbefehle sind meist so designed, dass sie sich innerhalb bestimmter **Wortbreiten**, die 2er Potenzen sind codieren lassen. Im einfachsten Fall innerhalb einer **Speicherzelle** des **Hauptspeichers**.<sup>a,b</sup>*

<sup>a</sup>Viele Prozessorarchitekturen erlauben es allerdings auch z.B. **zwei** Maschinenbefehle in **eine** Speicherzelle des Hauptspeichers zu komprimieren, wenn diese zwei Maschinenbefehle keine Operanden mit zu großen **Immediates** (Definition 1.8) haben.

<sup>b</sup>C. Scholl, „Betriebssysteme“.

### Definition 1.4: Assemblersprache (bzw. engl. Assembly Language)

*Eine sehr **hardwarenahe** Programmiersprache, deren **Instructions** eine starke Entsprechung zu bestimmten Maschinenbefehlen bzw. Folgen von Maschinenbefehlen<sup>a</sup> haben. Viele **Instructions** haben eine ähnliche übliche Struktur **Operation** <Operanden>, mit einer **Operation**, die einem **Opcode** eines Maschinenbefehls bezeichnet und keinen oder mehreren **Operanden**, wie die späteren Maschinenbefehle, denen sie entsprechen. Allerdings gibt es oftmals noch viel „syntaktischen Zucker“ innerhalb<sup>b</sup> der Instructions und drumherum<sup>c,d</sup>.*

<sup>a</sup>Instructions der Assemblersprache, die mehreren Maschinenbefehlen entsprechen werden auch als **Pseudo-Instructions** bezeichnet und entsprechen dem, was man im allgemeinen als Macro bezeichnet.

<sup>b</sup>Z.B. erlaubt die Assemblersprache des **GCC** für die **X86\_64-Architektur** für manche Operanden die Syntax **n(%r)**, die einen **Speicherzugriff** mit **Offset**  $n$  zur Adresse, die im **Register** **%r** steht durchführt, wobei z.B. die Klammern () usw. nur „syntaktischer Zucker“ sind und natürlich nicht mitcodiert werden.

<sup>c</sup>Z.B. sind im X86\_64 Assembler die Instructions in **Blöcken** untergebracht, die ein **Label** haben und zu denen mittels **jmp <label>** gesprungen werden kann. Ein solches Konstrukt, was vor allem auch noch relativ beliebig wählbare Bezeichner verwendet hat keine direkte Entsprechung in einem handelsüblichen Prozessor und Hauptspeicher.

<sup>d</sup>P. Scholl, „Einführung in Embedded Systems“.

Ein **Assembler** (Definition 1.5) ist in üblichen Compilern in einer bestimmten Form meist schon integriert sein, da Compiler üblicherweise direkt **Maschinenenncode** bzw. **Objectcode** (Definition 1.6) erzeugen. Ein **Compiler** soll möglichst viel von seiner internen Funktionsweise und der damit verbundenen Theorie für den Benutzer abstrahieren und dem Benutzer daher standardmäßig einfach nur den Output liefern, den er in den allermeisten Fällen haben will, nämlich den **Maschinenenncode** bzw. **Objectcode**, der direkt ausführbar ist bzw. wenn er später mit dem **Linker** (Definition 1.7) zu Maschiendencode zusammengesetzt wird ausführbar

ist.

#### Definition 1.5: Assembler

Übersetzt im allgemeinen **Assemblercode**, der in **Assemblersprache** geschrieben ist zu **Maschinencode** bzw. **Objectcode** in **binärer Repräsentation**, der in **Maschiensprache** geschrieben ist.<sup>a</sup>

<sup>a</sup>P. Scholl, „Einführung in Embedded Systems“.

#### Definition 1.6: Objectcode

Bei Komplexeren Compilern, die es erlauben den Programmcode in **mehrere Dateien** aufzuteilen wird häufig **Objectcode** erzeugt, der neben der Folge von Maschinenbefehlen in **binärer Repräsentation** auch noch Informationen für den **Linker** enthält, die im späteren **Maschiendencode** nicht mehr enthalten sind, sobald der **Linker** die Objektdateien zum Maschinencode zusammengesetzt hat.<sup>a</sup>

<sup>a</sup>P. Scholl, „Einführung in Embedded Systems“.

#### Definition 1.7: Linker

Programm, das **Objektcode** aus mehreren Objektdateien zu ausführbarem **Maschinencode** in eine ausführbare Datei oder Bibliotheksdatei **linkt**, sodass unter anderem kein vermeidbarer **doppelter Code** darin vorkommt.<sup>a</sup>

<sup>a</sup>P. Scholl, „Einführung in Embedded Systems“.

Der **Maschinencode**, denn ein üblicher Compiler einer Programmiersprache generiert, enthält seine Folge von Maschinenbefehlen üblicherweise in **binärer Repräsentation**, da diese in erster Linie für die Maschine, die binär arbeitet verständlich sein sollen und nicht für den Programmierer.

Der **PicoC-Compiler**, der den Zweck erfüllt für Studenten ein **Anschauungs- und Lernwerkzeug** zu sein, generiert allerdings Maschinencode, der die Maschinenbefehle bzw. RETI-Befehle in **menschenlesbarer Form** mit ausgeschriebenem RETI-Operationen, RETI-Registern und Immediates (Definition 1.8) enthält. Für den **RETI-Interpreter** ist es ebenfalls nicht notwendig, dass der Maschinencode, denn der PicoC-Compiler generiert in binärer Darstellung ist, denn es ist für den RETI-Interpreter ebenfalls leichter diese einfach direkt in menschenlesbarer Form zu interpretieren, da der RETI-Interpreter nur die sichtbare Funktionsweise einer RETI-CPU **simulieren** soll und nicht deren mögliche interne Umsetzung<sup>2</sup>.

#### Definition 1.8: Immediate

**Konstanter Wert**, der als **Teil eines Maschinenbefehls** gespeichert ist und dessen **Wertebereich** dementsprechend auch durch die die Anzahl an Bits, die ihm innerhalb dieses **Maschinenbefehls** zur Verfügung gestellt sind, **beschränkter** ist als bei sonstigen Werten innerhalb des Hauptspeichers, denen eine ganze Speicherzelle des Hauptspeichers zur Verfügung steht.<sup>a</sup>

<sup>a</sup>Ljohhuh, *What is an immediate value?*

<sup>2</sup>Eine **RETI-CPU** zu bauen, die menschenlesbaren Maschinencode in z.B. **UTF-8 Codierung** ausführen kann, wäre dagegen unnötig kompliziert und aufwändig, da Hardware **binär** arbeitet und man dieser daher lieber direkt die binär codierten Maschinenbefehle übergibt, anstatt z.B. eine unnötig **platzverbrauchenden** UTF-8 Codierung zu verwenden, die nur in sehr vielen Schritten einen Befehl verarbeiten kann, da die Register und Speicherzellen des Hauptspeichers üblicherweise nur **32- bzw. 64-Bit Breite** haben.

**Definition 1.9: Transpiler (bzw. Source-to-source Compiler)**

Kompiliert zwischen Sprachen, die ungefähr auf dem *gleichen* Level an *Abstraktion* arbeiten<sup>ab</sup>

<sup>a</sup>Die Programmiersprache **TypeScript** will als **Obermenge** von **JavaScript** die Sprachhe Javascript **erweitern** und gleichzeitig die **syntaktischen Mittel** von JavaScript unterstützen. Daher bietet es sich Typescript zu Javascript zu **transpilieren**.

<sup>b</sup>Thiemann, „Compilerbau“.

**Definition 1.10: Cross-Compiler**

Kompiliert auf einer **Maschine**  $M_1$  ein Program, dass in einer **Sprache**  $L_w$  geschrieben ist für eine **andere Maschine**  $M_2$ , wobei beide Maschinen  $M_1$  und  $M_2$  unterschiedliche **Maschinen Sprachen**  $B_1$  und  $B_2$  haben.<sup>ab</sup>

<sup>a</sup>Beim **PicoC-Compiler** handelt es sich um einen **Cross-Compiler**  $C_{PicoC}^{Python}$ .

<sup>b</sup>Earley und Sturgis, „A formalism for translator interactions“.

Ein **Cross-Compiler** ist entweder notwendig, wenn eine Zielmaschine  $M_2$  nicht ausreichend **Rechenleistung** hat, um ein Programm in der Wunschsprache  $L_w$  selbst **zeitnah** zu kompilieren oder wenn noch kein Compiler  $C_w$  für die **Wunschsprache**  $L_w$  und andere Programmiersprachen  $L_o$ , in denen man Programmieren wollen würde existiert, der unter der **Maschinen Sprache**  $B_2$  einer Zielmaschine  $M_2$  läuft.<sup>3</sup>

**1.1.1 T-Diagramme**

Um die Architektur von **Compilern** und **Interpretern** übersichtlich darzustellen eignen sich **T-Diagramme**, deren Spezifikation aus dem Paper Earley und Sturgis, „A formalism for translator interactions“ entnommen ist besonders gut, da diese optimal darauf **zugeschnitten** sind die Eigenheiten von Compilern in ihrer Art der Darstellung unterzubringen.

Die **Notation** setzt sich dabei aus den **Blöcken** für ein Programm (Definition 1.11), einen Übersetzer (Definition 1.12), einen Interpreter (Definition 1.13) und eine Maschine (Definition 1.14) zusammen.

**Definition 1.11: T-Diagram Programm**

Repräsentiert ein **Programm**, dass in der **Sprache**  $L_1$  geschrieben ist und die **Funktion**  $f$  berechnet.<sup>a</sup>



<sup>a</sup>Earley und Sturgis, „A formalism for translator interactions“.

Es ist bei **T-Diagrammen** nicht notwendig beim entsprechenden **Platzhalter**, in den man die genutzte **Sprache** schreibt, den **Namen der Sprache** an ein  $L$  dranzuhängen, weil hier immer eine **Sprache** steht. Es würde in Definition 1.11 also reichen einfach eine 1 hinzuschreiben.

<sup>3</sup>Die an vielen Universitäten und Schulen eingesetzten programmierbaren Roboter von **Lego Mindstorms** nutzen z.B. einen **Cross-Compiler**, um für den programmierbaren Microcontroller eine **C-ähnliche Sprache** in die Maschinent Sprache des Microcontrollers zu kompilieren, da der Microcontroller selbst nicht genug Rechenleistung besitzt, um ein Programm selbst **zeitnah** zu kompilieren.

**Definition 1.12: T-Diagramm Übersetzer (bzw. eng. Translator)**

Repräsentiert einen **Übersetzer**, der in der **Sprache**  $L_1$  geschrieben ist und **Programme** von der **Sprache**  $L_2$  in die **Sprache**  $L_3$  kompiliert.

Für den **Übersetzer** gelten genauso, wie für einen **Compiler**<sup>a</sup> die **Beziehungen** in 1.43.1.<sup>b</sup>



<sup>a</sup>Zwischen den Begriffen **Übersetzung** und **Kompilierung** gibt es einen kleinen Unterschied, **Übersetzung** ist **kleinschrittiger** als **Kompilierung** und ist auch zwischen **Passes** möglich, **Kompilierung** beinhaltet dagegen bereits alle **Passes** in einem Schritt. **Kompilieren** ist also auch **Übersetzen**, aber **Übersetzen** ist nicht immer auch **Kompilieren**.

<sup>b</sup>Earley und Sturgis, „A formalism for translator interactions“.

**Definition 1.13: T-Diagramm Interpreter**

Repräsentiert einen **Interpreter**, der in der **Sprache**  $L_1$  geschrieben ist und **Programme** in der **Sprache**  $L_2$  interpretiert.<sup>a</sup>



<sup>a</sup>Earley und Sturgis, „A formalism for translator interactions“.

**Definition 1.14: T-Diagramm Maschine**

Repräsentiert eine **Maschine**, welche ein **Programm** in **Maschinensprache**  $L_1$  ausführt.<sup>a,b</sup>



<sup>a</sup>Wenn die Maschine **Programme** in einer höheren Sprache als **Maschinensprache** ausführt, ist es auch erlaubt diese Notation zu verwenden, dann handelt es sich um eine **Abstrakte Maschine**, wie z.B. die **Python Virtual Machine** (PVM) oder **Java Virtual Machine** (JVM).

<sup>b</sup>Earley und Sturgis, „A formalism for translator interactions“.

Aus den verschiedenen **Blöcken** lassen sich **Kompositionen** bilden, indem man sie **adjazent** zueinander platziert. Allgemein lässt sich grob sagen, dass **vertikale Adjazents** für **Interpretation** und **horizontale Adjazents** für **Übersetzung** steht.

Sowohl **horizontale** als auch **vertikale Adjazents** lassen sich, wie man in den Abbildungen 1.1 und 1.2 erkennen kann zusammenfassen.

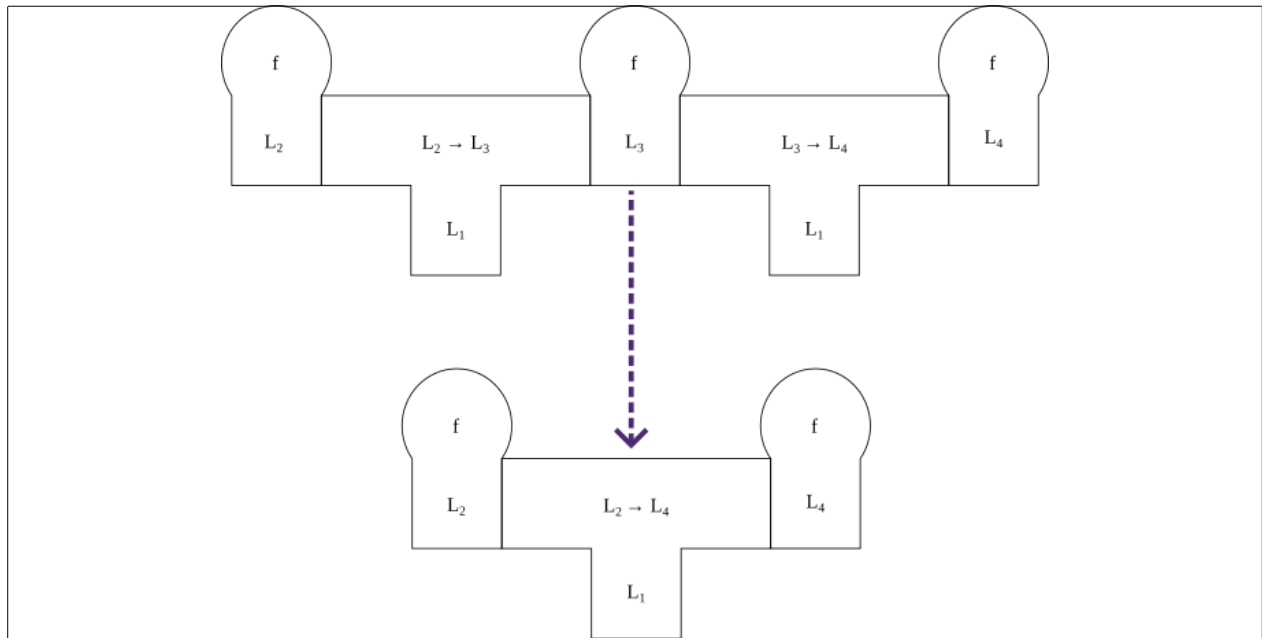


Abbildung 1.1: Horizontale Übersetzungszwischenschritte zusammenfassen

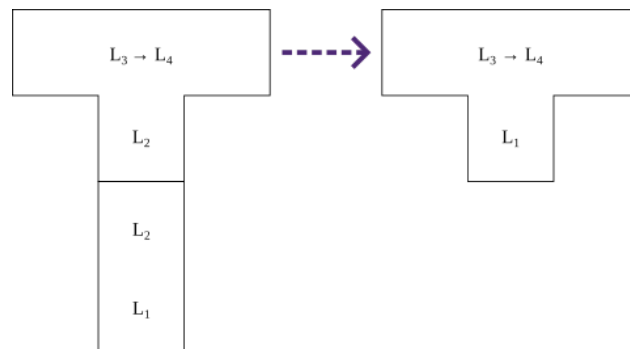


Abbildung 1.2: Vertikale Interpretierungszwischenschritte zusammenfassen

## 1.2 Formale Sprachen

### Definition 1.15: Sprache

*a*

<sup>a</sup>Nebel, „Theoretische Informatik“.

### Definition 1.16: Chomsky Hierarchie

*a*

<sup>a</sup>Nebel, „Theoretische Informatik“.



**Definition 1.17: Grammatik***a*<sup>a</sup>Nebel, „Theoretische Informatik“.**Definition 1.18: Reguläre Sprachen***a*<sup>a</sup>Nebel, „Theoretische Informatik“.**Definition 1.19: Kontextfreie Sprachen***a*<sup>a</sup>Nebel, „Theoretische Informatik“.**Definition 1.20: Ableitung***a*<sup>a</sup>Nebel, „Theoretische Informatik“.**Definition 1.21: Links- und Rechtsableitung***a*<sup>a</sup>Nebel, „Theoretische Informatik“.**Definition 1.22: Linksrekursive Grammatiken**

Eine *Grammatik* ist *linksrekursiv*, wenn sie ein *Nicht-Terminalsymbol* enthält, dass *linksrekursiv* ist.

Ein *Nicht-Terminalsymbol* ist *linksrekursiv*, wenn das *linkeste Symbol* in einer seiner *Produktionen* es selbst ist oder zu sich selbst gemacht werden kann durch eine Folge von Ableitungen:

$$A \Rightarrow^* Aa,$$

wobei *a* eine beliebige Folge von *Terminalsymbolen* und *Nicht-Terminalsymbolen* ist.<sup>a</sup>

<sup>a</sup>*Parsing Expressions · Crafting Interpreters.***1.2.1 Mehrdeutige Grammatiken****Definition 1.23: Ableitungsbaum***a*<sup>a</sup>Nebel, „Theoretische Informatik“.

**Definition 1.24: Mehrdeutige Grammatik**

„Eine Grammatik ist **mehrdeutig**, wenn es ein Wort  $w \in L(G)$  gibt, das mehrere **Ableitungsbäume** zulässt“.<sup>a,b</sup>

<sup>a</sup>Alternativ, wenn es für  $w$  **mehrere** unterschiedliche **Linksableitungen** gibt.

<sup>b</sup>Nebel, „Theoretische Informatik“.

**Definition 1.25: Wortproblem**

<sup>a</sup>

<sup>a</sup>Nebel, „Theoretische Informatik“.

**Definition 1.26: LL(k)-Grammatik**

Eine Grammatik ist **LL(k)** für  $k \in \mathbb{N}$ , falls jeder Ableitungsschritt eindeutig durch die nächsten  $k$  **Symbole** des **Eingabeworts** bzw. in Bezug zu Compilerbau **Token** des **Inputstrings** zu bestimmen ist<sup>a</sup>. Dabei steht **LL** für *left-to-right* und *leftmost-derivation*, da das **Eingabewort** von **links nach rechts** geparsed und immer **Linksableitungen** genommen werden müssen<sup>b</sup>, damit die obige Bedingung mit den **nächsten**  $k$  Symbolen gilt.<sup>c</sup>

<sup>a</sup>Das wird auch als **Lookahead** von  $k$  bezeichnet.

<sup>b</sup>Wobei sich das mit den **Linksableitungen** automatisch ergibt, wenn man das Eingabewort von **links-nach-rechts** parsed und jeder der nächsten  $k$  **Ableitungsschritte** eindeutig sein soll.

<sup>c</sup>Nebel, „Theoretische Informatik“.

**1.2.2 Präzidenz und Assoziativität**

Will man die **Operatoren** aus einer **Programmiersprache** in einer **Grammatik** für eine **Konkrete Syntax** ausdrücken, so lässt sich das nach einem klaren Schema machen, wenn die **Assoziativität** (Definition 1.27) und **Präzidenz** (Definition 1.28) dieser **Operatoren** bekannt ist. Dieses Schema wird in Unterkapitel 2.2.1 genauer erklärt.

**Definition 1.27: Assoziativität**

„Bestimmt, welcher Operator aus einer Reihe **gleicher** Operatoren **zuerst** ausgewertet wird.“

Es wird grundsätzlich zwischen **linksassoziativen** Operatoren, bei denen der **linke Operator** vor dem **rechten Operator** ausgewertet wird und **rechtsassoziativen** Operatoren, bei denen es genau andersrum ist unterschieden.<sup>a</sup>

<sup>a</sup>Parsing Expressions · Crafting Interpreters.

Bei **Assoziativität** ist z.B. der **Multitplikationsoperator**  $*$  ein Beispiel für einen **linksassoziativen** Operator und ein **Zuweisungsoperator**  $=$  ein Beispiel für einen **rechtsassoziativen** Operator. Dies ist in Abbildung 1.3 mithilfe von Klammern  $()$  veranschaulicht.

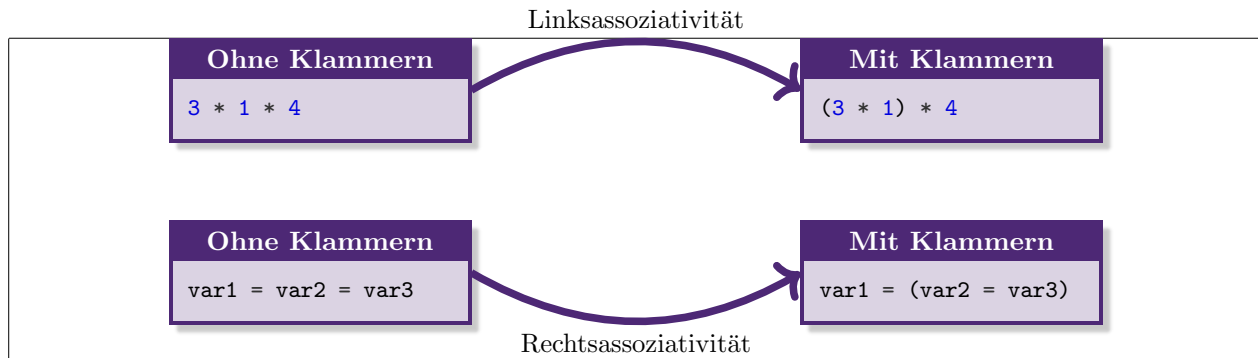


Abbildung 1.3: Veranschaulichung von Linksassoziativität und Rechtsassoziativität

**Definition 1.28: Präzidenz**

„Bestimmt, welcher Operator **zuerst** in einem Ausdruck, der eine Mischung **verschiedener** Operatoren enthält, ausgewertet wird. Operatoren mit einer **höheren Präzidenz**, werden **vor** Operatoren mit **niedrigerer Präzidenz** ausgewertet.“<sup>a</sup>

<sup>a</sup>Parsing Expressions · Crafting Interpreters.

Bei **Präzidenz** ist die Mischung der Operatoren für **Subtraktion** '-' und für **Multiplikation** \* ein Beispiel für den Einfluss von Präzidenz. Dies ist in Abbildung 1.4 mithilfe der Klammern () veranschaulicht. Im Beispiel in Abbildung 1.4 ist bei den beiden **Subtraktionsoperatoren** '-' nacheinander und dem darauffolgenden **Multiplikationsoperator** \* sowohl **Assoziativität** als auch **Präzidenz** im Spiel.



Abbildung 1.4: Veranschaulichung von Präzidenz

## 1.3 Lexikalische Analyse

Die **Lexikalische Analyse** bildet üblicherweise die erste Ebene innerhalb des **Pipe-Filter Architekturpaterns** (Definition 1.29) bei der Implementierung von Compilern. Die Aufgabe der lexikalischen Analyse ist vereinfacht gesagt, in einem Inputstring, z.B. dem Inhalt einer Datei, welche in **UTF-8** codiert ist, Folgen endlicher Symbole (auch **Wörter** genannt) zu finden, die bestimmte **Pattern** (Definition 1.30) matchen, die durch eine **reguläre Grammatik** spezifiziert sind.

**Definition 1.29: Pipe-Filter Architekturpattern**

Ist ein **Architekturpattern**, welches aus **Pipes** und **Filtern** besteht, wobei der **Ausgang** eines **Filters** der **Eingang** des durch eine **Pipe** verbundenen adjazenten nächsten **Filters** ist, falls es einen gibt.

Ein **Filter** stellt einen Schritt dar, indem eine Eingabe **weiterverarbeitet** wird und **weitergereicht** wird. Bei der **Weiterverarbeitung** können Teile der Eingabe **entfernt**, **hinzugefügt** oder **vollständig ersetzt** werden.

Eine **Pipe** stellt ein **Bindeglied** zwischen zwei **Filtern** dar.<sup>a,b</sup>



<sup>a</sup>Das ein **Bindeglied** eine eigene Bezeichnung erhält, bedeutet allerdings nicht, dass es eine eigene wichtige **Aufgabe** erfüllt. Wie bei vielen **Pattern**, soll mit dem Namen des **Pattern**, in diesem Fall durch das **Pipe** die Anlehnung an z.B. die **Pipes aus Unix**, z.B. `cat /proc/bus/input/devices | less` zum Ausdruck gebracht werden. Und so banal es klingt, sollen manche Bezeichnungen von Pattern auch einfach nur gut klingen.

<sup>b</sup>Westphal, „Softwaretechnik“.

Diese Folgen endlicher Symbole werden auch **Lexeme** (Definition 1.31) genannt.

**Definition 1.30: Pattern**

**Beschreibung** aller möglichen **Lexeme**, die eine Menge  $\mathbb{P}_T$  bilden und einem bestimmten **Token**  $T$  zugeordnet werden. Die Menge  $\mathbb{P}_T$  ist eine möglicherweise unendliche Menge von **Wörtern**, die sich mit den Produktionen einer **regulären Grammatik**  $G_{Lex}$  einer **regulären Sprache**  $L_{Lex}$  beschreiben lassen<sup>a</sup>, die für die Beschreibung eines **Tokens**  $T$  zuständig sind.<sup>b</sup>

<sup>a</sup>Als Beschreibungswerkzeug können aber auch z.B. reguläre Ausdrücke hergenommen werden.

<sup>b</sup>Thiemann, „Compilerbau“.

**Definition 1.31: Lexeme**

Ein **Lexeme** ist ein **Wort** aus dem Inputstring, welches das **Pattern** für eines der **Token**  $T$  einer **Sprache**  $L_{Lex}$  *matched*.<sup>a</sup>

<sup>a</sup>Thiemann, „Compilerbau“.

Diese **Lexeme** werden vom **Lexer** (Definition 1.32) im **Inputstring** identifiziert und **Tokens**  $T$  zugeordnet. Das jeweils nächste **Lexeme** fängt dabei genau nach dem letzten Symbol des **Lexemes** an, das zuletzt vom **Lexer** erkannt wurde. Die **Tokens** (Definition 1.32) sind es, die letztendlich an die **Syntaktische Analyse** weitergegeben werden.

**Definition 1.32: Lexer (bzw. Scanner oder auch Tokenizer)**

Ein **Lexer** ist eine **partielle Funktion**  $lex : \Sigma^* \rightarrow (N \times W)^*$ , welche ein **Wort** bzw. **Lexeme** aus  $\Sigma^*$  auf ein **Token**  $T$  mit einem **Tokennamen**  $N$  und einem **Tokenwert**  $W$  abbildet, falls dieses **Wort** sich unter der **regulären Grammatik**  $G_{Lex}$ , der **regulären Sprache**  $L_{Lex}$  ableiten lässt bzw. einem der **Pattern** der Sprache  $L_{Lex}$  entspricht.<sup>a</sup>

<sup>a</sup>Thiemann, „Compilerbau“.

Ein **Lexer** ist im Allgemeinen eine **partielle Funktion**, da es Zeichenfolgen geben kann, die kein **Pattern** eines **Tokens** der Sprache  $L_{Lex}$  *matchen*. In Bezug auf eine Implementierung, wird, wenn der Lexer Teil der Implementierung eines Compilers ist, in diesem Fall eine **Fehlermeldung** ausgegeben.

Um Verwirrung verzubäuen ist es wichtig folgende Unterscheidung hervorzuheben:

Wenn von **Symbolen** die Rede ist, so werden in der **Lexikalischen Analyse**, der **Syntaktische Analyse** und der **Code Generierung**, auf diesen verschiedenen Ebenen unterschiedliche Konzepte als Symbole bezeichnet.

In der Lexikalischen Analyse sind einzelne **Zeichen eines Zeichensatzes** die Symbole.

In der Syntaktischen Analyse sind die **Tokennamen** die Symbole.

In der Code Generierung sind die **Bezeichner** (Definition 1.33) von **Variablen, Konstanten und Funktionen** die Symbole<sup>a</sup>.

<sup>a</sup>Das ist der Grund, warum die **Tabelle**, in der Informationen zu **Bezeichnern** gespeichert werden, in Kapitel 2 **Symboltabelle** genannt wird.

### Definition 1.33: Bezeichner (bzw. Identifier)

***Tokenwert**, der eine Konstante, Variable, Funktion usw. innerhalb ihres **Scopes eindeutig** benennt.<sup>a,b</sup>*

<sup>a</sup>Außer wenn z.B. bei Funktionen die Programmiersprache das **Überladen** erlaubt usw. In diesem Fall wird die **Signatur** der Funktion als weiteres Unterscheidungsmerkmal hinzugenommen, damit es eindeutig ist.

<sup>b</sup>Thiemann, „Einführung in die Programmierung“.

Eine weitere Aufgabe der **Lexikalischen Analyse** ist es jegliche für die Weiterverarbeitung unwichtigen Symbole, wie Leerzeichen `␣`, Newline `\n`<sup>4</sup> und Tabs `\t` aus dem Inputstring herauszufiltern. Das geschieht mittels des **Lexers**, der allen für die **Syntaktische Analyse** unwichtigen Zeichen das leere Wort  $\epsilon$  zuordnet. Das ist auch im Sinne der Definition, denn  $\epsilon \in (N \times W)^*$  ist immer der Fall beim **Kleene Stern Operator**  $*$ . Nur das, was für die **Syntaktische Analyse** wichtig ist, soll weiterverarbeitet werden, alles andere wird herausgefiltert.

Der Grund warum nicht einfach nur die **Lexeme** an die **Syntaktische Analyse** weitergegeben werden und der Grund für die Aufteilung des **Tokens** in **Tokenname** und **Tokenwert** ist, weil z.B. die Bezeichner von Variablen, Konstanten und Funktionen beliebige Zeichenfolgen sein können, wie `my_fun`, `my_var` oder `my_const` und es auch viele verschiedenen Zahlen gibt, wie 42, 314 oder 12. Die **Überbegriffe** bzw. **Tokennamen** für beliebige Bezeichner von Variablen, Konstanten und Funktionen und beliebige Zahlen sind aber trotz allem z.B. `NAME` und `NUM`<sup>5</sup>, bzw. wenn man sich nicht Kurzformen sucht `IDENTIFIER` und `NUMBER`. Für **Lexeme**, wie `if` oder `}` sind die **Tokennamen** bzw. Überbegriffe genau die Bezeichnungen, die man diesen Zeichenfolgen geben würde, nämlich `IF` und `RBRACE`.

Ein **Lexeme** ist damit aber nicht immer das gleiche, wie der **Tokenwert**, denn z.B. im Falle von PicoC kann der Wert 99 durch zwei verschiedene **Literale** (Definition 1.34) dargestellt werden, einmal als ASCII-Zeichen `'c'`, das den entsprechenden Wert in der ASCII-Tabelle hat und des Weiteren auch in Dezimalschreibweise als 99<sup>6</sup>. Der **Tokenwert** ist jedoch der letztendlich verwendete Wert an sich, unabhängig von der Darstellungsform.

Die **Grammatik**  $G_{Lex}$ , die zur Beschreibung der Token  $T$  der Sprache  $L_{Lex}$  verwendet wird ist üblicherweise **regulär**, da ein typischer **Lexer** immer nur **ein Symbol** vorausschaut<sup>7</sup>, sich nichts merken muss und unabhängig davon, was für Symbole davor aufgetaucht sind läuft. Die Grammatik 2.1.1 liefert den Beweis.

<sup>4</sup>In Unix Systemen wird für Newline das ASCII Symbol **line feed**, in Windows hingegen die ASCII Symbole **carriage return** und **line feed** nacheinander verwendet. Das wird aber meist durch die verwendete Programmiersprache, die man zur Implementierung des Lexers nutzt wegabstrahiert.

<sup>5</sup>Diese **Tokennamen** wurden im **PicoC-Compiler** verwendet, da man beim Programmieren möglichst **kurze** und **leicht verständliche** Bezeichner für seine Nodes haben will, damit unter anderem **mehr Code** in eine Zeile passt.

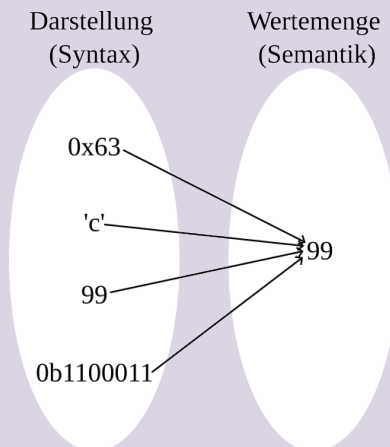
<sup>6</sup>Die Programmiersprache **Python** erlaubt es z.B. dieser Wert auch mit den Literalen `0b1100011` und `0x63` darzustellen.

<sup>7</sup>Man nennt das auch einem **Lookahead** von 1

dass die Sprache  $L_{PicoC\_Lex}$  des **PicoC-Compilers** auf jeden Fall **regulär** ist, da sie fast die Definition 1.18 erfüllt. Einzige die Produktion  $CHAR ::= ""ASCII\_CHAR""$  sieht problematisch aus, kann allerdings auch als  $\{CHAR ::= ""CHAR2, CHAR2 ::= ASCII\_CHAR""\}$  **regulär** ausgedrückt werden<sup>8</sup>. Somit existiert eine **reguläre Grammatik**, welche die **Sprache**  $L_{PicoC\_Lex}$  beschreibt und damit ist die **Sprache**  $L_{PicoC\_Lex}$  **regulär**.

#### Definition 1.34: Literal

Eine von möglicherweise vielen weiteren **Darstellungsformen** (als **Zeichenkette**) für ein und denselben **Wert** eines **Datentyps**.<sup>a</sup>



<sup>a</sup>Thiemann, „Einführung in die Programmierung“.

Um eine Gesamtübersicht über die **Lexikalische Analyse** zu geben, ist in Abbildung 1.5 die Lexikalische Analyse an einem Beispiel veranschaulicht.

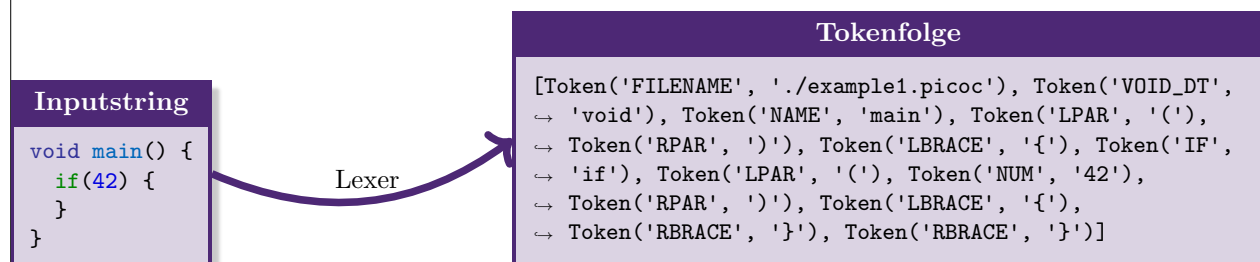


Abbildung 1.5: Veranschaulichung der Lexikalischen Analyse

## 1.4 Syntaktische Analyse

In der **Syntaktischen Analyse** ist für einige Sprachen eine **Kontextfreie Grammatik**  $G_{Parse}$  notwendig, um diese Sprachen zu beschreiben, da viele Programmiersprachen z.B. für **Funktionsaufrufe** `fun(arg)` und **Codeblöcke** `if(1){}` syntaktische Mittel verwenden, die es notwendig machen sich zu merken, wieviele öffnende runde Klammern '(' bzw. öffnende geschweifte Klammern '{' es momentan gibt, die noch nicht durch eine entsprechende schließende runde Klammer ')' bzw. schließende geschweifte Klammer '}' geschlossen wurden.

<sup>8</sup>Eine derartige Regel würde nur Probleme bereiten, wenn sich aus `ASCII_CHAR` **beliebig breite** Wörter ableiten lassen.

Die **Syntax**, in welcher der **Inputstring** aufgeschrieben ist, wird auch als **Konkrete Syntax** (Definition 1.35) bezeichnet. In einem Zwischenschritt, dem **Parsen** wird aus diesem Inputstring mithilfe eines **Parsers** (Definition 1.37), ein **Derivation Tree** (Definition 1.36) generiert, der als Zwischenstufe hin zum einem **Abstract Syntax Tree** (Definition 1.42) dient. Beim Compilerbau ist es förderlich kleinschrittig vorzugehen, deshalb erst die Generierung des **Derivation Tree** und dann erst des **Abstract Syntax Tree**.

#### Definition 1.35: Konkrete Syntax

*Syntax einer Sprache, die durch die Grammatiken  $G_{Lex}$  und  $G_{Parse}$  zusammengekommen beschrieben wird.*

*Ein Programm in seiner Textrepräsentation, wie es in einer Textdatei nach den Produktionen der Grammatiken  $G_{Lex}$  und  $G_{Parse}$  abgeleitet steht, bevor man es kompiliert, ist in Konkreter Syntax aufgeschrieben.<sup>a</sup>*

<sup>a</sup>G. Siek, *Course Webpage for Compilers (P423, P523, E313, and E513)*.

#### Definition 1.36: Derivation Tree (bzw. Parse Tree)

*Compilerinterne Darstellung eines in Konkreter Syntax geschriebenen Inputstrings als Baumdatenstruktur, in der Nichtterminalsymbole die Inneren Knoten der Baumdatenstruktur und Terminalsymbole die Blätter der Baumdatenstruktur bilden. Jedes zum Ableiten des Inputstrings verwendete Nicht-Terminalsymbol einer Produktion der Grammatik  $G_{Parse}$ , die ein Teil der Konkrete Syntax ist, bildet einen eigenen Inneren Knoten.*

*Der Derivation Tree wird optimalerweise immer so konstruiert bzw. die Konkrete Syntax immer so definiert, dass sich möglichst einfach ein Abstract Syntax Tree daraus konstruieren lässt.<sup>a</sup>*

<sup>a</sup>JSON parser - Tutorial — Lark documentation.

#### Definition 1.37: Parser

*Ein Parser ist ein Programm, dass aus einem Inputstring, der in Konkreter Syntax geschrieben ist, eine compilerinterne Darstellung, den Derivation Tree generiert, was auch als Parsen bezeichnet wird.<sup>a, b</sup>*

<sup>a</sup>Es gibt allerdings auch alternative Definitionen, denen nach ein Parser in Bezug auf Compilerbau ein Programm ist, dass einen Inputstring von Konkreter Syntax in Abstrakte Syntax übersetzt. Im Folgenden wird allerdings die Definition 1.37 verwendet.

<sup>b</sup>JSON parser - Tutorial — Lark documentation.

An dieser Stelle könnte möglicherweise eine Verwirrung entstehen, welche Rolle dann überhaupt ein **Lexer** hier spielt.

In Bezug auf Compilerbau ist ein **Lexer** ein Teil eines **Parsers**. Der **Lexer** ist ausschließlich für die **Lexikalische Analyse** verantwortlich und entspricht z.B., wenn man bei einem Wanderausflug verschiedenen Insekten entdeckt, dem Nachschlagen in einem Insektenlexikon und dem Aufschreiben, welchen Insekten man in welcher Reihenfolge begegnet ist. Zudem kann man bestimmte **Sehenswürdigkeiten** an denen man während des Ausflugs vorbeikommt ebenfalls festhalten, da es eine Rolle spielen kann in welchem örtlichen **Kontext** man den Insekten begegnet ist<sup>a</sup>.

Der **Parser** vereinigt sowohl die **Lexikalische Analyse**, als auch einen Teil der **Syntaktischen Analyse** in sich und entspricht, um auf das Beispiel zurückzukommen, dem Darstellen von **Beziehungen** zwischen den Insektenbegegnungen in einer für die **Weiterverarbeitung tauglichen Form**<sup>b</sup>.



In der Weiterverarbeitung kann der **Interpreter** das interpretieren und daraus bestimmte Schlüsse ziehen und ein **Compiler** könnte es vielleicht in eine für Menschen leichter entschlüsselbare Sprache kompilieren.

<sup>a</sup>Das würde z.B. der Rolle eines **Semikolon** ; in der Sprache  $L_{PicoC}$  entsprechen.

<sup>b</sup>Z.B. gibt es bestimmte **Wechselbeziehungen** zwischen Insekten, Insekten beeinflussen sich gegenseitig.

Die vom **Lexer** im Inputstring identifizierten **Token** werden in der **Syntaktischen Analyse** vom **Parser** als **Wegweiser** verwendet, da je nachdem, in welcher Reihenfolge die **Token** auftauchen, dies einer anderen Ableitung in der **Grammatik**  $G_{Parse}$  entspricht. Dabei wird in der Grammatik  $L_{Parse}$  nach dem **Tokennamen** unterschieden und nicht nach dem Tokenwert, da es nur von Interesse ist, ob an einer bestimmten Stelle z.B. eine **Zahl** steht und nicht, welchen konkreten Wert diese **Zahl** hat. Der **Tokenwert** ist erst später in der **Code Generierung** in 1.5 wieder relevant.

Ein **Parser** ist genauer gesagt ein erweiterter **Recognizer** (Definition 1.38), denn ein Parser löst das **Wortproblem** (Definition 1.25) für die **Sprache**, die durch die **Konkrete Syntax** beschrieben wird und konstruiert parallel dazu oder im Nachgang aus den Informationen, die während der Ausführung des Recognition Algorithmus gesichert wurden den **Derivation Tree**.

#### Definition 1.38: Recognizer (bzw. Erkenner)

*Entspricht dem Maschinenmodell eines **Automaten**. Im Bezug auf Compilerbau entspricht der **Recognizer** einem **Kellerautomaten**, in dem **Wörter** bestimmter **Kontextfreier Sprachen** erkannt werden. Der **Recognizer** erkennt, ob ein Inputstring bzw. **Wort** sich mit den Produktionen der **Konkrete Syntax** ableiten lässt, also ob er bzw. es Teil der Sprache ist, die von der **Konkreten Syntax** beschrieben wird oder nicht<sup>a,b</sup>*

<sup>a</sup>Das vom **Recognizer** gelöste Problem ist auch als **Wortproblem** bekannt.

<sup>b</sup>Thiemann, „Compilerbau“.

Für das **Parsen** gibt es grundsätzlich **zwei** verschiedene Ansätze:

- **Top-Down Parsing:** Der **Derivation Tree** wird von **oben-nach-unten** generiert, also von der **Wurzel** zu den **Blättern**. Dementsprechend fängt die Generierung des **Derivation Tree** mit dem **Startsymbol** der **Grammatik** an und wendet in jedem Schritt eine **Linksableitung** auf die **Nicht-Terminalsymbole** an, bis man **Terminalsymbole** hat, die sich zum gewünschten **Inputstring** abgeleitet haben oder sich herausstellt, dass dieser nicht abgeleitet werden kann.<sup>a</sup>

Der Grund, warum die **Linksableitung** verwendet wird und nicht z.B. die **Rechtsableitung**, ist, weil der **Eingabewert** bzw. der **Inputstring** von **links nach rechts** eingelesen wird, was gut damit zusammenpasst, dass die **Linksableitung** die **Blätter** von **links-nach-rechts** generiert.

Welche der **Produktionen** für ein **Nicht-Terminalsymbol** angewandt wird, wenn es mehrere **Alternativen** gibt, wird entweder durch **Backtracking** oder durch **Vorausschauen** gelöst.

Eine sehr einfach zu implementierende Technik für **Top-Down Parser** ist hierbei der **Rekursive Abstieg**. Dabei wird jedem **Nicht-Terminalsymbol** eine **Prozedur** zugeordnet, welche die **Produktionen** dieses Nicht-Terminalsymbols umsetzt. **Prozeduren** rufen sich dabei wechselseitig gegenseitig entsprechend der Produktionsregeln auf, falls eine Produktionsregel ein entsprechendes **Nicht-Terminal** enthält.

Mit dieser Methode ist das Parsen **Linksrekursiver Grammatiken** (Definition 1.22) allerdings nicht möglich, ohne die Grammatik vorher umgeformt zu haben und jegliche **Linksrekursion** aus der **Grammatik** entfernt zu haben, da diese zu **Unendlicher Rekursion** führt.



**Rekursiver Abstieg** kann mit **Backtracking** verbunden werden, um auch Grammatiken parsen zu können, die nicht **LL(k)** (Definition 1.26) sind. Dabei werden meist nach dem **Depth-First-Search Prinzip** alle **Produktionen** für ein **Nicht-Terminalsymbol** solange durchgegangen bis der gewünschte Inputstring abgeleitet ist oder alle **Alternativen** für einen Schritt abgesucht sind, bis man wieder beim ersten Schritt angekommen ist und da auch alle **Alternativen** abgesucht sind, was dann bedeutet, dass der **Inputstring** sich **nicht** mit der verwendeten Grammatik ableiten lässt.<sup>b</sup>

Wenn man eine **LL(k)** Grammatik hat, kann man auf **Backtracking verzichten** und es reicht einfach nur immer  $k$  **Token** im Inputstring **vorauszuschauen**. **Mehrdeutige Grammatiken** sind dadurch ausgeschlossen, weil **LL(k)** keine **Mehrdeutigkeit** zulässt.<sup>c</sup>

- **Bottom-Up Parsing:** Es wird mit dem **Eingabewort** bzw. **Inputstring** gestartet und versucht **Rechtsableitungen** entsprechend der **Produktionen** der **Konkreten Syntax** rückwärts anzuwenden, bis man beim **Startsymbol** landet.<sup>d</sup>
- **Chart Parser:** Es wird **Dynamische Programmierung** verwendet und partielle Zwischenergebnisse werden in einer **Tabelle** (bzw. einem **Chart**) gespeichert und können wiederverwendet werden. Das macht das Parsen **Kontextfreier Grammatiken** effizienter, sodass es nur noch **polynomielle** Zeit braucht, da **Backtracking** nicht mehr notwendig ist.<sup>e</sup>

<sup>a</sup>What is Top-Down Parsing?

<sup>b</sup>Diese Form von Parsing wurde im **PicoC-Compiler** implementiert, als dieser noch auf dem Stand des **Bachelorprojektes** war, bevor er durch den nicht selbst implementierten **Earley Parser** von **Lark** (siehe *Lark - a parsing toolkit for Python*) ersetzt wurde.

<sup>c</sup>Diese Art von Parser ist im **RETI-Interpreter** implementiert, da die **RETI-Sprache** eine besonders simple **LL(1) Grammatik** besitzt. Diese Art von **Parser** wird auch als **Predictive Parser** oder **LL(k) Recursive Descent Parser** bezeichnet, wobei **Recursive Descent** das englische Wort für **Rekursiven Abstieg** ist.

<sup>d</sup>What is Bottom-up Parsing?

<sup>e</sup>Der **Earley Parser**, den **Lark** und damit der **PicoC-Compiler** verwendet fällt unter diese Kategorie.

Der **Abstract Syntax Tree** wird mithilfe von **Transformern** (Definition 1.39) und **Visitors** (Definition 1.40) generiert und ist das Endprodukt der **Syntaktischen Analyse**, welches an die **Code Generierung** weitergegeben wird. Wenn man die gesamte **Syntaktische Analyse** betrachtet, so übersetzt diese einen Inputstring von der **Konkreten Syntax** in die **Abstrakte Syntax** (Definition 1.41).

#### Definition 1.39: Transformer

Ein Programm, dass von **unten-nach-oben**, nach dem **Breadth First Search** Prinzip alle Knoten des **Derivation Tree** besucht und beim Antreffen eines bestimmten Knoten des **Derivation Tree** einen entsprechenden Knoten des **Abstract Syntax Tree** erzeugt und diesen anstelle des Knotens des **Derivation Tree** setzt und so Stück für Stück den **Abstract Syntax Tree** konstruiert.<sup>a</sup>

<sup>a</sup>Transformers & Visitors — Lark documentation.

#### Definition 1.40: Visitor

Ein Programm, dass von **unten-nach-oben**, nach dem **Breadth First Search** Prinzip alle Knoten des **Derivation Tree** besucht und in Bezug zu Compilerbau, beim Antreffen eines bestimmten **Knoten** des **Derivation Tree**, diesen **in-place** mit anderen Knoten **tauscht** oder **manipuliert**, um den **Derivation Tree** für die weitere Verarbeitung durch z.B. einen **Transformer** zu vereinfachen.<sup>a,b</sup>

<sup>a</sup>Kann theoretisch auch zur Konstruktion eines **Abstract Syntax Tree** verwendet werden, wenn z.B. eine externe Klasse verwendet wird, welches für die Konstruktion des **Abstract Syntax Tree** verantwortlich ist. Aber dafür ist ein **Transformer** besser geeignet.

<sup>b</sup>Transformers & Visitors — Lark documentation.

**Definition 1.41: Abstrakte Syntax**

*Syntax*, die beschreibt, was für Arten von **Komposition** bei den **Knoten** eines **Abstract Syntax Trees** möglich sind.

Jene Produktionen, die in der **Konkreten Syntax** für die Umsetzung von **Präzidenz** notwendig waren, sind in der **Abstrakten Syntax** abgeflacht.<sup>a</sup>

<sup>a</sup>G. Siek, *Course Webpage for Compilers (P423, P523, E313, and E513)*.

**Definition 1.42: Abstract Syntax Tree (AST)**

**Compilerinterne Darstellung** eines Programs, in welcher sich anhand der Knoten auf dem **Pfad** von der **Wurzel** zu einem **Blatt** nicht mehr direkt nachvollziehen lässt, durch welche **Produktionen** dieses Blatt abgeleitet wurde.

Der **Abstract Syntax Tree** hat einmal den Zweck, dass die **Kompositionen**, die die Knoten bilden können **semantisch** näher an den **Instructions eines Assemblers** dran sind und, dass man mit einem **Abstract Syntax Tree** bei der Betrachtung eines **Knoten**, der für einen Teil des Programms steht, möglichst schnell die Fragen beantworten kann, welche **Funktionalität** der Sprache dieser umsetzt, welche **Bestandteile** er hat und welche **Funktionalität** der Sprache diese Bestandteile umsetzen usw.<sup>a</sup>

<sup>a</sup>G. Siek, *Course Webpage for Compilers (P423, P523, E313, and E513)*.

Die **Baumdatenstruktur** des **Derivation Tree** und **Abstract Syntax Tree** ermöglicht es die Operationen, die ein Compiler bzw. Interpreter bei der Weiterverarbeitung des Inputstrings ausführen muss möglichst **effizient** auszuführen und auf **unkomplizierte** Weise direkt zu erkennen, welche er ausführen muss.

Um eine Gesamtübersicht über die **Syntaktische Analyse** zu geben, ist in Abbildung 1.6 die Syntaktische mit dem Beispiel aus Subkapitel 1.3 fortgeführt.

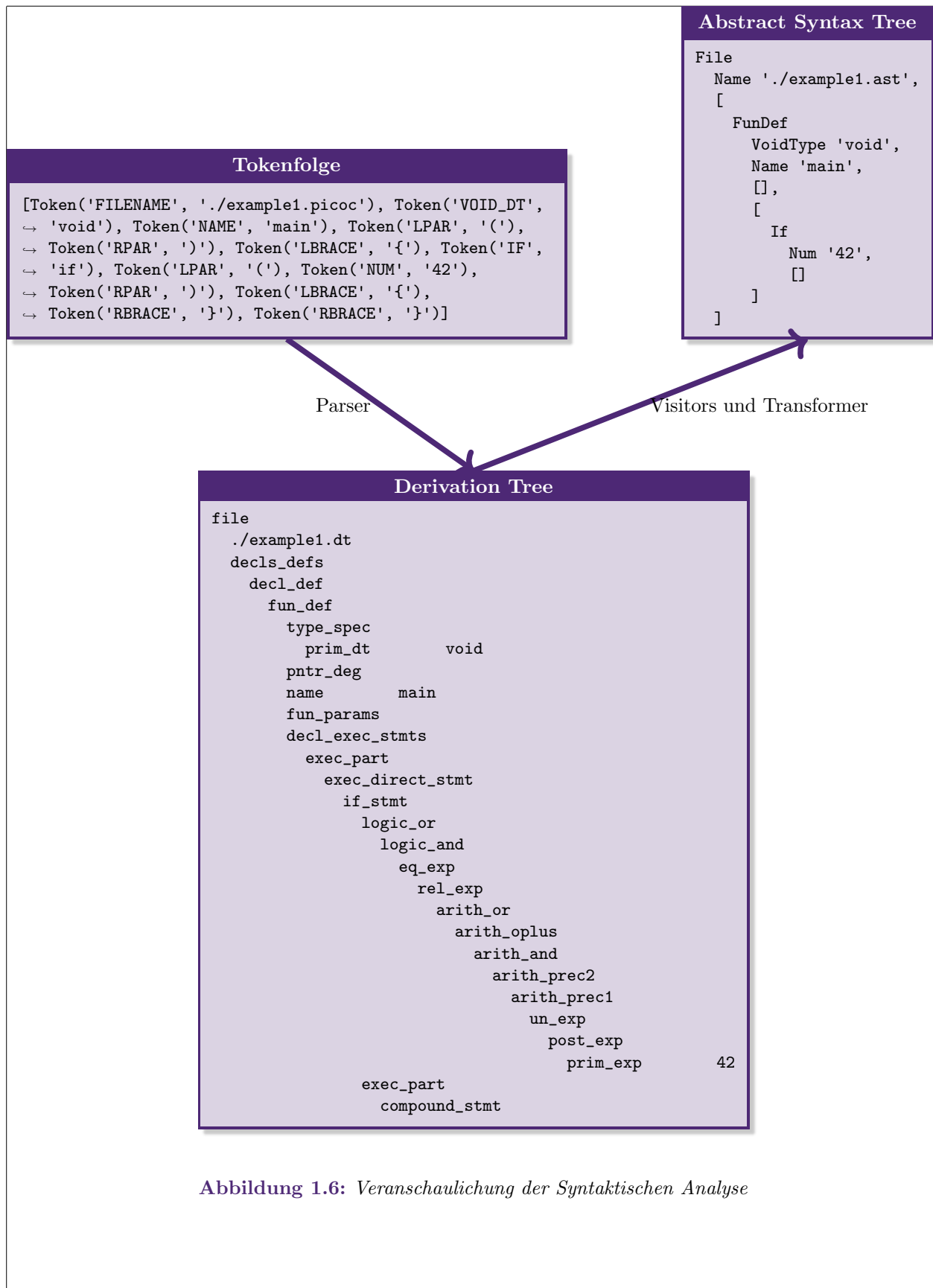


Abbildung 1.6: Veranschaulichung der Syntaktischen Analyse

## 1.5 Code Generierung

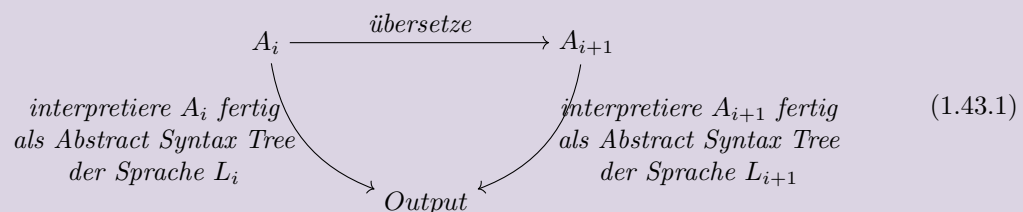
In der **Code Generierung** steht man nun dem Problem gegenüber einen **Abstract Syntax Tree** einer Sprache  $L_1$  in den **Abstract Syntax Tree** einer Sprache  $L_2$  umformen zu müssen. Dieses Problem lässt sich vereinfachen, indem man das Problem in mehrere Schritte unterteilt, die man **Passes** (Definition 1.43) nennt. So wie es auch schon mit dem **Derivation Tree** in der Syntaktischen Analyse gemacht wurde, den man als Zwischenstufe zum **Abstract Syntax Tree** konstruiert hatte. Aus dem Derivation konnte, dann unkompliziert und einfach mit **Transformern** und **Visitors** ein **Abstract Syntax Tree** generiert werden.

Man spricht hier von dem „**Abstrakt Syntax Tree einer Sprache  $L_1$  (bzw.  $L_2$ )**“ und meint hier mit der Sprache  $L_1$  (bzw.  $L_2$ ) **nicht** die Sprache, welche durch die **Abstrakte Syntax**, nach welcher der **Abstract Syntax Tree** abgeleitet ist beschrieben wird. Es ist damit **immer** die Sprache gemeint, die **kompiliert** werden soll und zu deren Zweck der **Abstrakt Syntax Tree** überhaupt konstruiert wird. Für die tatsächliche Sprache, die durch die **Abstrakte Syntax** beschrieben wird, interessiert man sich nie wirklich explizit. Diese **Redeart** wurde aus der **Quelle** G. Siek, *Course Webpage for Compilers (P423, P523, E313, and E513)* übernommen.

### Definition 1.43: Pass

*Einzelner Übersetzungsschritt in einem Kompilervorgang von einem **Abstract Syntax Tree**  $A_i$  einer Sprache  $L_i$  zu einem **Abstract Syntax Tree**  $A_{i+1}$  einer Sprache  $L_{i+1}$ , der meist **eine** bestimmte **Teilaufgabe** übernimmt, die sich mit keiner **Teilaufgabe** eines anderen **Passes** überschneidet und möglichst wenig **Ähnlichkeit** mit den **Teilaufgaben** anderer **Passes** haben sollte.<sup>a,b</sup>*

Für jeden **Pass** gilt ähnlich, wie bei einem **vollständigen Compiler** in 1.43.1, dass:



wobei man hier so tut, als gäbe es zwei **Interpreter** für die zwei Sprachen  $L_i$  und  $L_{i+1}$ , welche den jeweiligen den **Abstract Syntax Tree**  $A_i$  bzw.  $A_{i+1}$  fertig interpretieren.<sup>c,d</sup>

<sup>a</sup>Ein **Pass** kann mit einem **Transpiler** 1.9 (Definition 1.9) verglichen werden, da sich die zwei Sprachen  $L_i$  und  $L_{i+1}$  aufgrund der **Kleinschrittigkeit** meist auf einem ähnlichen **Abstraktionslevel** befinden. Der Unterschied ist allerdings, dass ein **Transpiler** zwei Programme, die in  $L_i$  bzw.  $L_{i+1}$  geschrieben sind kompiliert. Ein **Pass** ist dagegen immer **kleinschrittig** und operiert ausschließlich auf **Abstract Syntax Trees**, ohne Parsing usw.

<sup>b</sup>Der Begriff kommt aus dem **Englischen** von „passing over“, da der gesamte **Abstract Syntax Tree** in einem **Pass** durchlaufen wird.

<sup>c</sup>**Interpretieren** geht immer von einem Programm in **Konkreter Syntax** aus, wobei der **Abstract Syntax Tree** ein **Zwischenschritt** bei der **Interpretierung** ist.

<sup>d</sup>G. Siek, *Course Webpage for Compilers (P423, P523, E313, and E513)*.

Die von den **Passes** umgeformten **Abstract Syntax Trees** sollten dabei mit jedem **Pass** der **Syntax** von **Maschinenbefehlen** immer ähnlicher werden, bis es schließlich nur noch Maschinenbefehle sind.

### 1.5.1 Monadische Normalform

Hat man es mit einer Sprache zu tun, welche **Unreine Ausdrücke** (Definition 1.45) besitzt, so ist es sinnvoll einen **Pass** einzuführen, der **Reine** (Definition 1.44) und **Unreine Ausdrücke** voneinander **trennt**. Das wird erreicht, indem man aus den Unreinen Ausdrücken **vorangestellte Statements** macht, die man **vor** den jeweiligen reinen Ausdruck, mit dem sie **gemischt** waren stellt. Der Unreine Ausdruck muss als **erstes** ausgeführt werden, für den Fall, dass der **Effekt**, denn ein **Unreiner Ausdruck** hatte den **Reinen Ausdruck**, mit dem er gemischt war in irgendeinerweise beeinflussen könnte.

#### Definition 1.44: Reiner Ausdruck (bzw. engl. pure expression)

*Ein **Reiner Ausdruck** ist ein Ausdruck, der **rein** ist. Das bedeutet, dass dieser Ausdruck **keine Nebeneffekte** erzeugt. Ein **Nebeneffekt** ist eine **Bedeutung**, die ein Ausdruck hat, die sich **nicht** mit **RETI-Code** darstellen lässt.<sup>a,b</sup>*

<sup>a</sup>Sondern z.B. **intern** etwas am **Kompilierprozess** ändert.

<sup>b</sup>G. Siek, *Course Webpage for Compilers (P423, P523, E313, and E513)*.

#### Definition 1.45: Unreiner Ausdruck

*Ein **Unreiner Ausdruck** ist ein Ausdruck, der kein **Reiner Ausdruck** ist.*

Auf diese Weise sind alle **Statements** und **Ausdrücke** in **Monadischer Normalform** (Definition 1.46).

#### Definition 1.46: Monadische Normalform (bzw. engl. monadic normal form)

*Ein **Statement** oder **Ausdruck** ist in **Monadischer Normalform**, wenn er nach einer **Konkreten Syntax** in **Monadischer Normalform** abgeleitet wurde.*

*Eine **Konkrete Syntax** ist in **Monadischer Normalform**, wenn sie **reine Ausdrücke** und **unreine Ausdrücke nicht** miteinander **mischt**, sondern voneinander **trennt**.<sup>a</sup>*

*Eine **Abstrakte Syntax** ist in **Monadischer Normalform**, wenn die **Konkrete Syntax** für welche sie definiert wurde in **Monadischer Normalform** ist.*

<sup>a</sup>G. Siek, *Course Webpage for Compilers (P423, P523, E313, and E513)*.

Ein **Beispiel** für dieses Vorgehen ist in Abbildung 1.7 zu sehen, wo der Einfachheit halber auf die Darstellung in **Abstrakter Syntax** verzichtet wurde und die Codebeispiele in der entsprechenden **Konkreten Syntax**<sup>9</sup> aufgeschrieben wurden.

In der Abbildung 1.7 ist der Ausdruck mit dem **Nebeneffekt** eine Variable zu **allokieren**: `int var`, mit dem Ausdruck für eine **Zuweisung** `exp = 5 % 4` gemischt, daher muss der **Unreine** Ausdruck als eigenständiges Statement **vorangestellt** werden.

<sup>9</sup>Für deren Kompilierung die **Abstrakte Syntax** überhaupt definiert wurde.

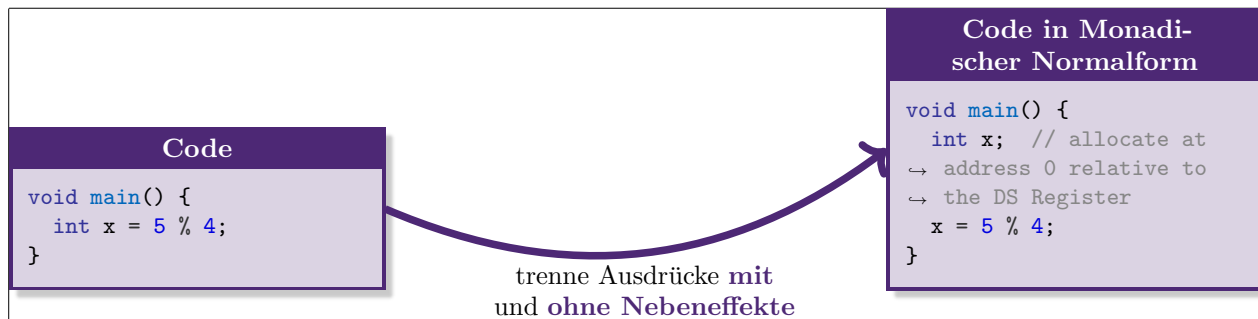


Abbildung 1.7: Codebeispiel für das Trennen von Ausdrücken mit und ohne Nebeneffekten

Die Aufgabe eines solchen **Passes** ist es, den **Abstract Syntax Tree** der **Syntax** von **Maschinenbefehlen** anzunähern, indem Subbäume vorangestellt werden, die keine Entsprechung in **RETI-Knoten** haben. Somit wird eine **Separation** von Subbäumen, die keine Entsprechung in **RETI-Knoten** haben und denen, die eine haben bewerkstelligt wird. Ein **Reiner Ausdruck** ist **Maschinenbefehlen** ähnlicher als ein Ausdruck, indem ein **Reiner** und **Unreiner Ausdruck** gemischt sind. Somit sparrt man sich in der Implementierung **Fallunterscheidungen**, indem die **Reinen Ausdrücke** direkt in **RETI-Code** übersetzt werden können und **nicht** unterschieden werden muss, ob darin **Unreine Ausdrücke** vorkommen.

### 1.5.2 A-Normalform

Im Falle dessen, dass es sich bei der **Sprache**  $L_1$  um eine **höhere Programmiersprache** und bei  $L_2$  um **Maschinensprache** handelt, ist es fast unerlässlich einen **Pass** einzuführen, der **Komplexe Ausdrücke** (Definition 1.49) aus **Statements** und **Ausdrücken** entfernt. Das wird erreicht, indem man aus den **Komplexen Ausdrücken** **vorangestellte** **Statements** macht, in denen die **Komplexen Ausdrücke** **temporären Locations** zugewiesen werden (Definiton 1.47) und dann anstelle des **Komplexen Ausdrucks** auf die jeweilige **temporäre Location** zugegriffen wird.

Sollte in dem **Statement**, indem der **Komplexe Ausdruck** einer **temporären Location** zugewiesen wird, der **Komplexe Ausdruck** **Teilausdrücke** enthalten, die **komplex** sind, muss die gleiche Prozedur erneut für die **Teilausdrücke** angewandt werden, bis **Komplexe Ausdrücke** nur noch in **Statements** zur Zuweisung an **Locations** auftauchen, aber die **Komplexen Ausdrücke** nur **Atomare Ausdrücke** (Definiton 1.48) enthalten.

Sollte es sich bei dem **Komplexen Ausdruck** um einen **Unreinen Ausdruck** handeln, welcher nur einen **Nebeneffekt** ausführt und sich nicht in **RETI-Befehle** übersetzt, so wird aus diesem ein **vorangestelltes Statement** gemacht, welches einfach nur den **Nebeneffekt** dieses **Unreinen Ausdrucks** ausführt.

#### Definition 1.47: Location

*Kollektiver Begriff für **Variablen**, **Attribute** bzw. **Elemente** von **Variablen bestimmter Datentypen**, **Speicherbereiche auf dem Stack**, die **temporäre Zwischenergebnisse** speichern und **Register**.*

*Im Grunde genommen alles, was mit einem **Programm zu tun** hat und irgendwo **gespeichert** ist oder als **Speicherort** dient.<sup>a</sup>*

<sup>a</sup>G. Siek, *Course Webpage for Compilers (P423, P523, E313, and E513)*.

Auf diese Weise sind alle **Statements** und **Ausdrücke** in **A-Normalform** (Definition 1.50). Wenn eine **Konkrete Syntax** in **A-Normalform** ist, ist diese auch automatisch in **Monadischer Normalform** (Definition 1.50), genauso, wie ein **Atomarer Ausdruck** auch ein **Reiner Ausdruck** ist (nach Definition 1.48).

**Definition 1.48: Atomarer Ausdruck**

Ein **Atomarer Ausdruck** ist ein Ausdruck, der ein **Reiner Ausdruck** ist und der in eine **Folge von RETI-Befehlen** übersetzt werden kann, die **atomar** ist, also **nicht** mehr weiter in kleinere Folgen von RETI-Befehlen **zerkleinert** werden kann, welche die **Übersetzung** eines anderen Ausdrucks sind.

Also z.B. im Fall der Sprache  $L_{PicoC}$  entweder eine **Variable** `var`, eine **Zahl** `12`, ein **ASCII-Zeichen** `'c'` oder ein **Zugriff auf eine Location**, wie z.B. `stack(1)`.<sup>a</sup>

<sup>a</sup>G. Siek, *Course Webpage for Compilers (P423, P523, E313, and E513)*.

**Definition 1.49: Komplexer Ausdruck**

Ein **Komplexer Ausdruck** ist ein **Ausdruck**, der **nicht atomar** ist, wie z.B. `5 % 4`, `-1`, `fun(12)` oder `int var`.<sup>ab</sup>

<sup>a</sup>`int var` ist eine **Allokation**.

<sup>b</sup>G. Siek, *Course Webpage for Compilers (P423, P523, E313, and E513)*.

**Definition 1.50: A-Normalform (ANF)**

Ein **Statement** oder **Ausdruck** ist in **A-Normalform**, wenn er nach einer **Konkreten Syntax** in **A-Normalform** abgeleitet wurde.

Eine **Konkrete Syntax** ist in **A-Normalform**, wenn sie in **Monadischer Normalform** ist und wenn alle **Komplexen Ausdrücke** nur **Atomare Ausdrücke** enthalten und einer **Location** zugewiesen sind.

Eine **Abstrakte Syntax** ist in **A-Normalform**, wenn die **Konkrete Syntax** für welche sie definiert wurde in **A-Normalform** ist.<sup>abc</sup>

<sup>a</sup>A-Normalization: *Why and How (with code)*.

<sup>b</sup>Bolingbroke und Peyton Jones, „Types are calling conventions“.

<sup>c</sup>G. Siek, *Course Webpage for Compilers (P423, P523, E313, and E513)*.

Ein **Beispiel** für dieses Vorgehen ist in Abbildung 1.8 zu sehen, wo der Einfachheit halber auf die Darstellung in **Abstrakter Syntax** verzichtet wurde und die Codebeispiele in der entsprechenden **Konkreten Syntax**<sup>10</sup> aufgeschrieben wurden.

Der **PicoC-Compiler** nutzt, anders als es geläufig ist keine **Register** und **Graph Coloring** inklusive **Liveness Analysis**, um Werte von Variablen, temporäre Zwischenergebnisse usw. abzuspeichern, sondern immer nur den **Hauptspeicher**, wobei **temporäre Zwischenergebnisse** auf den **Stack** gespeichert werden.<sup>11</sup>

Aus diesem Grund verwendet das Beispiel in Abbildung 1.8 eine andere Definition für **Komplexe** und **Atomare Ausdrücke**, da dieses Beispiel, um später keine Verwirrung zu erzeugen der Art nachempfunden ist, wie im **PicoC-ANF Pass** der **Abstract Syntax Tree** umgeformt wird. Weil beim PicoC-Compiler **temporäre Zwischenergebnisse** auf den **Stack** gespeichert werden, wird nur noch ein **Zugriffen auf den Stack**, wie z.B. `stack('1')` als **Atomarer Ausdruck** angesehen. Dementsprechend werden **Ausdrücke** für **Zahl 4**, **Variable** `var` und **ASCII-Zeichen** `'c'` nun ebenfalls zu den **Komplexen Ausdrücken** gezählt.

Im Fall, dass **Register** für z.B. **temporäre Zwischenergebnisse** genutzt werden und der **Maschinen-**

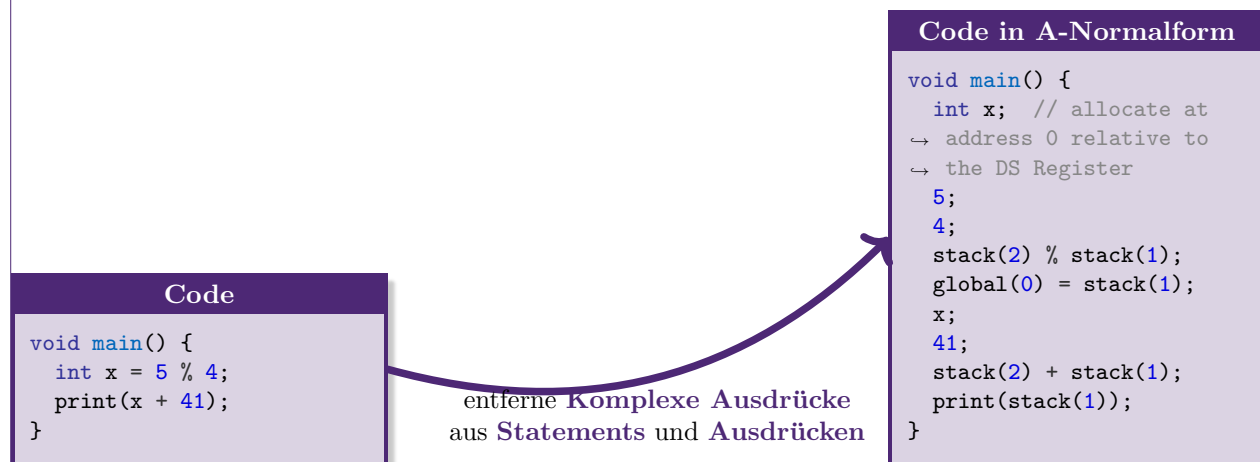
<sup>10</sup>Für deren Kompilierung die **Abstrakte Syntax** überhaupt definiert wurde.

<sup>11</sup>Die in diesem **Paragraph** erwähnten **Begriffe** werden **nicht** genauer erläutert, da sie für den **PicoC-Compiler** keine Rolle spielen. Aber sie wurden erwähnt, damit in dieser **Bachelorarbeit** auch das übliche Vorgehen Erwähnung findet und vom Vorgehen beim **PicoC-Compiler** abgegrenzt werden kann.



**befehlssatz** es erlaubt **zwei Register** miteinander zu verrechnen<sup>12</sup>, ist es möglich **Ausdrücke** für **Zahl** 4, **Variable** *var* und **ASCII-Zeichen** 'c' als **atomar** zu definieren, da sie mit einem **Maschinenbefehl** verarbeitet werden können<sup>13</sup>. Werden allerdings keine **Register** für **Zwischenergebnisse** genutzt werden, braucht man **mehrere Maschinenbefehle**, um die Zwischenergebnisse vom **Stack** zu holen, zu **verrechnen** und das Ergebnis wiederum auf den **Stack** zu **speichern** und das SP-Register **anzupassen**. Daher werden die **Ausdrücke** für **Zahl** 4, **Variable** *var* und **ASCII-Zeichen** 'c' als **Komplexe Ausdrücke** gewertet, da sie niemals in einem **Maschinenbefehl** miteinander verrechnet werden können.

Die Statements 4, x, usw. für sich sind in diesem Fall **Statements**, bei denen ein **Komplexer Ausdruck** einer **Location**, in diesem Fall einer **Speicherzelle des Stack** zugewiesen wird, da 4, x usw. in diesem Fall auch als **Komplexe Ausdrücke** zählen. Auf das Ergebnis dieser **Komplexen Ausdrücke** wird mittels **stack(2)** und **stack(1)** zugegriffen, um diese im **Komplexen Ausdruck** **stack(2) % stack(1)** miteinander zu verrechnen und wiederum einer Speicherzelle des Stack zuzuweisen.



**Abbildung 1.8:** Codebeispiel für das Entfernen Komplexer Ausdrücke aus Operationen

Ein solcher **Pass** hat vor allem in erster Linie die Aufgabe den **Abstrakt Syntax Tree** der **Syntax** von **Maschinenbefehlen** besonders dadurch anzunähern, dass er auf der Ebene der Konkreten Syntax die Statements **weniger komplex** macht und diese dadurch den ziemlich **einfachen Maschinenbefehlen** syntaktisch ähnlicher sind. Des Weiteren **vereinfacht** dieser Pass die **Implementierung** der nachfolgenden Passes enorm, da Statements z.B. nur noch die Form **global(rel\_addr) = stack(1)** haben, die viel **einfacher verarbeitet** werden kann.

Alle weiteren denkbaren **Passes** sind zu **spezifisch** auf bestimmte **Statements** und **Ausdrücke** ausgelegt, als das sich zu diesen allgemein etwas mit einer **Theorie** dahinter sagen lässt. Alle **Passes**, die zur Implementierung des **PicoC-Compilers** geplant und ausgedacht wurden sind im Unterkapitel 2.3.2 definiert.

### 1.5.3 Ausgabe des Maschinencodes

Nachdem alle **Passes** durchgearbeitet wurden, ist es notwendig aus dem finalen **Abstrakt Syntax Tree** den eigentlichen **Maschinencode** in **Konkreter Syntax** zu generieren. In üblichen Compilern wird hier für den **Maschinencode** eine **binäre Repräsentation** gewählt<sup>14</sup>. Der Weg von **Abstrakter Syntax** zu **Konkreter Syntax** ist allerdings wesentlich einfacher, als der Weg von der **Konkreten Syntax**

<sup>12</sup>Z.B. **Addieren** oder **Subtraktion** von zwei **Registerinhalten**.

<sup>13</sup>Mit dem **RETI-Befehlssatz** wäre das durchaus möglich, durch z.B. **MULT ACC IN2**.

<sup>14</sup>Da der **PicoC-Compiler** vor allem zu **Lernzwecken** konzipiert ist, wird bei diesem der **Maschinencode** allerdings in einer **menschenslesbaren Repräsentation** ausgegeben.



zur **Abstrakten Syntax**, für die eine gesamte **Syntaktische Analyse**, die eine **Lexikalische Analyse** beinhaltet durchlaufen werden musste.

Jeder **Knoten** des **Abstract Syntax Trees** erhält dazu eine Methode, welche hier `to_string` genannt wird, die eine **Textrepräsentation** seiner selbst und all seiner Knoten mit an den richtigen Stellen passend gesetzten **Semikolons** ; usw. ausgibt. Dabei wird nach dem **Depth-First-Search** Schema der gesamte **Abstract Sybtax Tree** durchlaufen und die Methode `to_string` zur Ausgabe der **Textrepräsentation** der verschiedenen Knoten aufgerufen, die immer wiederum die Methode `to_string` ihrer Kinder aufrufen und die zurückgegebene Textrepräsentation passend **zusammenfügen** und selbst **zurückgeben**.

## 1.6 Fehlermeldungen

### Definition 1.51: Fehlermeldung

*Benachrichtigung beliebiger Form, die darüber informiert, dass:*

1. Ein Program beim **Kompilieren** von der **Konkreten Syntax** abweicht, also der **Inputstring** sich nicht mit der Konrekten Syntax **ableiten** lässt oder auf etwas **zugegriffen** werden soll, was noch **nicht** deklariert oder definiert wurde.
2. Beim Ausführen eine **verbotene** Operation ausgeführt wurde.<sup>a</sup>

<sup>a</sup>*Errors in C/C++ - GeeksforGeeks.*

### 1.6.1 Kategorien von Fehlermeldungen

# 2 Implementierung

## 2.1 Lexikalische Analyse

### 2.1.1 Konkrete Syntax für die Lexikalische Analyse

<i>COMMENT</i>	::=	"//"/[ $\backslash$ n]*/"/*"/( $\cdot$   $\backslash$ n)*?/"*/"	<i>L_Comment</i>
<i>RETI.COMMENT.2</i>	::=	"//""?"#"/[ $\backslash$ n]*/	
<i>DIG.NO.0</i>	::=	"1"   "2"   "3"   "4"   "5"   "6"   "7"   "8"   "9"	<i>L_Arith</i>
<i>DIG.WITH.0</i>	::=	"0"   <i>DIG.NO.0</i>	
<i>NUM</i>	::=	"0"   <i>DIG.NO.0</i> <i>DIG.WITH.0</i> *	
<i>ASCII.CHAR</i>	::=	"_".." ~ "	
<i>CHAR</i>	::=	"'" <i>ASCII.CHAR</i> "'"	
<i>FILENAME</i>	::=	<i>ASCII.CHAR</i> + ".picoc"	
<i>LETTER</i>	::=	"a".."z"   "A".."Z"	
<i>NAME</i>	::=	( <i>LETTER</i>   "_") ( <i>LETTER</i> — <i>DIG.WITH.0</i> — "_")*	
<i>name</i>	::=	<i>NAME</i>   <i>INT.NAME</i>   <i>CHAR.NAME</i>   <i>VOID.NAME</i>	
<i>LOGIC.NOT</i>	::=	"!"	
<i>NOT</i>	::=	" ~ "	
<i>REF.AND</i>	::=	"&"	
<i>un_op</i>	::=	<i>SUB.MINUS</i>   <i>LOGIC.NOT</i>   <i>NOT</i>   <i>MUL.DEREF.PNTR</i>   <i>REF.AND</i>	
<i>MUL.DEREF.PNTR</i>	::=	"*"	
<i>DIV</i>	::=	"/"	
<i>MOD</i>	::=	"%"	
<i>prec1_op</i>	::=	<i>MUL.DEREF.PNTR</i>   <i>DIV</i>   <i>MOD</i>	
<i>ADD</i>	::=	"+"	
<i>SUB.MINUS</i>	::=	"_"	
<i>prec2_op</i>	::=	<i>ADD</i>   <i>SUB.MINUS</i>	
<i>LT</i>	::=	"<"	<i>L_Logic</i>
<i>LTE</i>	::=	"<="	
<i>GT</i>	::=	">"	
<i>GTE</i>	::=	">="	
<i>rel_op</i>	::=	<i>LT</i>   <i>LTE</i>   <i>GT</i>   <i>GTE</i>	
<i>EQ</i>	::=	"=="	
<i>NEQ</i>	::=	"!="	
<i>eq_op</i>	::=	<i>EQ</i>   <i>NEQ</i>	

**Grammar 2.1.1:** Konkrete Syntax der Sprache  $L_{Picoc}$  für die Lexikalische Analyse in EBNF, Teil 1

<i>INT_DT.2</i>	::=	"int"	<i>L_Assign_Alloc</i>
<i>INT_NAME.3</i>	::=	"int" ( <i>LETTER</i>   <i>DIG_WITH_0</i>   "_")+	
<i>CHAR_DT.2</i>	::=	"char"	
<i>CHAR_NAME.3</i>	::=	"char" ( <i>LETTER</i>   <i>DIG_WITH_0</i>   "_")+	
<i>VOID_DT.2</i>	::=	"void"	
<i>VOID_NAME.3</i>	::=	"void" ( <i>LETTER</i>   <i>DIG_WITH_0</i>   "_")+	
<i>prim_dt</i>	::=	<i>INT_DT</i>   <i>CHAR_DT</i>   <i>VOID_DT</i>	

**Grammar 2.1.2:** Konkrete Syntax der Sprache  $L_{PicoC}$  für die Lexikalische Analyse in EBNF, Teil 2

### 2.1.2 Basic Lexer

## 2.2 Syntaktische Analyse

### 2.2.1 Umsetzung von Präzidenz und Assoziativität

Die Programmiersprache  $L_{PicoC}$  hat dieselben **Präzidenzregeln** implementiert, wie die Programmiersprache  $L_C$ <sup>1</sup>. Die **Präzidenzregeln** der Programmiersprache  $L_{PicoC}$  sind in Tabelle 2.1 aufgelistet.

Präzidenz	Operator	Beschreibung	Assoziativität
13	a()	Funktionsaufruf	Links, dann rechts →
	a[]	Indezzugriff	
	a.b	Attributzugriff	
12	-a	Unäres Minus	Rechts, dann links ←
	!a ~a	Logisches NOT und Bitweise NOT	
	*a &a	Dereferenz und Referenz, auch Adresse-von	
11	a*b a/b a%b	Multiplikation, Division und Modulo	Links, dann rechts →
10	a+b a-b	Addition und Subtraktion	
9	a<b a<=b a>b a>=b	Kleiner, Kleiner Gleich, Größer, Größer gleich	
8	a==b a!=b	Gleichheit und Ungleichheit	
7	a&b	Bitweise UND	
6	a^b	Bitweise XOR (exclusive or)	
5	a b	Bitweise ODER (inclusive or)	
4	a&&b	Logisches UND	
3	a  b	Logisches ODER	
2	a=b	Zuweisung	Rechts, dann links ←
1	a,b	Komma	Links, dann rechts →

**Tabelle 2.1:** Präzidenzregeln von  $PicoC$

Würde man einen Teil dieser **Operationen** ohne Beachtung von **Präzidenzregeln** und **Assoziativität** in eine Grammatik verarbeiten wollen, so könnte eine Grammatik, wie Grammatik 2.2.1 dabei rauskommen.

<sup>1</sup>[C Operator Precedence - cppreference.com](http://c.operator.precedence-cppreference.com).

$prim\_exp$	$::=$	$name \mid NUM \mid CHAR \mid "(exp)"$	$L\_Arith$
$un\_op$	$::=$	$"-" \mid "\sim" \mid "!" \mid "*" \mid "&"$	
$un\_exp$	$::=$	$un\_op \ exp$	
$bin\_op$	$::=$	$"*" \mid "/" \mid "\%" \mid "+" \mid "-" \mid "&" \mid "\wedge" \mid " " \mid$ $"<" \mid "<=" \mid ">" \mid ">=" \mid "!=" \mid "==" \mid "&&" \mid "  "$	
$bin\_exp$	$::=$	$exp \ bin\_op \ exp$	
$exp$	$::=$	$prim\_exp \mid un\_exp \mid bin\_exp$	

**Grammar 2.2.1:** Undurchdachte Konkrete Syntax der Sprache  $L_{PicoC}$  für die Syntaktische Analyse in EBNF

Die Grammatik 2.2.1 ist allerdings **mehrdeutig**, d.h. verschiedene **Linksableitungen** in der Grammatik können zum selben **Wort** abgeleitet werden. Z.B. kann das Wort  $3 * 1 \ \&\& \ 4$  sowohl über die **Linksableitung 2.0.1** als auch über die **Linksableitung 2.0.2** abgeleitet werden.

$$\begin{aligned}
 exp &\Rightarrow bin\_exp \Rightarrow exp \ bin\_op \ exp \Rightarrow bin\_exp \ bin\_op \ exp & (2.0.1) \\
 &\Rightarrow exp \ bin\_op \ exp \ bin\_op \ exp \Rightarrow^* 3 * 1 \ \&\& \ 4
 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 exp &\Rightarrow bin\_exp \Rightarrow exp \ bin\_op \ exp \Rightarrow prim\_exp \ bin\_op \ exp \Rightarrow NUM \ bin\_op \ exp & (2.0.2) \\
 &\Rightarrow 3 \ bin\_op \ exp \Rightarrow 3 * exp \Rightarrow 3 * bin\_exp \Rightarrow 3 * exp \ bin\_exp \ exp \Rightarrow^* 3 * 1 \ \&\& \ 4
 \end{aligned}$$

Beide **Wörter** sind **gleich**, allerdings sind die **Ableitungsbäume unterschiedlich**, wie in Abbildung 2.1.



**Abbildung 2.1:** Ableitungsbäume zu den beiden Ableitungen

Der **linke Baum** entspricht Ableitung 2.0.1 und der **rechte Baum** entspricht Ableitung 2.0.2

## 2.2.2 Konkrete Syntax für die Syntaktische Analyse

In 2.2.2

<i>prim_exp</i>	::=	<i>name</i>   <i>NUM</i>   <i>CHAR</i>   "(" <i>logic_or</i> ")"	<i>L_Arith</i> +
<i>post_exp</i>	::=	<i>array_subscr</i>   <i>struct_attr</i>   <i>fun_call</i>	<i>L_Array</i> +
		<i>input_exp</i>   <i>print_exp</i>   <i>prim_exp</i>	<i>L_Pntr</i> +
<i>un_exp</i>	::=	<i>un_op un_exp</i>   <i>post_exp</i>	<i>L_Struct</i> + <i>L_Fun</i>
<i>input_exp</i>	::=	"input" "(" ")"	<i>L_Arith</i>
<i>print_exp</i>	::=	"print" "(" <i>logic_or</i> ")"	
<i>arith_prec1</i>	::=	<i>arith_prec1 arith_op un_exp</i>   <i>un_exp</i>	
<i>arith_prec2</i>	::=	<i>arith_prec2 prec2_op arith_prec1</i>   <i>arith_prec1</i>	
<i>arith_and</i>	::=	<i>arith_and</i> "&" <i>arith_prec2</i>   <i>arith_prec2</i>	
<i>arith_oplus</i>	::=	<i>arith_oplus</i> "^" <i>arith_and</i>   <i>arith_and</i>	
<i>arith_or</i>	::=	<i>arith_or</i> " " <i>arith_oplus</i>   <i>arith_oplus</i>	
<i>rel_exp</i>	::=	<i>rel_exp rel_op arith_or</i>   <i>arith_or</i>	<i>L_Logic</i>
<i>eq_exp</i>	::=	<i>eq_exp eq_op rel_exp</i>   <i>rel_exp</i>	
<i>logic_and</i>	::=	<i>logic_and</i> "&&" <i>eq_exp</i>   <i>eq_exp</i>	
<i>logic_or</i>	::=	<i>logic_or</i> "  " <i>logic_and</i>   <i>logic_and</i>	
<i>type_spec</i>	::=	<i>prim_dt</i>   <i>struct_spec</i>	<i>L_Assign_Alloc</i>
<i>alloc</i>	::=	<i>type_spec pntr_decl</i>	
<i>assign_stmt</i>	::=	<i>un_exp</i> "=" <i>logic_or</i> ";"	
<i>initializer</i>	::=	<i>logic_or</i>   <i>array_init</i>   <i>struct_init</i>	
<i>init_stmt</i>	::=	<i>alloc</i> "=" <i>initializer</i> ";"	
<i>const_init_stmt</i>	::=	"const" <i>type_spec name</i> "=" <i>NUM</i> ";"	
<i>pntr_deg</i>	::=	"*" *	<i>L_Pntr</i>
<i>pntr_decl</i>	::=	<i>pntr_deg array_decl</i>   <i>array_decl</i>	
<i>array_dims</i>	::=	("[" <i>NUM</i> "]" ) *	<i>L_Array</i>
<i>array_decl</i>	::=	<i>name array_dims</i>   "(" <i>pntr_decl</i> ")" <i>array_dims</i>	
<i>array_init</i>	::=	"{" <i>initializer</i> ("," <i>initializer</i> ) * "}"	
<i>array_subscr</i>	::=	<i>post_exp</i> "[" <i>logic_or</i> "]"	
<i>struct_spec</i>	::=	"struct" <i>name</i>	<i>L_Struct</i>
<i>struct_params</i>	::=	( <i>alloc</i> ";" ) +	
<i>struct_decl</i>	::=	"struct" <i>name</i> "{" <i>struct_params</i> "}"	
<i>struct_init</i>	::=	"{" "." <i>name</i> "=" <i>initializer</i> ("," "." <i>name</i> "=" <i>initializer</i> ) * "}"	
<i>struct_attr</i>	::=	<i>post_exp</i> "." <i>name</i>	
<i>if_stmt</i>	::=	"if" "(" <i>logic_or</i> ")" <i>exec_part</i>	<i>L_If_Else</i>
<i>if_else_stmt</i>	::=	"if" "(" <i>logic_or</i> ")" <i>exec_part</i> "else" <i>exec_part</i>	
<i>while_stmt</i>	::=	"while" "(" <i>logic_or</i> ")" <i>exec_part</i>	<i>L_Loop</i>
<i>do_while_stmt</i>	::=	"do" <i>exec_part</i> "while" "(" <i>logic_or</i> ")" ";"	

**Grammar 2.2.2:** Konkrete Syntax der Sprache  $L_{\text{PicoC}}$  für die Syntaktische Analyse in EBNF, Teil 1

<i>decl_exp_stmt</i>	::=	<i>alloc</i> ";"	<i>L_Stmt</i>
<i>decl_direct_stmt</i>	::=	<i>assign_stmt</i>   <i>init_stmt</i>   <i>const_init_stmt</i>	
<i>decl_part</i>	::=	<i>decl_exp_stmt</i>   <i>decl_direct_stmt</i>   <i>RETI_COMMENT</i>	
<i>compound_stmt</i>	::=	"{" <i>exec_part</i> * "}"	
<i>exec_exp_stmt</i>	::=	<i>logic_or</i> ";"	
<i>exec_direct_stmt</i>	::=	<i>if_stmt</i>   <i>if_else_stmt</i>   <i>while_stmt</i>   <i>do_while_stmt</i>   <i>assign_stmt</i>   <i>fun_return_stmt</i>	
<i>exec_part</i>	::=	<i>compound_stmt</i>   <i>exec_exp_stmt</i>   <i>exec_direct_stmt</i>   <i>RETI_COMMENT</i>	
<i>decl_exec_stmts</i>	::=	<i>decl_part</i> * <i>exec_part</i> *	
<i>fun_args</i>	::=	[ <i>logic_or</i> ("," <i>logic_or</i> )*]	<i>L_Fun</i>
<i>fun_call</i>	::=	<i>name</i> ("(" <i>fun_args</i> ")")	
<i>fun_return_stmt</i>	::=	"return" [ <i>logic_or</i> ] ";"	
<i>fun_params</i>	::=	[ <i>alloc</i> ("," <i>alloc</i> )*]	
<i>fun_decl</i>	::=	<i>type_spec</i> <i>pntr_deg</i> <i>name</i> ("(" <i>fun_params</i> ")")	
<i>fun_def</i>	::=	<i>type_spec</i> <i>pntr_deg</i> <i>name</i> ("(" <i>fun_params</i> ")") " {" <i>decl_exec_stmts</i> "}"	
<i>decl_def</i>	::=	( <i>struct_decl</i>   <i>fun_decl</i> ) ";"   <i>fun_def</i>	<i>L_File</i>
<i>decls_defs</i>	::=	<i>decl_def</i> *	
<i>file</i>	::=	<i>FILENAME</i> <i>decls_defs</i>	

**Grammar 2.2.3:** Konkrete Syntax der Sprache  $L_{PicoC}$  für die Syntaktische Analyse in EBNF, Teil 2

## 2.2.3 Derivation Tree Generierung

### 2.2.3.1 Early Parser

### 2.2.3.2 Codebeispiel

```

1 struct st {int *(*attr)[5][6];};
2
3 void main() {
4     struct st *(*var)[3][2];
5 }

```

**Code 2.1:** PicoC Code für Derivation Tree Generierung

```

1 file
2     ./example_dt_simple_ast_gen_array_decl_and_alloc.dt
3     decls_defs
4         decl_def
5             struct_decl
6                 name st
7                 struct_params
8                 alloc
9                 type_spec
10                    prim_dt int
11                    pntr_decl
12                    pntr_deg *

```

```

13      array_decl
14      ptr_decl
15      ptr_deg *
16      array_decl
17      name attr
18      array_dims
19      array_dims
20      5
21      6
22 decl_def
23 fun_def
24 type_spec
25 prim_dt void
26 ptr_deg
27 name main
28 fun_params
29 decl_exec_stmts
30 decl_part
31 decl_exp_stmt
32 alloc
33 type_spec
34 struct_spec
35 name st
36 ptr_decl
37 ptr_deg *
38 array_decl
39 ptr_decl
40 ptr_deg *
41 array_decl
42 name var
43 array_dims
44 array_dims
45 3
46 2

```

Code 2.2: Derivation Tree nach Derivation Tree Generierung

## 2.2.4 Derivation Tree Vereinfachung

### 2.2.4.1 Visitor

### 2.2.4.2 Codebeispiel

Beispiel aus Subkapitel 2.2.3.2 wird fortgeführt.

```

1 file
2 ./example_dt_simple_ast_gen_array_decl_and_alloc.dt_simple
3 decls_defs
4 decl_def
5 struct_decl
6 name st
7 struct_params
8 alloc

```

```

9      ptr_decl
10     ptr_deg *
11     array_decl
12     array_dims
13     5
14     6
15     ptr_decl
16     ptr_deg *
17     array_decl
18     array_dims
19     type_spec
20     prim_dt int
21     name attr
22 decl_def
23 fun_def
24 type_spec
25 prim_dt void
26 ptr_deg
27 name main
28 fun_params
29 decl_exec_stmts
30 decl_part
31 decl_exp_stmt
32 alloc
33 ptr_decl
34 ptr_deg *
35 array_decl
36 array_dims
37 3
38 2
39 ptr_decl
40 ptr_deg *
41 array_decl
42 array_dims
43 type_spec
44 struct_spec
45     name st
46 name var

```

**Code 2.3:** *Derivation Tree nach Derivation Tree Vereinfachung*



## 2.2.5 Abstrakt Syntax Tree Generierung

### 2.2.5.1 PicoC-Knoten

PiocC-Knoten	Beschreibung
Name(val)	Ein <b>Bezeichner</b> , z.B. <code>my_fun</code> , <code>my_var</code> usw., aber da es keine gute Kurzform für <code>Identifizier()</code> (englisches Wort für Bezeichner) gibt, wurde dieser Knoten <code>Name()</code> genannt.
Num(val)	Eine <b>Zahl</b> , z.B. 42, -3 usw.
Char(val)	Ein <b>Zeichen</b> der <b>ASCII-Zeichenkodierung</b> , z.B. <code>'c'</code> , <code>'*'</code> usw.
Minus(), Not(), DerefOp(), RefOp(), LogicNot()	Die <b>unären Operatoren</b> <code>un_op</code> : <code>-a</code> , <code>~a</code> , <code>*a</code> , <code>&amp;a !a</code> .
Add(), Sub(), Mul(), Div(), Mod(), Oplus(), And(), Or(), LogicAnd(), LogicOr()	Die <b>binären Operatoren</b> <code>bin_op</code> : <code>a + b</code> , <code>a - b</code> , <code>a * b</code> , <code>a / b</code> , <code>a % b</code> , <code>a ^ b</code> , <code>a &amp; b</code> , <code>a   b</code> , <code>a &amp;&amp; b</code> , <code>a    b</code> .
Eq(), NEq(), Lt(), LtE(), Gt(), GtE()	Die <b>Relationen</b> <code>rel</code> : <code>a == b</code> , <code>a != b</code> , <code>a &lt; b</code> , <code>a &lt;= b</code> , <code>a &gt; b</code> , <code>a &gt;= b</code> .
Const(), Writeable()	Die <b>Type Qualifier</b> <code>type_qual</code> : <code>const</code> , was für ein <b>nicht beschreibbare Konstante</b> steht und das <b>nicht</b> Angeben von <code>const</code> , was für einen <b>beschreibbare</b> Variable steht.
IntType(), CharType(), VoidType()	Die <b>Type Specifier</b> für <b>Primitiven Datentypen</b> , die in der Abstrakten Syntax, um eine intuitive Bezeichnung zu haben einfach nur unter <b>Datentypen</b> <code>datatype</code> eingeordnet werden: <code>int</code> , <code>char</code> , <code>void</code> .
Placeholder()	<b>Platzhalter</b> für einen Knoten, der diesen später <b>ersetzt</b> .
BinOp(exp, bin_op, exp)	Container für eine <b>binäre Operation</b> mit 2 Expressions: <code>&lt;exp1&gt; &lt;bin_op&gt; &lt;exp2&gt;</code>
UnOp(un_op, exp)	Container für eine <b>unäre Operation</b> mit einer Expression: <code>&lt;un_op&gt; &lt;exp&gt;</code> .
Exit(num)	Container für einen <b>Exit Code</b> , der vor der Beendigung in das ACC Register geschrieben wird und steht für die <b>Beendigung</b> des laufenden Programmes.
Atom(exp, rel, exp)	Container für eine <b>binäre Relation</b> mit 2 Expressions: <code>&lt;exp1&gt; &lt;rel&gt; &lt;exp2&gt;</code>
ToBool(exp)	Container für einen <b>Arithmetischen Ausdruck</b> , wie z.B. <code>1 + 3</code> oder einfach nur <code>3</code> , der nicht nur 1 oder 0 als Ergebnis haben kann und daher bei einem Ergebnis <code>x &gt; 1</code> auf 1 abgebildet wird.
Alloc(type_qual, datatype, name, local_var_or_param)	<b>Container</b> für eine <b>Allokation</b> <code>&lt;type_qual&gt; &lt;datatype&gt; &lt;name&gt;</code> mit den notwendigen Knoten <code>type_qual</code> , <code>datatype</code> und <code>name</code> , die alle für einen Eintrag in der <b>Symboltabelle</b> notwendigen Informationen enthalten. Zudem besitzt er ein verstecktes Attribut <code>local_var_or_param</code> , dass die Information trägt, ob es sich bei der <b>Variable</b> um eine <b>Lokale Variable</b> oder einen <b>Parameter</b> handelt.
Assign(lhs, exp)	Container für eine <b>Zuweisung</b> , wobei <code>lhs</code> ein <code>Subscr(exp1, exp2)</code> , <code>Deref(exp1, exp2)</code> , <code>Attr(exp, name)</code> oder <code>Name('var')</code> sein kann und <code>exp</code> ein beliebiger <b>Logischer Ausdruck</b> sein kann: <code>lhs = exp</code> .

Tabelle 2.2: PicoC-Knoten Teil 1

PiocC-Knoten	Beschreibung
Exp(exp, datatype, error_data)	Container für einen <b>beliebigen Ausdruck</b> , dessen Ergebnis auf den <b>Stack</b> soll. Zudem besitzt er 2 versteckte Attribute, wobei <b>datatype</b> im <b>RETI Blocks Pass</b> wichtig ist und <b>error_data</b> für <b>Fehlermeldungen</b> wichtig ist.
Stack(num)	Container, der für das <b>temporäre</b> Ergebnis einer Berechnung, das <b>num</b> Speicherzellen relativ zum <b>Stackpointer Register SP</b> steht.
Stackframe(num)	Container, der für eine Variable steht, die <b>num</b> Speicherzellen relativ zum <b>Begin-Aktive-Funktion Register BAF</b> steht.
Global(num)	Container, der für eine Variable steht, die <b>num</b> Speicherzellen relativ zum <b>Datensegment Register DS</b> steht.
StackMalloc(num)	Container, der für das <b>Allokieren</b> von <b>num</b> Speicherzellen auf dem <b>Stack</b> steht.
PntrDecl(num, datatype)	Container, der für den <b>Pointerdatatype</b> steht: <b>&lt;prim_dt&gt; *&lt;var&gt;</b> , wobei das <b>Attribut num</b> die <b>Anzahl zusammengefasster Pointer</b> angibt und <b>datatype</b> der Datentyp ist, auf den der oder die <b>Pointer</b> zeigen.
Ref(exp, datatype, error_data)	Container, der für die Anwendung des <b>Referenz-Operators &amp;&lt;var&gt;</b> steht und die <b>Adresse</b> einer <b>Location</b> (Definition 1.47) auf den Stack schreiben soll, die über <b>exp</b> eingegrenzt wird. Zudem besitzt er 2 versteckte Attribute, wobei <b>datatype</b> im <b>RETI Blocks Pass</b> wichtig ist und <b>error_data</b> für <b>Fehlermeldungen</b> wichtig ist.
Deref(lhs, exp)	Container für den <b>Indezzugriff</b> auf einen <b>Array- oder Pointerdatatype</b> : <b>&lt;var&gt;[&lt;i&gt;]</b> , wobei <b>exp1</b> eine angehängte weitere <b>Subscr(exp1, exp2)</b> , <b>Deref(exp1, exp2)</b> , <b>Attr(exp, name)</b> oder ein <b>Name('var')</b> sein kann und <b>exp2</b> der Index ist auf den zugegriffen werden soll.
ArrayDecl(nums, datatype)	Container, der für den <b>Arraydatatype</b> steht: <b>&lt;prim_dt&gt; &lt;var&gt;[&lt;i&gt;]</b> , wobei das <b>Attribut nums</b> eine Liste von <b>Num('x')</b> ist, die die <b>Dimensionen</b> des Arrays angibt und <b>datatype</b> der Datentyp ist, der über das Anwenden von <b>Subscript()</b> auf das Array zugreifbar ist.
Array(exps, datatype)	Container für den <b>Initializer</b> eines <b>Arrays</b> , dessen Einträge <b>exps</b> weitere Initializer für eine <b>Array-Dimension</b> oder ein Initializer für ein <b>Struct</b> oder ein <b>Logischer Ausdruck</b> sein können, z.B. <b>{{1, 2}, {3, 4}}</b> . Des Weiteren besitzt er ein verstecktes Attribut <b>datatype</b> , welches für den <b>PicoC-ANF Pass</b> Informationen transportiert, die für <b>Fehlermeldungen</b> wichtig sind.
Subscr(exp1, exp2)	Container für den <b>Indezzugriff</b> auf einen <b>Array- oder Pointerdatatype</b> : <b>&lt;var&gt;[&lt;i&gt;]</b> , wobei <b>exp1</b> eine angehängte weitere <b>Subscr(exp1, exp2)</b> , <b>Deref(exp1, exp2)</b> oder <b>Attr(exp, name)</b> Operation sein kann oder ein <b>Name('var')</b> sein kann und <b>exp2</b> der Index ist auf den zugegriffen werden soll.
StructSpec(name)	Container für einen selbst definierten <b>Structdatatype</b> : <b>struct &lt;name&gt;</b> , wobei das <b>Attribut name</b> festlegt, welchen <b>selbst definierte</b> Structdatatype dieser Container-Knoten repräsentiert.
Attr(exp, name)	Container für den <b>Attributzugriff</b> auf einen <b>Structdatatype</b> : <b>&lt;var&gt;.&lt;attr&gt;</b> , wobei <b>exp1</b> eine angehängte weitere <b>Subscr(exp1, exp2)</b> , <b>Deref(exp1, exp2)</b> oder <b>Attr(exp, name)</b> Operation sein kann oder ein <b>Name('var')</b> sein kann und <b>name</b> das Attribut ist, auf das zugegriffen werden soll.

Tabelle 2.3: PicoC-Knoten Teil 2

PiocC-Knoten	Beschreibung
Struct(assigns, datatype)	Container für den <b>Initializer</b> eines <b>Structs</b> , z.B. {.<attr1>={1, 2}, .<attr2>={3, 4}}, dessen Eintrag assigns eine Liste von Assign(lhs, exp) ist mit einer Zuordnung eines <b>Attributezeichners</b> , zu einem weiteren Initializer für eine <b>Array-Dimension</b> oder zu einem Initializer für ein <b>Struct</b> oder zu einem <b>Logischen Ausdruck</b> . Des Weiteren besitzt er ein verstecktes Attribut datatype, welches für den <b>PicoC-ANF Pass</b> Informationen transportiert, die für <b>Fehlermeldungen</b> wichtig sind.
StructDecl(name, allocs)	Container für die Deklaration eines <b>selbstdefinierten Structdatentyps</b> , z.B. struct <var> {<datatype> <attr1>; <datatype> <attr2>;}, wobei name der <b>Bezeichner</b> des Structdatentyps ist und allocs eine Liste von Bezeichnern der <b>Attribute</b> des Structdatentyps mit dazugehörigem <b>Datentyp</b> , wofür sich der <b>Container-Knoten</b> Alloc(type_qual, datatype, name) sehr gut als <b>Container</b> eignet.
If(exp, stmts)	Container für ein <b>If Statement</b> if(<exp>) { <stmts> } inklusive <b>Condition</b> exp und einem <b>Branch</b> stmts, indem eine <b>Liste von Statements</b> stehen kann oder ein einzelnes GoTo(Name('block.xyz')).
IfElse(exp, stmts1, stmts2)	Container für ein <b>If-Else Statement</b> if(<exp>) { <stmts2> } else { <stmts2> } inklusive <b>Condition</b> exp und 2 <b>Branches</b> stmts1 und stmts2, die zwei Alternativen darstellen in denen jeweils <b>Listen von Statements</b> oder GoTo(Name('block.xyz'))'s stehen können.
While(exp, stmts)	Container für ein <b>While-Statement</b> while(<exp>) { <stmts> } inklusive <b>Condition</b> exp und einem <b>Branch</b> stmts, indem eine <b>Liste von Statements</b> stehen kann oder ein einzelnes GoTo(Name('block.xyz')).
DoWhile(exp, stmts)	Container für ein <b>Do-While-Statement</b> do { <stmts> } while(<exp>); inklusive <b>Condition</b> exp und einem <b>Branch</b> stmts, indem eine <b>Liste von Statements</b> stehen kann oder ein einzelnes GoTo(Name('block.xyz')).
Call(name, exps)	Container für einen <b>Funktionsaufruf</b> : fun_name(exps), wobei name der <b>Bezeichner</b> der Funktion ist, die aufgerufen werden soll und exps eine <b>Liste von Argumenten</b> ist, die an die Funktion übergeben werden soll.
Return(exp)	Container für ein <b>Return-Statement</b> : return <exp>, wobei das <b>Attribut</b> exp einen <b>Logischen Ausdruck</b> darstellt, dessen Ergebnis vom <b>Return-Statement</b> zurückgegeben wird.
FunDecl(datatype, name, allocs)	Container für eine <b>Funktionsdeklaration</b> , z.B. <datatype> <fun_name>(<datatype> <param1>, <datatype> <param2>), wobei datatype der <b>Rückgabewert</b> der Funktion ist, name der <b>Bezeichner</b> der Funktion ist und allocs die <b>Parameter</b> der Funktion sind, wobei der <b>Container-Knoten</b> Alloc(type_spec, datatype, name) als Container für die Parameter dient.

Tabelle 2.4: PicoC-Knoten Teil 3

PiocC-Knoten	Beschreibung
FunDef(datatype, name, allocs, stmts_blocks)	Container für eine <b>Funktionsdefinition</b> , z.B. <datatype> <fun_name>(<datatype> <param>) {<stmts>}, wobei datatype der <b>Rückgabewert</b> der Funktion ist, name der <b>Bezeichner</b> der Funktion ist, allocs die <b>Parameter</b> der Funktion sind, wobei der <b>Container-Knoten</b> Alloc(type_spec, datatype, name) als Container für die Parameter dient und stmts_blocks eine Liste von <b>Statements</b> bzw. <b>Blöcken</b> ist, welche diese Funktion beinhaltet.
NewStackframe(fun_name, goto_after_call)	Container für die <b>Erstellung</b> eines neuen <b>Stackframes</b> und Speicherung des Werts des BAF-Registers der <b>aufgerufenen Funktion</b> und der <b>Rücksprungsadresse</b> nacheinander an den <b>Anfang</b> des neuen <b>Stackframes</b> . Das Attribut fun_name steht dabei für den Bezeichner der Funktion, für die ein neuer <b>Stackframe</b> erstellt werden soll. Das Attribut fun_name dient später dazu den <b>Block</b> dieser Funktion zu finden, weil dieser für den weiteren Kompilierungsvorgang wichtige Information in seinen <b>versteckten Attributen</b> gespeichert hat. Des Weiteren ist das Attribut goto_after_call ein GoTo(Name('addr@next_instr')), welches später durch die <b>Adresse</b> des Befehls, der direkt auf die <b>Jump Instruction</b> folgt, ersetzt wird.
RemoveStackframe()	Container für das <b>Entfernen</b> des aktuellen <b>Stackframes</b> durch das <b>Wiederherstellen</b> des im noch <b>aktuellen Stackframe</b> gespeicherten Werts des BAF-Registers der <b>aufgerufenen Funktion</b> und das Setzen des SP-Registers auf den Wert des BAF-Registers <b>vor</b> der Wiederherstellung.
File(name, decls_defs_blocks)	Container für alle <b>Funktionen</b> oder <b>Blöcke</b> , welche eine Datei als Ursprung haben, wobei name der <b>Dateiname</b> der Datei ist, die erstellt wird und decls_defs_blocks eine Liste von <b>Funktionen</b> bzw. <b>Blöcken</b> ist.
Block(name, stmts_instrs, instrs_before, num_instrs, param_size, local_vars_size)	Container für <b>Statements</b> , der auch als <b>Block</b> bezeichnet wird, wobei das Attribut name der Bezeichner des <b>Labels</b> (Definition 2.1) des Blocks ist und stmts_instrs eine <b>Liste von Statements</b> oder <b>Instructions</b> . Zudem besitzt er noch 3 <b>versteckte Attribute</b> , wobei instrs_before die Zahl der <b>Instructions</b> vor diesem <b>Block</b> zählt, num_instrs die Zahl der Instructions ohne Kommentare in diesem Block zählt, param_size die voraussichtliche Anzahl an Speicherzellen aufaddiert, die für die <b>Parameter</b> der Funktion belegt werden müssen und local_vars_size die voraussichtliche Anzahl an Speicherzellen aufaddiert, die für die <b>lokalen Variablen</b> der Funktion belegt werden müssen.
GoTo(name)	Container für ein <b>Goto</b> zu einem anderen <b>Block</b> , wobei das Attribut name der Bezeichner des <b>Labels</b> des Blocks ist zu dem Gesprungen werden soll.
SingleLineComment(prefix, content)	Container für einen <b>Kommentar</b> , den der Compiler selber während des <b>Kompilierungsvorgangs</b> erstellt, der im <b>RETI-Interpreter</b> selbst später <b>nicht</b> sichtbar sein wird, aber in den <b>Immediate-Dateien</b> , welche die <b>Abstract Syntax Trees</b> nach den verschiedenen <b>Passes</b> enthalten.
RETIComment(value)	Container für einen <b>Kommentar</b> im Code der Form: // # comment, der im <b>RETI-Interpreter</b> später sichtbar sein wird und zur Orientierung genutzt werden kann, allerdings in einer tatsächlichen Implementierung einer <b>RETI-CPU nicht umsetzbar</b> ist und auch nicht sinnvoll wäre umzusetzen. Der <b>Kommentar</b> ist im Attribut <b>value</b> , welches jeder Knoten besitzt gespeichert.

Tabelle 2.5: PicoC-Knoten Teil 4

**Definition 2.1: Label**

Durch einen *Bezeichner eindeutig* zuordenbares *Sprungziel* im Programmcode.<sup>a</sup>

<sup>a</sup>Thiemann, „Compilerbau“.

Die ausgegrauten Attribute der PicoC-Nodes sind versteckte Attribute, die **nicht** direkt bei der Erstellung der **PicoC-Nodes** mit einem Wert **initialisiert** werden, sondern im **Verlauf der Kompilierung** beim Durchlaufen der verschiedenen Passes etwas zugewiesen bekommen, dass im weiteren Kompilierungsvorgang **Informationen** transportiert, die später im Kompilierungsvorgang nicht mehr so leicht zugänglich wären.

Jeder **Knoten** hat darüberhinaus auch noch 2 **Attribute** **value** und **position**, wobei **value** bei einem **Token-Knoten** (Definition 2.2) dem **Tokenwert** des Tokens, welches es ersetzt entspricht und bei **Container-Knoten** (Definition 2.3) unbesetzt ist. Das **Attribut position** wird später für Fehlermeldungen gebraucht.

**Definition 2.2: Token-Knoten**

Ersetzt ein **Token** bei der Generierung des **Abstract Syntax Tree**, damit der Zugriff auf Knoten des Abstract Syntax Tree möglichst **simpel** ist und keine vermeidbaren Fallunterscheidungen gemacht werden müssen.

**Token-Knoten** entsprechen im Abstract Syntax Tree **Blättern**.<sup>a</sup>

<sup>a</sup>Thiemann, „Compilerbau“.

**Definition 2.3: Container-Knoten**

Dient als **Container** für andere **Container-Knoten** und **Token-Knoten**. Die **Container-Knoten** werden optimalerweise immer so gewählt, dass sie **mehrere Produktionen** der **Konkreten Syntax** abdecken, die einen **gleichen Aufbau** haben und sich auch unter einem **Überbegriff** zusammenfassen lassen.<sup>a</sup>

**Container-Knoten** entsprechen im Abstract Syntax Tree **Inneren Knoten**.<sup>b</sup>

<sup>a</sup>Wie z.B. die verschiedenen **Arithmetischen Ausdrücke**, wie z.B. **1 % 3** und **Logischen Ausdrücke**, wie z.B. **1 && 2 < 3**, die einen gleichen Aufbau haben mit immer einer **Operation** in der Mitte haben und 2 **Operanden** auf beiden Seiten und sich unter dem Überbegriff **Binäre Operationen** zusammenfassen lassen.

<sup>b</sup>Thiemann, „Compilerbau“.

## 2.2.5.2 RETI-Knoten

RETI-Knoten	Beschreibung
Program(name, instrs)	Container für alle <b>Instructions</b> : <name> <instrs>, wobei <b>name</b> der <b>Dateiname</b> der Datei ist, die erstellt wird und <b>instrs</b> eine <b>Liste von Instructions</b> ist.
Instr(op, args)	Container für eine <b>Instruction</b> : <op> <args>, wobei <b>op</b> eine <b>Operation</b> ist und <b>args</b> eine <b>Liste von Argumenten</b> für dieser Operation.
Jump(rel, im_goto)	Container für eine <b>Jump-Instruction</b> : JUMP<rel> <im>, wobei <b>rel</b> eine <b>Relation</b> ist und <b>im_goto</b> ein <b>Immediate Value</b> <b>Im(val)</b> für die <b>Anzahl an Speicherzellen</b> , um die relativ zur <b>Jump-Instruction</b> gesprungen werden soll oder ein <b>GoTo(Name('block.xyz'))</b> , das später im <b>RETI-Patch Pass</b> durch einen passenden <b>Immediate Value</b> ersetzt wird.
Int(num)	Container für einen <b>Interruptaufruf</b> : INT <im>, wobei <b>num</b> die <b>Interruptvektornummer</b> (IVN) für die passende Speicherzelle in der <b>Interruptvektortabelle</b> ist, in der die Adresse der <b>Interrupt-Service-Routine</b> (ISR) steht.
Call(name, reg)	Container für einen <b>Prozeduraufruf</b> : CALL <name> <reg>, wobei <b>name</b> der <b>Bezeichner</b> der Prozedur, die aufgerufen werden soll ist und <b>reg</b> ein <b>Register</b> ist, das als <b>Argument</b> an die Prozedur dient. Diese <b>Operation</b> ist in der Betriebssysteme Vorlesung <sup>a</sup> nicht deklariert, sondern wurde dazuerfunden, um unkompliziert ein CALL PRINT ACC oder CALL INPUT ACC im RETI-Interpreter simulieren zu können.
Name(val)	Bezeichner für eine <b>Prozedur</b> , z.B. PRINT oder INPUT oder den <b>Programmnamen</b> , z.B. PROGRAMNAME. Dieses <b>Argument</b> ist in der Betriebssysteme Vorlesung <sup>a</sup> nicht deklariert, sondern wurde dazuerfunden, um Bezeichner, wie PRINT, INPUT oder PROGRAMNAME schreiben zu können.
Reg(reg)	Container für ein <b>Register</b> .
Im(val)	Ein <b>Immediate Value</b> , z.B. 42, -3 usw.
Add(), Sub(), Mult(), Div(), Mod(), Oplus(), Or(), And()	<b>Compute-Memory</b> oder <b>Compute-Register</b> Operationen: ADD, SUB, MULT, DIV, OPLUS, OR, AND.
Addi(), Subi(), Multi(), Divi(), Modi(), Oplusi(), Ori(), Andi()	<b>Compute-Immediate</b> Operationen: ADDI, SUBI, MULTI, DIVI, MODI, OPLUSI, ORI, ANDI.
Load(), Loadin(), Loadi()	<b>Load</b> Operationen: LOAD, LOADIN, LOADI.
Store(), Storein(), Move()	<b>Store</b> Operationen: STORE, STOREIN, MOVE.
Lt(), LtE(), Gt(), GtE(), Eq(), NEq(), Always(), NOP()	<b>Relationen</b> : <, <=, >, >=, ==, !=, _NOP.
Rti()	<b>Return-From-Interrupt</b> Operation: RTI.
Pc(), In1(), In2(), Acc(), Sp(), Baf(), Cs(), Ds()	<b>Register</b> : PC, IN1, IN2, ACC, SP, BAF, CS, DS.

<sup>a</sup> C. Scholl, „Betriebssysteme“

Tabelle 2.6: RETI-Knoten

**2.2.5.3 Kompositionen von PicoC-Knoten und RETI-Knoten mit besonderer Bedeutung**

Hier sind jegliche **Kompositionen** von **PicoC-Knoten** und **RETI-Knoten** aufgelistet, die eine **besondere Bedeutung** haben und nicht bereits in der **Abstrakten Syntax 2.2.2** enthalten sind.



Komposition	Beschreibung
Ref(Global(Num('addr')))	Speichert <b>Adresse</b> der Speicherzelle, die Num('addr') Speicherzellen <b>relativ</b> zum <b>Datensegment Register</b> DS steht auf den <b>Stack</b> .
Ref(Stackframe(Num('addr')))	Speichert <b>Adresse</b> der Speicherzelle, die Num('addr') Speicherzellen <b>relativ</b> zum <b>Begin-Aktive-Funktion Register</b> BAF steht auf den <b>Stack</b> .
Ref(Subscr(Stack(Num('addr1')), Stack(Num('addr2'))))	Berechnet die nächste <b>Adresse</b> aus der <b>Adresse</b> , die an Speicherzelle Stack(Num('addr1')) steht und dem <b>Subscript Index</b> , der an Speicherzelle Stack(Num('addr2')) steht und speichert diese auf den <b>Stack</b> . Die Berechnung ist abhängig davon ob der <b>Datentyp</b> ArrayDecl(datatype) oder PntrDecl(datatype) ist. Der <b>Datentyp</b> ist ein verstecktes Attribut von Ref(exp).
Ref(Attr(Stack(Num('addr1')), Name('attr')))	Berechnet die nächste <b>Adresse</b> aus der <b>Adresse</b> , die an Speicherzelle Stack(Num('addr1')) steht und dem <b>Attributnamen</b> Name('attr') und speichert diese auf den <b>Stack</b> . Zur Berechnung ist der Name des <b>Struct</b> in StructSpec(Name('st')) notwendig, dessen <b>Attribut</b> Name('attr') ist. StructSpec(Name('st')) ist ein verstecktes Attribut von Ref(exp).
Assign(Stack(Num('size')), Global(Num('addr')))	Schreibt Num('size') viele Speicherzellen, die ab Global(Num('addr')) relativ zum <b>Datensegment Register</b> DS stehen, versetzt genauso auf den <b>Stack</b> .
Assign(Stack(Num('size')), Stackframe(Num('addr')))	Schreibt Num('size') viele Speicherzellen, die ab Stackframe(Num('addr')) relativ zum <b>Begin-Aktive-Funktion Register</b> BAF stehen, versetzt genauso auf den <b>Stack</b> .
Exp(Global(Num('addr')))	Speichert <b>Inhalt</b> der Speicherzelle, die Num('addr') Speicherzellen <b>relativ</b> zum <b>Datensegment Register</b> DS steht auf den <b>Stack</b> .
Exp(Stackframe(Num('addr')))	Speichert <b>Inhalt</b> der Speicherzelle, die Num('addr') Speicherzellen <b>relativ</b> zum <b>Begin-Aktive-Funktion Register</b> BAF steht auf den <b>Stack</b> .
Exp(Stack(Num('addr')))	Speichert <b>Inhalt</b> der Speicherzelle, die Num('addr') Speicherzellen <b>relativ</b> zum <b>Stackpointer Register</b> SP steht auf den <b>Stack</b> .
Assign(Stack(Num('addr1')), Stack(Num('addr2')))	Speichert <b>Inhalt</b> der Speicherzelle Stack(Num('addr2')), die Num('addr2') Speicherzellen <b>relativ</b> zum <b>Stackpointer Register</b> SP steht an der <b>Adresse</b> in der Speicherzelle, die Num('addr1') Speicherzellen <b>relativ</b> zum <b>Stackpointer Register</b> SP steht.
Assign(Global(Num('addr')), Stack(Num('size')))	Schreibt Num('size') viele Speicherzellen, die auf dem <b>Stack</b> stehen, versetzt genauso auf die Speicherzellen ab Num('addr') <b>relativ</b> zum <b>Datensegment Register</b> DS.
Assign(Stackframe(Num('addr')), Stack(Num('size')))	Schreibt Num('size') viele Speicherzellen, die auf dem <b>Stack</b> stehen, versetzt genauso auf die Speicherzellen ab Num('addr') <b>relativ</b> zum <b>Begin-Aktive-Funktion Register</b> BAF.
Exp(Reg(reg))	Schreibt den aktuellen Wert des <b>Registers</b> reg auf den <b>Stack</b> .
Instr(Loadi(), [Reg(Acc()), GoTo(Name('addr@next_instr'))])	Lädt in das Register ACC die <b>Adresse</b> der Instruction, die in diesem Kontext direkt nach dem Sprung zum Block einer anderen Funktion steht.

Tabelle 2.7: Kompositionen von PicoC-Knoten und RETI-Knoten mit besonderer Bedeutung



Um die obige Tabelle 2.7 nicht mit unnötig viel repetitiven Inhalt zu füllen, wurden die zahlreichen Kompositionen **ausgelassen**, bei denen einfach nur **exp** durch  $\text{Stack}(\text{Num}('x')), x \in \mathbb{N}$  ersetzt wurde.

Zudem sind auch jegliche Kombinationen ausgelassen, bei denen einfach nur eine **Expression** an ein  $\text{Exp}(\text{exp})$  bzw.  $\text{Ref}(\text{exp})$  drangehängt wurde.

#### 2.2.5.4 Abstrakte Syntax

<i>stmt</i>	::=	<i>SingleLineComment(str, str)</i>   <i>RETIComment()</i>	<i>L_Comment</i>
<i>un_op</i>	::=	<i>Minus()</i>   <i>Not()</i>	<i>L_Arith</i>
<i>bin_op</i>	::=	<i>Add()</i>   <i>Sub()</i>   <i>Mul()</i>   <i>Div()</i>   <i>Mod()</i>   <i>Oplus()</i>   <i>And()</i>   <i>Or()</i>	
<i>exp</i>	::=	<i>Name(str)</i>   <i>Num(str)</i>   <i>Char(str)</i>   <i>BinOp(&lt;exp&gt;, &lt;bin_op&gt;, &lt;exp&gt;)</i>   <i>UnOp(&lt;un_op&gt;, &lt;exp&gt;)</i>   <i>Call(Name('input'), Empty())</i>   <i>Call(Name('print'), &lt;exp&gt;)</i>	
<i>stmt</i>	::=	<i>Exp(&lt;exp&gt;)</i>	
<i>un_op</i>	::=	<i>LogicNot()</i>	<i>L_Logic</i>
<i>rel</i>	::=	<i>Eq()</i>   <i>NEq()</i>   <i>Lt()</i>   <i>LtE()</i>   <i>Gt()</i>   <i>GtE()</i>	
<i>bin_op</i>	::=	<i>LogicAnd()</i>   <i>LogicOr()</i>	
<i>exp</i>	::=	<i>Atom(&lt;exp&gt;, &lt;rel&gt;, &lt;exp&gt;)</i>   <i>ToBool(&lt;exp&gt;)</i>	
<i>type_qual</i>	::=	<i>Const()</i>   <i>Writeable()</i>	<i>L_Assign_Alloc</i>
<i>datatype</i>	::=	<i>IntType()</i>   <i>CharType()</i>   <i>VoidType()</i>	
<i>exp</i>	::=	<i>Alloc(&lt;type_qual&gt;, &lt;datatype&gt;, Name(str))</i>	
<i>stmt</i>	::=	<i>Assign(&lt;exp&gt;, &lt;exp&gt;)</i>	
<i>datatype</i>	::=	<i>PntrDecl(Num(str), &lt;datatype&gt;)</i>	<i>L_Pntr</i>
<i>exp</i>	::=	<i>Deref(&lt;exp&gt;, &lt;exp&gt;)</i>   <i>Ref(&lt;exp&gt;)</i>	
<i>datatype</i>	::=	<i>ArrayDecl(Num(str)+, &lt;datatype&gt;)</i>	<i>L_Array</i>
<i>exp</i>	::=	<i>Subscr(&lt;exp&gt;, &lt;exp&gt;)</i>   <i>Array(&lt;exp&gt;+)</i>	
<i>datatype</i>	::=	<i>StructSpec(Name(str))</i>	<i>L_Struct</i>
<i>exp</i>	::=	<i>Attr(&lt;exp&gt;, Name(str))</i>   <i>StructAssign(Name(str), &lt;exp&gt;)+)</i>	
<i>decl_def</i>	::=	<i>StructDecl(Name(str),</i> <i>Alloc(Writeable(), &lt;datatype&gt;, Name(str))+)</i>	
<i>stmt</i>	::=	<i>If(&lt;exp&gt;, &lt;stmt&gt;*)</i>   <i>IfElse(&lt;exp&gt;, &lt;stmt&gt;*, &lt;stmt&gt;*)</i>	<i>L_If_Else</i>
<i>stmt</i>	::=	<i>While(&lt;exp&gt;, &lt;stmt&gt;*)</i>   <i>DoWhile(&lt;exp&gt;, &lt;stmt&gt;*)</i>	<i>L_Loop</i>
<i>exp</i>	::=	<i>Call(Name(str), &lt;exp&gt;*)</i>	<i>L_Fun</i>
<i>stmt</i>	::=	<i>Return(&lt;exp&gt;)</i>	
<i>decl_def</i>	::=	<i>FunDecl(&lt;datatype&gt;, Name(str),</i> <i>Alloc(Writeable(), &lt;datatype&gt;, Name(str))*)</i>   <i>FunDef(&lt;datatype&gt;, Name(str),</i> <i>Alloc(Writeable(), &lt;datatype&gt;, Name(str))* , &lt;stmt&gt;*)</i>	
<i>file</i>	::=	<i>File(Name(str), &lt;decl_def&gt;*)</i>	<i>L_File</i>

Grammar 2.2.4: Abstrakte Syntax der Sprache  $L_{PicoC}$ 

Man spricht hier von der „**Abstrakten Syntax der Sprache  $L_{PicoC}$** “ und meint hier mit der Sprache  $L_{PicoC}$  **nicht** die Sprache, welche durch die **Abstrakte Syntax** beschrieben wird. Es ist damit **immer** die Sprache gemeint, die **kompiliert** werden soll und zu deren Zweck die **Abstrakt Syntax** überhaupt definiert wird. Für die tatsächliche Sprache, die durch die **Abstrakt Syntax** beschrieben wird, interessiert man sich nie wirklich explizit. Diese **Redeart** wurde aus der **Quelle** G. Siek, *Course Webpage for Compilers (P423, P523, E313, and E513)* übernommen.

### 2.2.5.5 Transformer

### 2.2.5.6 Ausgabe von Abstract Syntax Trees

Ein **Knoten** eines **Abstract Syntax Tree** kann entweder in der **Konkreter Syntax** der Sprache, für dessen Kompilierung er generiert wurde oder in der **Abstrakter Syntax**, die beschreibt, wie der Abstract Syntax Tree selbst aufgebaut sein darf ausgegeben werden.

Das Ausgeben eines **Abstract Syntax Trees** wird im **PicoC-Compiler** über die **Magische Methode** `__repr__()`<sup>2</sup> der Programmiersprache **Python** umgesetzt. Sobald ein **PicoC-Knoten** oder **RETI-Knoten** ausgegeben werden soll, gibt seine Magische Methode `__repr__()` eine nach der **Abstrakten** oder **Konkreten Syntax** aufgebaute **Textrepräsentation** seiner selbst und all seiner Knoten mit an den richtigen Stellen passend gesetzten **runden öffnenden** ( und **schließenden** ) **Klammern**, sowie **Kommas** `,`, **Semikolons** `;` usw. zur Darstellung der **Hierarchie** und zur **Abtrennung** zurück. Dabei wird nach dem **Depth-First-Search** Schema der gesamte **Abstract Sybtax Tree** durchlaufen und die Magische `__repr__()`-Methode der verschiedenen Knoten aufgerufen, die immer jeweils die `__repr__()`-Methode ihrer Kinder aufrufen und die zurückgegebene **Textrepräsentation** passend **zusammenfügen** und selbst **zurückgeben**.

Im **PicoC-Compiler** wurden **Abstrakte** und **Konkrete Syntax** miteinander gemischt. Für **PicoC-Knoten** wurde die **Abstrakte Syntax** verwendet, da Passes schließlich auf **Abstract Syntax Trees** operieren. Bei **RETI-Knoten** wurde die **Konkrete Syntax** verwendet, da **Maschinenbefehle** in **Konkreter Syntax** schließlich das **Endprodukt** des Kompiliervorgangs sein sollen. Da die **Abstrakte Syntax** von **RETI-Knoten** so simpel ist, macht es kaum einen Unterschied in der Erkennbarkeit, bis auf fehlende geschiefte Klammern `()` usw., ob man die **RETI-Knoten** in **Abstrakter** oder **Konkreter Syntax** schreibt. Daher kann man auch einfach gleich die **RETI-Knoten** in **Konkreter Syntax** ausgeben und muss nicht beim letzten **Pass** daran denken, am Ende die **Konkrete**, statt der **Abstrakten Syntax** für die **RETI-Knoten** auszugeben.

### 2.2.5.7 Codebeispiel

Das Beispiel welches in Subkapitel 2.2.3.2 angefangen wurde, wird hier fortgeführt.

```

1 File
2   Name './example_dt_simple_ast_gen_array_decl_and_alloc.ast',
3   [
4     StructDecl
5       Name 'st',
6       [
7         Alloc(Writable(), PtrDecl(Num('1'), ArrayDecl([Num('5'), Num('6')],
8           ↪ PtrDecl(Num('1'), IntType('int')))), Name('attr'))
9       ],
10    FunDef
11      VoidType 'void',
12      Name 'main',
13      [],
14      [
15        Exp(Alloc(Writable(), PtrDecl(Num('1'), ArrayDecl([Num('3'), Num('2')],
16          ↪ PtrDecl(Num('1'), StructSpec(Name('st'))))), Name('var'))
17      ]
18  ]

```

**Code 2.4:** *Abstract Syntax Tree aus vereinfachtem Derivation Tree generiert*

<sup>2</sup>Spezielle Methode, die immer aufgerufen wird, wenn das **Object**, dass in Besitz dieser Methode ist als **String** mittels `print()` oder zur **Repräsentation** ausgegeben werden soll.

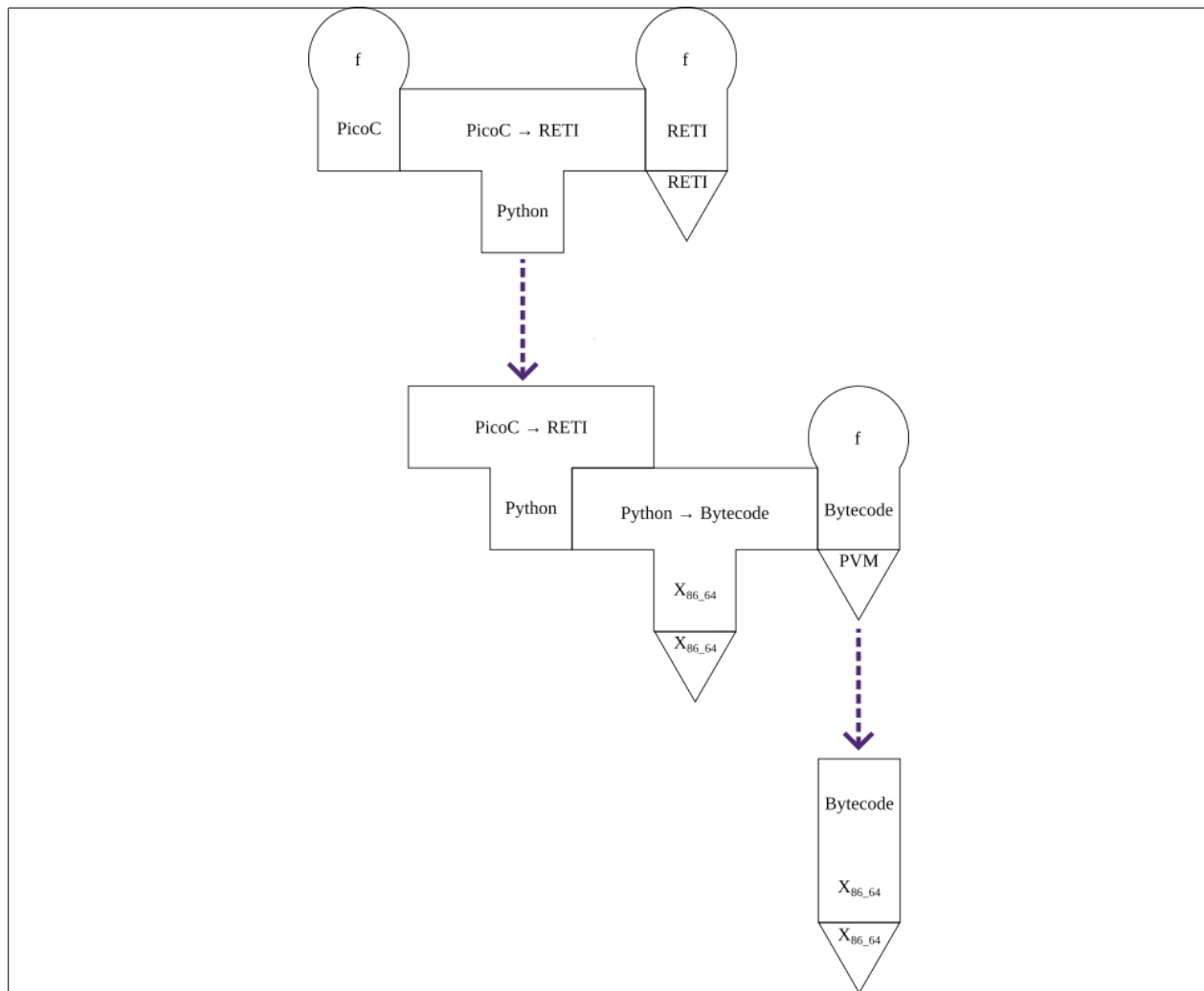
## 2.3 Code Generierung

### 2.3.1 Übersicht

Nach der Generierung eines **Abstract Syntax Tree** als Ergebnis der **Lexikalischen** und **Syntaktischen Analyse** in Unterkapitel 2.2, wird in diesem Kapitel mit den verschiedenen **Kompositionen** von **Container-Knoten** und **Token-Knoten** im **Abstract Syntax Tree** als Basis das gewünschte Endprodukt des **PicoC-Compilers**, der **RETI-Code** generiert.

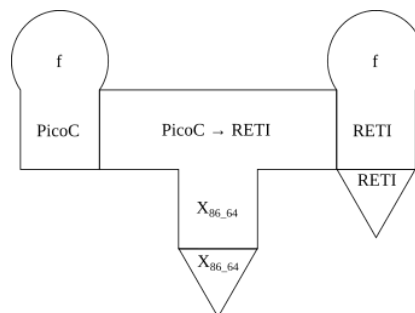
Man steht nun dem Problem gegenüber einen **Abstract Syntax Tree** der Sprache  $L_{PicoC}$ , der durch die **Abstrakte Syntax** in Grammatik 2.2.4 spezifiziert ist in einen entsprechenden **Abstract Syntax Tree** der Sprache  $L_{RETI}$  umzuformen. Das ganze lässt sich, wie in Unterkapitel 1.5 bereits beschrieben vereinfachen, indem man dieses Problem in mehrere **Passes** (Definition 1.43) herunterbricht.

Beim **PicoC-Compiler** handelt es sich um einen **Cross-Compiler** (Definiton 1.10). Damit **RETI-Code** erzeugt werden kann, der auf der **RETI-Architektur** läuft, muss erst, wie im **T-Diagram** (siehe Unterkapitel 1.1.1) in Abbildung 2.2 zu sehen ist, der **Python-Code** des **PicoC-Compilers** mittels eines Compilers, der z.B. auf einer  $X_{86\_64}$ -Architektur laufen könnte zu **Bytecode** kompiliert werden. Dieser **Bytecode** wird dann von der **Python-Virtual-Machine** (PVM) interpretiert, welche wiederum auf einer  $X_{86\_64}$ -Architektur laufen könnte. Und selbst dieses **T-Diagram** könnte noch ausführlicher ausgedrückt werden, indem nachgeforscht wird, in welcher Sprache eigentlich die **Python-Virtual-Machine** geschrieben war, bevor sie zu  $X_{86\_64}$  kompiliert wurde usw.



**Abbildung 2.2:** Cross-Compiler Kompiliervorgang ausgeschrieben

Dieses längliche **T-Diagramm** in Abbildung 2.2 lässt sich zusammenfassen, sodass man das **T-Diagramm** in Abbildung 2.3 erhält, in welcher direkt angegeben ist, dass der **PicoC-Compiler** in X<sub>86\_64</sub>-Maschinensprache geschrieben ist.



**Abbildung 2.3:** Cross-Compiler Kompiliervorgang Kurzform

Nachdem der Kompilierprozess des **PicoC-Compiler** im **vertikalen** nun genauer angesehen wurde, wird

der Kompilierprozess im Folgenden im **horizontalen**, auf der Ebene der verschiedenen **Passes** genauer betrachtet. Die Abbildung 2.4 gibt einen guten Überblick über alle **Passes** und wie diese in der **Pipe-Architektur** (Definition 1.29) des **PicoC-Compilers** aufeinanderfolgen. In der **Pipe-Architektur** nutzt der jeweils nächste **Pass** den generierten **Abstract Syntax Tree** des vorherigen Passes oder der Syntaktischen Analyse, um einen eigenen **Abstract Syntax Tree** in seiner eigenen **Sprache** zu generieren.

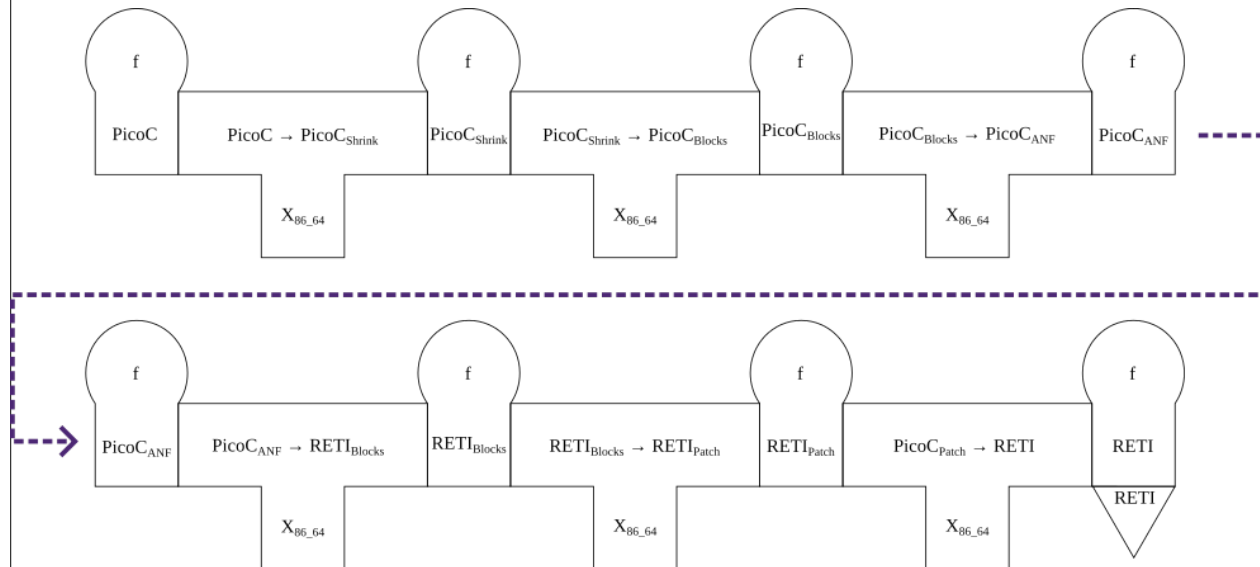


Abbildung 2.4: Architektur mit allen Passes ausgeschrieben

Im Unterkapitel 2.3.2 werden die unterschiedlichen **Passes** des PicoC-Compilers erklärt. In den darauffolgenden Unterkapiteln ??, ??, ?? und ?? zu **Pointern**, **Arrays**, **Structs** und **Funktionen** werden einzelne **Aspekte**, die Thema dieser **Bachelorarbeit** sind **genauer betrachtet** und erklärt, die im Unterkapitel 2.3.2 nicht ausreichend vertieft wurden. Viele der verwendeten **Ansätze** zur Lösung dieser Probleme basieren auf der Vorlesung C. Scholl, „Betriebssysteme“ und wurden in dieser Bachelorarbeit weiter ausgearbeitet, wo es nötig war, sodass diese mit dem **PicoC-Compiler** auch in der **Praxis** implementiert werden konnten.

Um die verschiedenen Aspekte besser erklären zu können, werden **Codebeispiele** verwendet, in welchen ein kleines repräsentatives **PicoC-Programm** für einen spezifischen Aspekt in wichtigen **Zwischenstadien der Kompilierung** gezeigt wird<sup>3</sup>. Die **Codebeispiele** wurden alle mit dem **PicoC-Compiler** kompiliert und danach **nicht** mehr **verändert**, also genauso, wie der **PicoC-Compiler** sie kompiliert aus den Dateien in dieses Dokument eingelesen. Alle hier zur Repräsentation verwendeten **PicoC-Programme** lassen sich unter dem **Link**<sup>4</sup> finden und mithilfe der im Ordner `/code_examples` beiliegenden **Makefile** und dem Befehl `> make compile-all` genauso **kompilieren**, wie sie hier dargestellt sind<sup>5</sup>.

## 2.3.2 Passes

Im Folgenden werden die verschiedenen **Passes** des **PicoC-Compilers** für die Generierung von **RETI-Code** besprochen. Viele dieser **Passes** haben **Aufgaben**, die eher unter die Themenbereiche des **Bachelorprojekts** fallen. Allerdings ist das Verständnis der **Passes** auch für das Verständnis der verschiedenen Aspekte<sup>6</sup> der

<sup>3</sup>Also die verschiedenen in den **Passes** generierten **Abstract Syntax Trees**, sofern der **Pass** für den gezeigten Aspekt relevant ist.

<sup>4</sup>[https://github.com/matthejue/Bachelorarbeit/tree/master/code\\_examples](https://github.com/matthejue/Bachelorarbeit/tree/master/code_examples).

<sup>5</sup>Es wurden zu diesem Zweck spezielle neue **Command-line Optionen** erstellt, die bestimmte Kommentare **herausfiltern** und manche Container-Knoten **einzeilig** machen, damit die generierten **Abstract Syntax Trees** in den verschiedenen Zwischenstufen der Kompilierung **nicht** zu langgestreckt und **überfüllt** mit Kommentaren sind.

<sup>6</sup>In kurz: **Pointer**, **Arrays**, **Structs** und **Funktionen**.

**Bachelorarbeit** wichtig.

Auf jedes Detail der einzelnen **Passes** wird in diesem Unterkapitel allerdings nicht eingegangen, da diese einerseits in den Unterkapiteln ??, ??, ?? und ?? zu **Pointern, Arrays, Structs** und **Funktionen** im Detail erklärt sind und andererseits viele Aufgaben dieser **Passes** eher dem **Bachelorprojekt** zuzurechnen sind.

### 2.3.2.1 PicoC-Shrink Pass

#### 2.3.2.1.1 Aufgabe

Der Aufgabe des **PicoC-Shrink Pass** ist in Unterkapitel ?? ausführlich an einem Beispiel erklärt. Kurzgefasst hat der **PicoC-Shrink Pass** die Aufgabe, die Eigenheit auszunutzen, dass der **Dereferenzierungsoperator** `*pntr` und die damit einhergehende **Pointer Arithmetik** `*(pntr + i)` sich in der Untermenge der Sprache  $L_C$ , welche die Sprache  $L_{PicoC}$  darstellt genau gleich verhält, wie der **Operator** für den **Zugriff** auf den **Index** eines **Arrays** `ar[i]`.

Daher wandelt der **PicoC-Shrink Pass** alle Verwendungen des **Knoten** `Deref(exp, i)` im jeweiligen **Abstract Syntax Tree** in **Knoten** `Subscr(exp, i)` um, sodass sich dadurch viele vermeidbare **Fallunterscheidungen** und **doppelter Code** bei der Implementierung vermeiden lassen. Man lässt die **Dereferenzierung** `*(var + i)` einfach von den Routinen für einen **Zugriff auf einen Arrayindex** `var[i]` übernehmen.

#### 2.3.2.1.2 Abstrakte Syntax

Die **Abstrakte Syntax** der Sprache  $L_{PicoC\_Shrink}$  in Tabelle 2.3.1 ist fast **identisch** mit der **Abstrakten Syntax** der Sprache  $L_{PicoC}$  in Tabelle 2.2.4, nach welcher der **erste** Abstract Syntax Tree in der **Syntaktischen Analyse** generiert wurde. Der einzige **Unterschied** liegt darin, dass es den Knoten `Deref(exp, exp)` in Tabelle 2.3.1 **nicht** mehr gibt. Das liegt daran, dass dieser Pass alle **Vorkommnisse** des Knoten `Deref(exp, exp)` durch den Knoten `Subscr(exp, exp)` auswechselt, der ebenfalls bereits in der **Abstrakten Syntax** der Sprache  $L_{PicoC}$  definiert ist.

<i>stmt</i>	::=	<i>SingleLineComment(str, str)</i>   <i>RETIComment()</i>	<i>L_Comment</i>
<i>un_op</i>	::=	<i>Minus()</i>   <i>Not()</i>	<i>L_Arith</i>
<i>bin_op</i>	::=	<i>Add()</i>   <i>Sub()</i>   <i>Mul()</i>   <i>Div()</i>   <i>Mod()</i>   <i>Oplus()</i>   <i>And()</i>   <i>Or()</i>	
<i>exp</i>	::=	<i>Name(str)</i>   <i>Num(str)</i>   <i>Char(str)</i>   <i>BinOp(&lt;exp&gt;, &lt;bin_op&gt;, &lt;exp&gt;)</i>   <i>UnOp(&lt;un_op&gt;, &lt;exp&gt;)</i>   <i>Call(Name('input'), Empty())</i>   <i>Call(Name('print'), &lt;exp&gt;)</i>	
<i>stmt</i>	::=	<i>Exp(&lt;exp&gt;)</i>	
<i>un_op</i>	::=	<i>LogicNot()</i>	<i>L_Logic</i>
<i>rel</i>	::=	<i>Eq()</i>   <i>NEq()</i>   <i>Lt()</i>   <i>LtE()</i>   <i>Gt()</i>   <i>GtE()</i>	
<i>bin_op</i>	::=	<i>LogicAnd()</i>   <i>LogicOr()</i>	
<i>exp</i>	::=	<i>Atom(&lt;exp&gt;, &lt;rel&gt;, &lt;exp&gt;)</i>   <i>ToBool(&lt;exp&gt;)</i>	
<i>type_qual</i>	::=	<i>Const()</i>   <i>Writeable()</i>	<i>L_Assign_Alloc</i>
<i>datatype</i>	::=	<i>IntType()</i>   <i>CharType()</i>   <i>VoidType()</i>	
<i>exp</i>	::=	<i>Alloc(&lt;type_qual&gt;, &lt;datatype&gt;, Name(str))</i>	
<i>stmt</i>	::=	<i>Assign(&lt;exp&gt;, &lt;exp&gt;)</i>	
<i>datatype</i>	::=	<i>PntrDecl(Num(str), &lt;datatype&gt;)</i>	<i>L_Pntr</i>
<i>exp</i>	::=	<i>Deref(&lt;exp&gt;, &lt;exp&gt;)</i>   <i>Ref(&lt;exp&gt;)</i>	
<i>datatype</i>	::=	<i>ArrayDecl(Num(str)+, &lt;datatype&gt;)</i>	<i>L_Array</i>
<i>exp</i>	::=	<i>Subscr(&lt;exp&gt;, &lt;exp&gt;)</i>   <i>Array(&lt;exp&gt;+)</i>	
<i>datatype</i>	::=	<i>StructSpec(Name(str))</i>	<i>L_Struct</i>
<i>exp</i>	::=	<i>Attr(&lt;exp&gt;, Name(str))</i>   <i>StructAssign(Name(str), &lt;exp&gt;)+)</i>	
<i>decl_def</i>	::=	<i>StructDecl(Name(str),</i> <i>Alloc(Writeable(), &lt;datatype&gt;, Name(str))+)</i>	
<i>stmt</i>	::=	<i>If(&lt;exp&gt;, &lt;stmt&gt;*)</i>   <i>IfElse(&lt;exp&gt;, &lt;stmt&gt;*, &lt;stmt&gt;*)</i>	<i>L_If_Else</i>
<i>stmt</i>	::=	<i>While(&lt;exp&gt;, &lt;stmt&gt;*)</i>   <i>DoWhile(&lt;exp&gt;, &lt;stmt&gt;*)</i>	<i>L_Loop</i>
<i>exp</i>	::=	<i>Call(Name(str), &lt;exp&gt;*)</i>	<i>L_Fun</i>
<i>stmt</i>	::=	<i>Return(&lt;exp&gt;)</i>	
<i>decl_def</i>	::=	<i>FunDecl(&lt;datatype&gt;, Name(str),</i> <i>Alloc(Writeable(), &lt;datatype&gt;, Name(str))*)</i>   <i>FunDef(&lt;datatype&gt;, Name(str),</i> <i>Alloc(Writeable(), &lt;datatype&gt;, Name(str))**, &lt;stmt&gt;*)</i>	
<i>file</i>	::=	<i>File(Name(str), &lt;decl_def&gt;*)</i>	<i>L_File</i>

**Grammar 2.3.1:** Abstrakte Syntax der Sprache *L<sub>PiocC-Shrink</sub>*

Der **rot** markierte Knoten bedeutet, dass dieser im Vergleich zur vorherigen **Abstrakten Syntax** nicht mehr da ist.

### 2.3.2.1.3 Codebeispiel

In den nächsten Unterkapiteln wird das Beispiel in Code 2.5 zur **Anschauung** der verschiedenen **Passes** verwendet. Im Code 2.5 ist in der Funktion **faculty** ein **iterativer** Algorithmus implementiert, der die **Fakultät** eines übergebenen **Arguments** berechnet. Der Algorithmus basiert auf einem **Beispielprogramm**



aus der Vorlesung C. Scholl, „Betriebssysteme“, welcher in der Vorlesung allerdings **rekursiv** implementiert ist.

Dieser **rekursive** Algorithmus ist allerdings **kein** gutes **Anschauungsbeispiel**, dass viele der Aufgaben der verschiedenen **Passes** bei der Kompilierung veranschaulicht hätte. Viele Aufgaben der **Passes**, wie z.B. bei der Kompilierung von **if**-, **if-else**-, **while**- und **do-while**-Statements wären im Beispiel aus der Vorlesung **nicht** enthalten gewesen. Daher wurde das Beispiel aus der Vorlesung zu einem **iterativen** Algorithmus 2.5 umgeschrieben, um **if**- und **while**-Statemtnens zu enthalten.

Beide Varianten des **Algorithmus** wurden zum **Testen** des PicoC-Compilers verwendet und sind als Tests im Ordner `/tests` unter [Link<sup>7</sup>](#), unter den Testbezeichnungen `example_faculty_rec.picoc` und `example_faculty_it.picoc` zu finden.

Die Codebeispiele in diesem und den folgenden Unterkapiteln dienen allerdings nur als **Anschauung** des jeweiligen **Passes**, der in diesem Unterkapitel beschrieben wird und werden nicht im Detail erläutert, da viele Details der Passes später in den Unterkapiteln ??, ??, ?? und ?? zu **Pointern**, **Arrays**, **Structs** und **Funktionen** mit eigenen **Codebeispielen** erklärt werden und alle sonstigen Details dem **Bachelorprojekt** zuzurechnen sind.

```

1 // based on a example program from Christoph Scholl's Operating Systems lecture
2
3 int faculty(int n){
4     int res = 1;
5     while (1) {
6         if (n == 1) {
7             return res;
8         }
9         res = n * res;
10        n = n - 1;
11    }
12 }
13
14 void main() {
15     print(faculty(4));
16 }
```

**Code 2.5:** PicoC Code für Codebeispiel

In Code 2.6 sieht man den **Abstract Syntax Tree**, der in der **Syntaktischen Analyse** generiert wurde.

```

1 File
2   Name './example_faculty_it.ast',
3   [
4     FunDef
5       IntType 'int',
6       Name 'faculty',
7       [
8         Alloc(Writable(), IntType('int'), Name('n'))
9       ],
```

<sup>7</sup>[https://github.com/matthejue/PicoC-Compiler/tree/new\\_architecture/tests](https://github.com/matthejue/PicoC-Compiler/tree/new_architecture/tests).

```

10  [
11    Assign(Alloc(Writable(), IntType('int'), Name('res')), Num('1')),
12    While
13      Num '1',
14      [
15        If
16          Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')),
17          [
18            Return(Name('res'))
19          ]
20          Assign(Name('res'), BinOp(Name('n'), Mul('*'), Name('res')))
21          Assign(Name('n'), BinOp(Name('n'), Sub('-'), Num('1')))
22      ]
23  ],
24  FunDef
25    VoidType 'void',
26    Name 'main',
27    [],
28    [
29      Exp(Call(Name('print'), [Call(Name('faculty'), [Num('4')])]))
30    ]
31  ]

```

Code 2.6: Abstract Syntax Tree für Codebeispiel

Im **PicoC-Shrink-Pass** ändert sich nichts im Vergleich zum **Abstract Syntax Tree** in Code 2.6, da das Codebeispiel keine **Dereferenzierung** enthält.

### 2.3.2.2 PicoC-Blocks Pass

#### 2.3.2.2.1 Aufgabe

Die Aufgabe des **PicoC-Blocks Passes** ist es die Knoten `If(exp, stmts)`, `IfElse(exp, stmts1, stmts2)`, `While(exp, stmts)` und `DoWhile(exp, stmts)` mithilfe von `Block(name, stmts_instrs-)`, `GoTo(label)-` und `IfElse(exp, stmts1, stmts2)-Knoten` umzusetzen. Der `IfElse(exp, stmts1, stmts2)-Knoten` wird zur Umsetzung der **Bedingung** verwendet und es wird, je nachdem, ob die Bedingung **wahr** oder **falsch** ist mithilfe der `GoTo(label)-Knoten` in einen von zwei **alternativen Branches** gesprungen oder ein **Branch** erneut aufgerufen usw.

#### 2.3.2.2.2 Abstrakte Syntax

Zur Umsetzung dieses Passes ist es notwendig die **Abstrakte Syntax** der Sprache  $L_{PicoC\_Shrink}$  in Tabelle 2.3.1 um die Knoten zu erweitern, die im Unterkapitel 2.3.2.2.1 erwähnt wurden. Die Knoten `If(exp, stmts)`, `While(exp, stmts)` und `DoWhile(exp, stmts)` gibt es nicht mehr, da sie durch `Block(name, stmts_instrs-)`, `GoTo(label)-` und `IfElse(exp, stmts1, stmts2)-Knoten` ersetzt wurden. Die **Funktionsdefinition** `FunDef(<datatype>, Name(str), Alloc(Writable(), <datatype>), Name(str))*`, `<block>*` ist nun ein Container für **Blöcke** `Block(Name(str), <stmt>*)` und keine Statements `stmt` mehr. Das resultiert in der **Abstrakten Syntax** der Sprache  $L_{PicoC\_Blocks}$  in Tabelle 2.3.2.

<i>stmt</i>	::=	<i>SingleLineComment(str, str)</i>   <i>RETIComment()</i>	<i>L_Comment</i>
<i>un_op</i>	::=	<i>Minus()</i>   <i>Not()</i>	<i>L_Arith</i>
<i>bin_op</i>	::=	<i>Add()</i>   <i>Sub()</i>   <i>Mul()</i>   <i>Div()</i>   <i>Mod()</i>   <i>Oplus()</i>   <i>And()</i>   <i>Or()</i>	
<i>exp</i>	::=	<i>Name(str)</i>   <i>Num(str)</i>   <i>Char(str)</i>   <i>BinOp(&lt;exp&gt;, &lt;bin_op&gt;, &lt;exp&gt;)</i>   <i>UnOp(&lt;un_op&gt;, &lt;exp&gt;)</i>   <i>Call(Name('input'), Empty())</i>   <i>Call(Name('print'), &lt;exp&gt;)</i>	
<i>stmt</i>	::=	<i>Exp(&lt;exp&gt;)</i>	
<i>un_op</i>	::=	<i>LogicNot()</i>	<i>L_Logic</i>
<i>rel</i>	::=	<i>Eq()</i>   <i>NEq()</i>   <i>Lt()</i>   <i>LtE()</i>   <i>Gt()</i>   <i>GtE()</i>	
<i>bin_op</i>	::=	<i>LogicAnd()</i>   <i>LogicOr()</i>	
<i>exp</i>	::=	<i>Atom(&lt;exp&gt;, &lt;rel&gt;, &lt;exp&gt;)</i>   <i>ToBool(&lt;exp&gt;)</i>	
<i>type_qual</i>	::=	<i>Const()</i>   <i>Writeable()</i>	<i>L_Assign_Alloc</i>
<i>datatype</i>	::=	<i>IntType()</i>   <i>CharType()</i>   <i>VoidType()</i>	
<i>exp</i>	::=	<i>Alloc(&lt;type_qual&gt;, &lt;datatype&gt;, Name(str))</i>	
<i>stmt</i>	::=	<i>Assign(&lt;exp&gt;, &lt;exp&gt;)</i>	
<i>datatype</i>	::=	<i>PntrDecl(Num(str), &lt;datatype&gt;)</i>	<i>L_Pntr</i>
<i>exp</i>	::=	<i>Ref(&lt;exp&gt;)</i>	
<i>datatype</i>	::=	<i>ArrayDecl(Num(str)+, &lt;datatype&gt;)</i>	<i>L_Array</i>
<i>exp</i>	::=	<i>Subscr(&lt;exp&gt;, &lt;exp&gt;)</i>   <i>Array(&lt;exp&gt;+)</i>	
<i>datatype</i>	::=	<i>StructSpec(Name(str))</i>	<i>L_Struct</i>
<i>exp</i>	::=	<i>Attr(&lt;exp&gt;, Name(str))</i>   <i>StructAssign(Name(str), &lt;exp&gt;)+)</i>	
<i>decl_def</i>	::=	<i>StructDecl(Name(str),</i> <i>Alloc(Writeable(), &lt;datatype&gt;, Name(str))+)</i>	
<i>stmt</i>	::=	<i>If(&lt;exp&gt;, &lt;stmt&gt;*)</i>   <i>IfElse(&lt;exp&gt;, &lt;stmt&gt;*, &lt;stmt&gt;*)</i>	<i>L_If_Else</i>
<i>stmt</i>	::=	<i>While(&lt;exp&gt;, &lt;stmt&gt;*)</i>   <i>DoWhile(&lt;exp&gt;, &lt;stmt&gt;*)</i>	<i>L_Loop</i>
<i>exp</i>	::=	<i>Call(Name(str), &lt;exp&gt;*)</i>	<i>L_Fun</i>
<i>stmt</i>	::=	<i>Return(&lt;exp&gt;)</i>	
<i>decl_def</i>	::=	<i>FunDecl(&lt;datatype&gt;, Name(str),</i> <i>Alloc(Writeable(), &lt;datatype&gt;, Name(str))*)</i>   <i>FunDef(&lt;datatype&gt;, Name(str),</i> <i>Alloc(Writeable(), &lt;datatype&gt;, Name(str))*</i> , <i>&lt;block&gt;*)</i>	
<i>block</i>	::=	<i>Block(Name(str), &lt;stmt&gt;*)</i>	<i>L_Blocks</i>
<i>stmt</i>	::=	<i>GoTo(Name(str))</i>	
<i>file</i>	::=	<i>File(Name(str), &lt;decl_def&gt;*)</i>	<i>L_File</i>

Grammar 2.3.2: Abstrakte Syntax der Sprache *L\_PiocC\_Blocks*

Alles **rot** markierte bedeutet, es wurde **entfernt** oder **abgeändert**. Alles **ausgegraut** bedeutet, es hat sich im Vergleich zur letzten Abstrakten Syntax **nichts** geändert. Alle normal in **schwarz** geschriebenen Knoten wurden **neu** hinzugefügt.

Die **Abstrakte Syntax** soll im Gegensatz zur **Konkreten Syntax** meist nur vom **Programmierer**

verstanden werden, der den Compiler implementiert und sollte daher vor allem **einfach verständlich** sein und stellt daher eine **Obermenge** aller tatsächlich möglichen **Kompositionen** von **Knoten** dar<sup>a</sup>.

Man bezeichnet hier die **Abstrakte Syntax** als „**Abstrakte Syntax der Sprache**  $L_{Picoc\_Blocks}$ “. Diese Sprache  $L_{Picoc\_Blocks}$  wird durch eine **Konkrete Syntax** beschrieben, die allerdings nicht weiter relevant ist, da in den **Passes** nur **Abstract Syntax Trees** umgeformt werden. Es ist hierbei nur wichtig zu wissen, dass die **Abstrakte Syntax** theoretisch zur Kompilierung der Sprache  $L_{Picoc\_Blocks}$  definiert ist, also die Sprache  $L_{PicoC\_Blocks}$  nicht die Sprache ist, die von der **Abstrakten Syntax** beschrieben ist.

<sup>a</sup>D.h. auch wenn dort **exp** als **Attribut** steht, kann dort **nicht** jeder Knoten, der sich aus der **Produktion** **exp** ergibt auch wirklich eingesetzt werden.

### 2.3.2.2.3 Codebeispiel

In Code 2.7 sieht man den **Abstract-Syntax-Tree** des **PiocoC-Blocks Passes** für das aus Unterkapitel 2.5 weitergeführte Beispiel, indem nun eigene **Blöcke** für die Funktion **faculty** und die **main**-Funktion erstellt werden, in denen die **ersten** Statements der jeweiligen Funktionen bis zum **letzten** Statement oder bis zum ersten **Auftauchen** eines **If(exp, stmts)-**, **IfElse(exp, stmts1, stmts2)-**, **While(exp, stmts)-** oder **DoWhile(exp, stmts)-Knoten** stehen. Je nachdem, ob ein **If(exp, stmts)-**, **IfElse(exp, stmts1, stmts2)-**, **While(exp, stmts)-** oder **DoWhile(exp, stmts)-Knoten** auftaucht, werden für die **Bedingung** und mögliche **Branches** eigene **Blöcke** erstellt.

```

1 File
2   Name './example_faculty_it.picoc_blocks',
3   [
4     FunDef
5       IntType 'int',
6       Name 'faculty',
7       [
8         Alloc(Writable(), IntType('int'), Name('n'))
9       ],
10      [
11        Block
12          Name 'faculty.6',
13          [
14            Assign(Alloc(Writable(), IntType('int'), Name('res')), Num('1'))
15            // While(Num('1'), [])
16            GoTo(Name('condition_check.5'))
17          ],
18        Block
19          Name 'condition_check.5',
20          [
21            IfElse
22              Num '1',
23              [
24                GoTo(Name('while_branch.4'))
25              ],
26              [
27                GoTo(Name('while_after.1'))
28              ]
29          ],
30        Block
31          Name 'while_branch.4',

```

```

32     [
33         // If(Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')), [],),
34         IfElse
35             Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')),
36             [
37                 GoTo(Name('if.3'))
38             ],
39             [
40                 GoTo(Name('if_else_after.2'))
41             ]
42     ],
43     Block
44         Name 'if.3',
45         [
46             Return(Name('res'))
47         ],
48     Block
49         Name 'if_else_after.2',
50         [
51             Assign(Name('res'), BinOp(Name('n'), Mul('*'), Name('res')))
52             Assign(Name('n'), BinOp(Name('n'), Sub('-'), Num('1')))
53             GoTo(Name('condition_check.5'))
54         ],
55     Block
56         Name 'while_after.1',
57         []
58 ],
59 FunDef
60     VoidType 'void',
61     Name 'main',
62     [],
63     [
64         Block
65             Name 'main.0',
66             [
67                 Exp(Call(Name('print'), [Call(Name('faculty'), [Num('4')])]))
68             ]
69     ]
70 ]

```

Code 2.7: PicoC-Blocks Pass für Codebeispiel

### 2.3.2.3 PicoC-ANF Pass

#### 2.3.2.3.1 Aufgabe

Die Aufgabe des **PicoC-ANF Passes** ist es den **Abstract Syntax Tree** der Sprache  $L_{PicoC\_Blocks}$  in die **Abstrakte Syntax** der Sprache  $L_{PicoC\_ANF}$  umzuformen, welche in **A-Normalform** (Definition 1.50) und damit auch in **Monadischer Normalform** (Definition 1.46) ist. Um Wiederholung zu vermeiden wird zur Erklärung der **A-Normalform** auf Unterkapitel 1.5.2 verwiesen.

Zudem wird eine **Symboltabelle** (Definition 2.4) eingeführt. In der **Symboltabelle** wird beim Anlegen eines **neuen Eintrags** für eine Variable zunächst eine **Adresse** zugewiesen, die dem Wert einer von zwei **Countern** `rel_global_addr` und `rel_stack_addr` entspricht. Der Counter `rel_global_addr` ist für Variablen in den **Globalen Statischen Daten** und der Counter `rel_stack_addr` ist für Variablen auf dem **Stackframe**. Einer der beiden **Counter** wird entsprechend der **Größe** der angelegten Variable **hochgezählt**.

Kommt im **Programmcode** an einer späteren Stelle diese Variable `Name('symbol')` vor, so wird mit dem **Symbol**<sup>8</sup> als Schlüssel in der **Symboltabelle** nachgeschlagen und anstelle des `Name(str)`-Knotens die in der **Symboltabelle** nachgeschlagene Adresse in einem `Global(Num('addr'))`- bzw. `Stackframe(Num('addr'))`-Knoten eingesetzt eingefügt. Ob der `Global(Num('addr'))`- oder der `Stackframe(Num('addr'))`-Knoten zum Einsatz kommt, entscheidet sich anhand des **Scopes** (z.B. `@scope`), der in der **Symboltabelle** an den **Bezeichner** drangehängt ist (z.B. `identifizier@scope`).<sup>9</sup>

#### Definition 2.4: Symboltabelle

*Eine über ein **Assoziatives Feld** umgesetzte **Datenstruktur**, die notwendig ist, um das Konzept einer **Variablen** in einer Sprache umzusetzen. Diese Datenstruktur ordnet jedem **Symbol**<sup>a</sup> einer **Variablen**, **Konstanten** oder **Funktion** aus einem **Programm**, Informationen, wie die **Adresse**, die **Position** im Programmcode oder den **Datentyp** zu.*

*Die **Symboltabelle** muss nur während des **Kompilervorgangs** im **Speicher** existieren, da die Einträge in der **Symboltabelle** beeinflussen, was für **Maschinencode** generiert wird und dadurch im **Maschinencode** bereits die richtigen **Adressen** usw. angesprochen werden und es die **Symboltabelle** selbst **nicht** mehr braucht.*

<sup>a</sup>In einer **Symboltabelle** werden **Bezeichner** als **Symbole** bezeichnet.

#### 2.3.2.3.2 Abstrakte Syntax

Zur Umsetzung dieses Passes ist es notwendig die **Abstrakte Syntax** der Sprache  $L_{PicoC\_Blocks}$  in Tabelle 2.3.2 in die **A-Normalform** zu bringen. Darunter fällt es unter anderem, dafür zu sorgen, dass **Komplexe Knoten**, wie z.B. `BinOp(exp, bin_op, exp)` nur **Atomare Knoten**, wie z.B. `Stack(Num(str))` enthalten können. Des Weiteren werden auch **Funktionen** und **Funktionsaufrufe** aufgelöst, sodass u.a. die **Blöcke** `Block(Name(str), stmt*)` nun direkt im `File(Name(str), block*)`-Knoten liegen usw., was in Unterkapitel ?? genauer erklärt wird. Die **Symboltabelle** ist ebenfalls als **Abstract Syntax Tree** umgesetzt, wofür in der **Abstrakten Syntax** der Sprache  $L_{PicoC\_ANF}$  in Grammatik 2.3.3 neue Knoten eingeführt werden.

Das ganze resultiert in der **Abstrakten Syntax** der Sprache  $L_{PicoC\_ANF}$  in Grammatik 2.3.3.

<sup>8</sup>Bzw. der **Bezeichner**

<sup>9</sup>Die Umsetzung von **Scopes** wird in Unterkapitel ?? genauer beschrieben.

<i>stmt</i>	::=	<i>SingleLineComment(str, str)</i>   <i>RETIComment()</i>	<i>L_Comment</i>	
<i>un_op</i>	::=	<i>Minus()</i>   <i>Not()</i>	<i>L_Arith</i>	
<i>bin_op</i>	::=	<i>Add()</i>   <i>Sub()</i>   <i>Mul()</i>   <i>Div()</i>   <i>Mod()</i>   <i>Oplus()</i>   <i>And()</i>   <i>Or()</i>		
<i>exp</i>	::=	<i>Name(str)</i>   <i>Num(str)</i>   <i>Char(str)</i>   <i>Global(Num(str))</i>   <i>Stackframe(Num(str))</i>   <i>Stack(Num(str))</i>   <i>BinOp(Stack(Num(str)), &lt;bin_op&gt;, Stack(Num(str)))</i>   <i>UnOp(&lt;un_op&gt;, Stack(Num(str)))</i>   <i>Call(Name('input'), Empty())</i>   <i>Call(Name('print'), &lt;exp&gt;)</i>   <i>Exp(&lt;exp&gt;)</i>		
<i>un_op</i>	::=	<i>LogicNot()</i>	<i>L_Logic</i>	
<i>rel</i>	::=	<i>Eq()</i>   <i>NEq()</i>   <i>Lt()</i>   <i>LtE()</i>   <i>Gt()</i>   <i>GtE()</i>		
<i>bin_op</i>	::=	<i>LogicAnd()</i>   <i>LogicOr()</i>		
<i>exp</i>	::=	<i>Atom(Stack(Num(str)), &lt;rel&gt;, Stack(Num(str)))</i>   <i>ToBool(Stack(Num(str)))</i>		
<i>type_qual</i>	::=	<i>Const()</i>   <i>Writeable()</i>	<i>L_Assign_Alloc</i>	
<i>datatype</i>	::=	<i>IntType()</i>   <i>CharType()</i>   <i>VoidType()</i>		
<i>exp</i>	::=	<i>Alloc(&lt;type_qual&gt;, &lt;datatype&gt;, Name(str))</i>		
<i>stmt</i>	::=	<i>Assign(Global(Num(str)), Stack(Num(str)))</i>   <i>Assign(Stackframe(Num(str)), Stack(Num(str)))</i>   <i>Assign(Stack(Num(str)), Global(Num(str)))</i>   <i>Assign(Stack(Num(str)), Stackframe(Num(str)))</i>		
<i>datatype</i>	::=	<i>PntrDecl(Num(str), &lt;datatype&gt;)</i>   <i>Ref(Global(str))</i>   <i>Ref(Stackframe(str))</i>   <i>Ref(Subscr(&lt;exp&gt;, &lt;exp&gt;   Ref(Attr(&lt;exp&gt;, Name(str))))</i>	<i>L_Pntr</i>	
<i>datatype</i>	::=	<i>ArrayDecl(Num(str)+, &lt;datatype&gt;)</i>	<i>L_Array</i>	
<i>exp</i>	::=	<i>Subscr(&lt;exp&gt;, Stack(Num(str)))</i>   <i>Array(&lt;exp&gt;+)</i>		
<i>datatype</i>	::=	<i>StructSpec(Name(str))</i>	<i>L_Struct</i>	
<i>exp</i>	::=	<i>Attr(&lt;exp&gt;, Name(str))</i>   <i>Struct(Assign(Name(str), &lt;exp&gt;)+)</i>		
<i>decl_def</i>	::=	<i>StructDecl(Name(str),</i> <i>Alloc(Writeable(), &lt;datatype&gt;, Name(str))+)</i>		
<i>stmt</i>	::=	<i>IfElse(Stack(Num(str)), &lt;stmt&gt;*, &lt;stmt&gt;*)</i>	<i>L_If_Else</i>	
<i>exp</i>	::=	<i>Call(Name(str), &lt;exp&gt;*)</i>	<i>L_Fun</i>	
<i>stmt</i>	::=	<i>StackMalloc(Num(str))</i>   <i>NewStackframe(Name(str), GoTo(str))</i>   <i>Exp(GoTo(Name(str)))</i>   <i>RemoveStackframe()</i>   <i>Return(Empty())</i>   <i>Return(&lt;exp&gt;)</i>		
<i>decl_def</i>	::=	<i>FunDecl(&lt;datatype&gt;, Name(str))</i> <i>Alloc(Writeable(), &lt;datatype&gt;, Name(str))*</i>   <i>FunDef(&lt;datatype&gt;, Name(str),</i> <i>Alloc(Writeable(), &lt;datatype&gt;, Name(str))* &lt;block&gt;*)</i>		
<i>block</i>	::=	<i>Block(Name(str), &lt;stmt&gt;*)</i>	<i>L_Blocks</i>	
<i>stmt</i>	::=	<i>GoTo(Name(str))</i>		
<i>file</i>	::=	<i>File(Name(str), &lt;block&gt;*)</i>	<i>L_File</i>	
<i>symbol_table</i>	::=	<i>SymbolTable(&lt;symbol&gt;*)</i>	<i>L_Symbol_Table</i>	
<i>symbol</i>	::=	<i>Symbol(&lt;type_qual&gt;, &lt;datatype&gt;, &lt;name&gt;, &lt;val&gt;, &lt;pos&gt;, &lt;size&gt;)</i>		
<i>type_qual</i>	::=	<i>Empty()</i>		
<i>datatype</i>	::=	<i>BuiltIn()</i>   <i>SelfDefined()</i>		
<i>name</i>	::=	<i>Name(str)</i>		
<i>val</i>	::=	<i>Num(str)</i>   <i>Empty()</i>		
<i>pos</i>	::=	<i>Pos(Num(str), Num(str))</i>   <i>Empty()</i>		
<i>size</i>	::=	<i>Num(str)</i>   <i>Empty()</i>		

### 2.3.2.3.3 Codebeispiel

In Code 2.8 sieht man den **Abstract-Syntax-Tree** des **PiocC-ANF Passes** für das aus Unterkapitel 2.5 weitergeführte Beispiel, indem alle Statements und Ausdrücke in **A-Normalform** sind. Die **IfElse(exp, stmts, stmts)**-Knoten sind hier in **A-Normalform** gebracht worden, indem ihre **Komplexe Bedingung** vorgezogen wurde und das Ergebnis der **Komplexen Bedingung** einer **Location** zugewiesen ist und sie selbst das Ergebnis über den **Atomaren Ausdruck** `Stack(Num(str))` vom Stack lesen: `IfElse(Stack(Num(str)), stmts, stmts)`. **Funktionen** sind nur noch über die **Labels** von Blöcken zu erkennen, die den gleichen Bezeichner haben, wie die ursprüngliche Funktion und es lässt sich nur durch das **Nachverfolgen** der `GoTo(Name('label'))`-Knoten nachvollziehen, was ursprünglich zur Funktion gehörte.

```

1 File
2   Name './example_faculty_it.picoc_mon',
3   [
4     Block
5       Name 'faculty.6',
6       [
7         // Assign(Name('res'), Num('1'))
8         Exp(Num('1'))
9         Assign(Stackframe(Num('1')), Stack(Num('1')))
10        // While(Num('1'), [])
11        Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
12      ],
13    Block
14      Name 'condition_check.5',
15      [
16        // IfElse(Num('1'), [], [])
17        Exp(Num('1')),
18        IfElse
19          Stack
20            Num '1',
21            [
22              GoTo(Name('while_branch.4'))
23            ],
24            [
25              GoTo(Name('while_after.1'))
26            ]
27        ],
28      Block
29        Name 'while_branch.4',
30        [
31          // If(Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')), [])
32          // IfElse(Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')), [], [])
33          Exp(Stackframe(Num('0')))
34          Exp(Num('1'))
35          Exp(Atom(Stack(Num('2')), Eq('=='), Stack(Num('1')))),
36          IfElse
37            Stack
38              Num '1',
39              [
40                GoTo(Name('if.3'))
41              ],
42              [
43                GoTo(Name('if_else_after.2'))
44              ]
45        ],

```



```

46 Block
47   Name 'if.3',
48   [
49     // Return(Name('res'))
50     Exp(Stackframe(Num('1')))
51     Return(Stack(Num('1')))
52   ],
53 Block
54   Name 'if_else_after.2',
55   [
56     // Assign(Name('res'), BinOp(Name('n'), Mul('*'), Name('res')))
57     Exp(Stackframe(Num('0')))
58     Exp(Stackframe(Num('1')))
59     Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Mul('*'), Stack(Num('1'))))
60     Assign(Stackframe(Num('1')), Stack(Num('1')))
61     // Assign(Name('n'), BinOp(Name('n'), Sub('-'), Num('1')))
62     Exp(Stackframe(Num('0')))
63     Exp(Num('1'))
64     Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Sub('-'), Stack(Num('1'))))
65     Assign(Stackframe(Num('0')), Stack(Num('1')))
66     Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
67   ],
68 Block
69   Name 'while_after.1',
70   [
71     Return(Empty())
72   ],
73 Block
74   Name 'main.0',
75   [
76     StackMalloc(Num('2'))
77     Exp(Num('4'))
78     NewStackframe(Name('faculty'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
79     Exp(GoTo(Name('faculty.6')))
80     RemoveStackframe()
81     Exp(ACC)
82     Exp(Call(Name('print'), [Stack(Num('1'))]))
83     Return(Empty())
84   ]
85 ]

```

Code 2.8: PicoC-ANF Pass für Codebespiel

### 2.3.2.4 RETI-Blocks Pass

#### 2.3.2.4.1 Aufgabe

Die Aufgabe des **RETI-Blocks Passes** ist es die **Statements** in der **Blöcken**, die durch **PicoC-Knoten** im **Abstract Syntax Tree** der Sprache  $L_{PicoC\_ANF}$  dargestellt sind durch ihren entsprechenden **RETI-Knoten** zu ersetzen.

#### 2.3.2.4.2 Abstrakte Syntax

Die **Abstrakte Syntax** der Sprache  $L_{RETI\_Blocks}$  in Grammatik 2.3.4 ist verglichen mit der **Abstrakten Syntax** der Sprache  $L_{PicoC\_ANF}$  in Grammatik 2.3.3 stark verändert, denn der Großteil der **PicoC-Knoten** wird in diesem Pass durch entsprechende **RETI-Knoten** ersetzt. Die einzigen verbleibenden **PicoC-Knoten**

sind  $\text{Exp}(\text{GoTo}(\text{str}))$ ,  $\text{Block}(\text{Name}(\text{str}), \langle \text{instr} \rangle^*)$  und  $\text{File}(\text{Name}(\text{str}), \langle \text{block} \rangle^*)$ , da das gesamte Konzept mit den **Blöcken** erst im **RETI-Pass** in Unterkapitel 2.3.8 aufgelöst wird.

$\text{reg}$	$::= \text{ACC}() \mid \text{IN1}() \mid \text{IN2}() \mid \text{PC}() \mid \text{SP}() \mid \text{BAF}()$	$L\_RETI$
	$\mid \text{CS}() \mid \text{DS}()$	
$\text{arg}$	$::= \text{Reg}(\langle \text{reg} \rangle) \mid \text{Num}(\text{str})$	
$\text{rel}$	$::= \text{Eq}() \mid \text{NEq}() \mid \text{Lt}() \mid \text{LtE}() \mid \text{Gt}() \mid \text{GtE}()$	
	$\mid \text{Always}() \mid \text{NOp}()$	
$\text{op}$	$::= \text{Add}() \mid \text{Addi}() \mid \text{Sub}() \mid \text{Subi}() \mid \text{Mult}() \mid \text{Multi}()$	
	$\mid \text{Div}() \mid \text{Divi}() \mid \text{Mod}() \mid \text{Modi}() \mid \text{Oplus}() \mid \text{Oplusi}()$	
	$\mid \text{Or}() \mid \text{Ori}() \mid \text{And}() \mid \text{Andi}()$	
	$\mid \text{Load}() \mid \text{Loadin}() \mid \text{Loadi}() \mid \text{Store}() \mid \text{Storein}() \mid \text{Move}()$	
$\text{instr}$	$::= \text{Instr}(\langle \text{op} \rangle, \langle \text{arg} \rangle^+) \mid \text{Jump}(\langle \text{rel} \rangle, \text{Num}(\text{str})) \mid \text{Int}(\text{Num}(\text{str}))$	
	$\mid \text{RTI}() \mid \text{Call}(\text{Name}(\text{'print'}), \langle \text{reg} \rangle) \mid \text{Call}(\text{Name}(\text{'input'}), \langle \text{reg} \rangle)$	
	$\mid \text{SingleLineComment}(\text{str}, \text{str})$	
	$\mid \text{Instr}(\text{Loadi}(), [\text{Reg}(\text{Acc}()), \text{GoTo}(\text{Name}(\text{str}))]) \mid \text{Jump}(\text{Eq}(), \text{GoTo}(\text{Name}(\text{str})))$	
$\text{instr}$	$::= \text{Exp}(\text{GoTo}(\text{str}))$	$L\_PicoC$
$\text{block}$	$::= \text{Block}(\text{Name}(\text{str}), \langle \text{instr} \rangle^*)$	
$\text{file}$	$::= \text{File}(\text{Name}(\text{str}), \langle \text{block} \rangle^*)$	

#### Grammar 2.3.4: Abstrakte Syntax der Sprache $L_{RETI\_Blocks}$

##### 2.3.2.4.3 Codebeispiel

In Code 2.9 sieht man den **Abstract-Syntax-Tree** des **RETI-Blocks Passes** für das aus Unterkapitel 2.5 weitergeführte Beispiel, indem die **Statements**, die durch entsprechende **PicoC-Knoten** im **Abstrakt Syntax Tree** der Sprache  $L_{PicoC\_ANF}$  in Grammatik 2.3.3 repräsentiert waren nun durch ihre entsprechenden **RETI-Knoten** ersetzt werden.

```

1 File
2   Name './example_faculty_it.reti_blocks',
3   [
4     Block
5       Name 'faculty.6',
6       [
7         # // Assign(Name('res'), Num('1'))
8         # Exp(Num('1'))
9         SUBI SP 1;
10        LOADI ACC 1;
11        STOREIN SP ACC 1;
12        # Assign(Stackframe(Num('1')), Stack(Num('1')))
13        LOADIN SP ACC 1;
14        STOREIN BAF ACC -3;
15        ADDI SP 1;
16        # // While(Num('1'), [])
17        # Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
18        Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
19      ],
20    Block
21      Name 'condition_check.5',
22      [
23        # // IfElse(Num('1'), [], [])
24        # Exp(Num('1'))

```

```

25     SUBI SP 1;
26     LOADI ACC 1;
27     STOREIN SP ACC 1;
28     # IfElse(Stack(Num('1')), [], [])
29     LOADIN SP ACC 1;
30     ADDI SP 1;
31     JUMP== GoTo(Name('while_after.1'));
32     Exp(GoTo(Name('while_branch.4')))
33 ],
34 Block
35     Name 'while_branch.4',
36     [
37         # // If(Atom(Name('n')), Eq('=='), Num('1')), [])
38         # // IfElse(Atom(Name('n')), Eq('=='), Num('1')), [], [])
39         # Exp(Stackframe(Num('0')))
40         SUBI SP 1;
41         LOADIN BAF ACC -2;
42         STOREIN SP ACC 1;
43         # Exp(Num('1'))
44         SUBI SP 1;
45         LOADI ACC 1;
46         STOREIN SP ACC 1;
47         LOADIN SP ACC 2;
48         LOADIN SP IN2 1;
49         SUB ACC IN2;
50         JUMP== 3;
51         LOADI ACC 0;
52         JUMP 2;
53         LOADI ACC 1;
54         STOREIN SP ACC 2;
55         ADDI SP 1;
56         # IfElse(Stack(Num('1')), [], [])
57         LOADIN SP ACC 1;
58         ADDI SP 1;
59         JUMP== GoTo(Name('if_else_after.2'));
60         Exp(GoTo(Name('if.3')))
61     ],
62 Block
63     Name 'if.3',
64     [
65         # // Return(Name('res'))
66         # Exp(Stackframe(Num('1')))
67         SUBI SP 1;
68         LOADIN BAF ACC -3;
69         STOREIN SP ACC 1;
70         # Return(Stack(Num('1')))
71         LOADIN SP ACC 1;
72         ADDI SP 1;
73         LOADIN BAF PC -1;
74     ],
75 Block
76     Name 'if_else_after.2',
77     [
78         # // Assign(Name('res'), BinOp(Name('n'), Mul('*'), Name('res')))
79         # Exp(Stackframe(Num('0')))
80         SUBI SP 1;
81         LOADIN BAF ACC -2;

```

```

82     STOREIN SP ACC 1;
83     # Exp(Stackframe(Num('1')))
84     SUBI SP 1;
85     LOADIN BAF ACC -3;
86     STOREIN SP ACC 1;
87     # Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Mul('*'), Stack(Num('1'))))
88     LOADIN SP ACC 2;
89     LOADIN SP IN2 1;
90     MULT ACC IN2;
91     STOREIN SP ACC 2;
92     ADDI SP 1;
93     # Assign(Stackframe(Num('1')), Stack(Num('1')))
94     LOADIN SP ACC 1;
95     STOREIN BAF ACC -3;
96     ADDI SP 1;
97     # // Assign(Name('n'), BinOp(Name('n'), Sub('-'), Num('1')))
98     # Exp(Stackframe(Num('0')))
99     SUBI SP 1;
100    LOADIN BAF ACC -2;
101    STOREIN SP ACC 1;
102    # Exp(Num('1'))
103    SUBI SP 1;
104    LOADI ACC 1;
105    STOREIN SP ACC 1;
106    # Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Sub('-'), Stack(Num('1'))))
107    LOADIN SP ACC 2;
108    LOADIN SP IN2 1;
109    SUB ACC IN2;
110    STOREIN SP ACC 2;
111    ADDI SP 1;
112    # Assign(Stackframe(Num('0')), Stack(Num('1')))
113    LOADIN SP ACC 1;
114    STOREIN BAF ACC -2;
115    ADDI SP 1;
116    # Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
117    Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
118  ],
119  Block
120    Name 'while_after.1',
121    [
122      # Return(Empty())
123      LOADIN BAF PC -1;
124    ],
125  Block
126    Name 'main.0',
127    [
128      # StackMalloc(Num('2'))
129      SUBI SP 2;
130      # Exp(Num('4'))
131      SUBI SP 1;
132      LOADI ACC 4;
133      STOREIN SP ACC 1;
134      # NewStackframe(Name('faculty'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
135      MOVE BAF ACC;
136      ADDI SP 3;
137      MOVE SP BAF;
138      SUBI SP 4;

```

```

139     STOREIN BAF ACC 0;
140     LOADI ACC GoTo(Name('addr@next_instr'));
141     ADD ACC CS;
142     STOREIN BAF ACC -1;
143     # Exp(GoTo(Name('faculty.6')))
144     Exp(GoTo(Name('faculty.6')))
145     # RemoveStackframe()
146     MOVE BAF IN1;
147     LOADIN IN1 BAF 0;
148     MOVE IN1 SP;
149     # Exp(ACC)
150     SUBI SP 1;
151     STOREIN SP ACC 1;
152     LOADIN SP ACC 1;
153     ADDI SP 1;
154     CALL PRINT ACC;
155     # Return(Empty())
156     LOADIN BAF PC -1;
157 ]
158 ]

```

Code 2.9: RETI-Blocks Pass für Codebespiel

Wenn der **Abstract Syntax Tree** ausgegeben wird, ist die Darstellung nicht ausschließlich in **Abstrakter Syntax**, da die **RETI-Knoten** aus bereits im Unterkapitel 2.2.5.6 vermitteltem Grund in **Konkreter Syntax** ausgegeben werden.

### 2.3.2.5 RETI-Patch Pass

#### 2.3.2.5.1 Aufgabe

Die Aufgabe des **RETI-Patch Passes** ist das **Ausbessern** (engl. to patch) des **Abstract Syntax Trees**, durch:

- das **Einfügen** eines **start.<nummer>-Blockes**, welcher ein **GoTo(Name('main'))** zur **main-Funktion** enthält, wenn in manchen Fällen die **main-Funktion** **nicht** die erste Funktion ist und daher am Anfang zur **main-Funktion** gesprungen werden muss.
- das **Entfernen** von **GoTo()**'s, deren Sprung nur **eine** Adresse weiterspringen würde.
- das **Voranstellen** von **RETI-Knoten**, die vor jeder **Division** **Instr(Div(), args)** prüfen, ob, nicht durch 0 geteilt wird.<sup>10</sup>
- das Überprüfen darauf, ob bestimmte **Immediates** **Im(str)** in Befehlen, wie z.B. **Jump(rel, Im(str))**, **Instr(Loadin(), [reg, reg, Im(str)])**, **Instr(Loadi(), [reg, Im(str)])** usw. **kleiner**  $-2^{21}$  oder **größer**  $2^{21} - 1$  sind. Im Fall dessen, dass es so ist, muss der **gewünschte Zahlenwert** durch **Bitshiften** und Anwenden von **bitweise Oder** berechnet werden. Im Fall, dessen, dass der **Immediate** allerdings **kleiner**  $-(2^{31})$  oder **größer**  $2^{31} - 1$  ist, wird eine Fehlermeldung **TooLargeLiteral** ausgegeben.

#### 2.3.2.5.2 Abstrakte Syntax

<sup>10</sup>Das fällt unter die Themenbereiche des **Bachelorprojekts** und wird daher **nicht** genauer erläutert.

Die **Abstrakte Syntax** der Sprache  $L_{RETI\_Patch}$  in Grammatik 2.3.5 ist im Vergleich zur **Abstrakten Syntax** der Sprache  $L_{RETI\_Blocks}$  in Grammatik 2.3.4 kaum verändert. Es muss nur ein Knoten `Exit()` hinzugefügt werden, der im Falle einer **Division durch 0** die Ausführung des Programs beendet.

$reg$	$::=$	$ACC() \mid IN1() \mid IN2() \mid PC() \mid SP() \mid BAF()$ $\mid CS() \mid DS()$	$L_{RETI}$
$arg$	$::=$	$Reg(\langle reg \rangle) \mid Num(str)$	
$rel$	$::=$	$Eq() \mid NEq() \mid Lt() \mid LtE() \mid Gt() \mid GtE()$ $\mid Always() \mid NOP()$	
$op$	$::=$	$Add() \mid Addi() \mid Sub() \mid Subi() \mid Mult() \mid Multi()$ $\mid Div() \mid Divi() \mid Mod() \mid Modi() \mid Oplus() \mid Oplusi()$ $\mid Or() \mid Ori() \mid And() \mid Andi()$	
$instr$	$::=$	$Load() \mid Loadin() \mid Loadi() \mid Store() \mid Storein() \mid Move()$ $Instr(\langle op \rangle, \langle arg \rangle+) \mid Jump(\langle rel \rangle, Num(str)) \mid Int(Num(str))$ $\mid RTI() \mid Call(Name('print'), \langle reg \rangle) \mid Call(Name('input'), \langle reg \rangle)$ $\mid SingleLineComment(str, str)$ $\mid Instr(Loadi(), [Reg(Acc()), GoTo(Name(str))]) \mid Jump(Eq(), GoTo(Name(str)))$	
$instr$	$::=$	$Exp(GoTo(str)) \mid Exit(Num(str))$	$L_{PicoC}$
$block$	$::=$	$Block(Name(str), \langle instr \rangle^*)$	
$file$	$::=$	$File(Name(str), \langle block \rangle^*)$	

**Grammar 2.3.5:** Abstrakte Syntax der Sprache  $L_{RETI\_Patch}$

### 2.3.2.5.3 Codebeispiel

In Code 2.10 sieht man den **Abstract-Syntax-Tree** des **Pioco-Patch Passes** für das aus Unterkapitel 2.5 weitergeführte Beispiel. Durch den **RETI-Patch Pass** wurde hier ein `start.<number>-Block`<sup>11</sup> eingesetzt, da die `main`-Funktion **nicht** die **erste** Funktion ist. Des Weiteren wurden durch diesen Pass einzelne `GoTo(Name(str))`-**Statements** entfernt<sup>12</sup>, die nur einen Sprung um **eine** Position entsprachen hätten.

```

1 File
2   Name './example_faculty_it.reti_patch',
3   [
4     Block
5       Name 'start.7',
6       [
7         # // Exp(GoTo(Name('main.0')))
8         Exp(GoTo(Name('main.0')))
9       ],
10    Block
11      Name 'faculty.6',
12      [
13        # // Assign(Name('res'), Num('1'))
14        # Exp(Num('1'))
15        SUBI SP 1;
16        LOADI ACC 1;
17        STOREIN SP ACC 1;
18        # Assign(Stackframe(Num('1')), Stack(Num('1')))
19        LOADIN SP ACC 1;
20        STOREIN BAF ACC -3;

```

<sup>11</sup>Dieser **Block** wurde im Code 2.7 markiert.

<sup>12</sup>Diese **entfernten** `GoTo(Name(str))`'s wurden ebenfalls im Code 2.7 markiert.

```

21     ADDI SP 1;
22     # // While(Num('1'), [])
23     # Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
24     # // not included Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
25 ],
26 Block
27     Name 'condition_check.5',
28     [
29         # // IfElse(Num('1'), [], [])
30         # Exp(Num('1'))
31         SUBI SP 1;
32         LOADI ACC 1;
33         STOREIN SP ACC 1;
34         # IfElse(Stack(Num('1')), [], [])
35         LOADIN SP ACC 1;
36         ADDI SP 1;
37         JUMP== GoTo(Name('while_after.1'));
38         # // not included Exp(GoTo(Name('while_branch.4')))
39     ],
40 Block
41     Name 'while_branch.4',
42     [
43         # // If(Atom(Name('n'), Eq('='), Num('1')), [])
44         # // IfElse(Atom(Name('n'), Eq('='), Num('1')), [], [])
45         # Exp(Stackframe(Num('0')))
46         SUBI SP 1;
47         LOADIN BAF ACC -2;
48         STOREIN SP ACC 1;
49         # Exp(Num('1'))
50         SUBI SP 1;
51         LOADI ACC 1;
52         STOREIN SP ACC 1;
53         LOADIN SP ACC 2;
54         LOADIN SP IN2 1;
55         SUB ACC IN2;
56         JUMP== 3;
57         LOADI ACC 0;
58         JUMP 2;
59         LOADI ACC 1;
60         STOREIN SP ACC 2;
61         ADDI SP 1;
62         # IfElse(Stack(Num('1')), [], [])
63         LOADIN SP ACC 1;
64         ADDI SP 1;
65         JUMP== GoTo(Name('if_else_after.2'));
66         # // not included Exp(GoTo(Name('if.3')))
67     ],
68 Block
69     Name 'if.3',
70     [
71         # // Return(Name('res'))
72         # Exp(Stackframe(Num('1')))
73         SUBI SP 1;
74         LOADIN BAF ACC -3;
75         STOREIN SP ACC 1;
76         # Return(Stack(Num('1')))
77         LOADIN SP ACC 1;

```

```

78     ADDI SP 1;
79     LOADIN BAF PC -1;
80 ],
81 Block
82     Name 'if_else_after.2',
83     [
84         # // Assign(Name('res'), BinOp(Name('n'), Mul('*'), Name('res')))
85         # Exp(Stackframe(Num('0')))
86         SUBI SP 1;
87         LOADIN BAF ACC -2;
88         STOREIN SP ACC 1;
89         # Exp(Stackframe(Num('1')))
90         SUBI SP 1;
91         LOADIN BAF ACC -3;
92         STOREIN SP ACC 1;
93         # Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Mul('*'), Stack(Num('1'))))
94         LOADIN SP ACC 2;
95         LOADIN SP IN2 1;
96         MULT ACC IN2;
97         STOREIN SP ACC 2;
98         ADDI SP 1;
99         # Assign(Stackframe(Num('1')), Stack(Num('1')))
100        LOADIN SP ACC 1;
101        STOREIN BAF ACC -3;
102        ADDI SP 1;
103        # // Assign(Name('n'), BinOp(Name('n'), Sub('-'), Num('1')))
104        # Exp(Stackframe(Num('0')))
105        SUBI SP 1;
106        LOADIN BAF ACC -2;
107        STOREIN SP ACC 1;
108        # Exp(Num('1'))
109        SUBI SP 1;
110        LOADI ACC 1;
111        STOREIN SP ACC 1;
112        # Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Sub('-'), Stack(Num('1'))))
113        LOADIN SP ACC 2;
114        LOADIN SP IN2 1;
115        SUB ACC IN2;
116        STOREIN SP ACC 2;
117        ADDI SP 1;
118        # Assign(Stackframe(Num('0')), Stack(Num('1')))
119        LOADIN SP ACC 1;
120        STOREIN BAF ACC -2;
121        ADDI SP 1;
122        # Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
123        Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
124    ],
125 Block
126     Name 'while_after.1',
127     [
128         # Return(Empty())
129         LOADIN BAF PC -1;
130     ],
131 Block
132     Name 'main.0',
133     [
134         # StackMalloc(Num('2'))

```



```

135     SUBI SP 2;
136     # Exp(Num('4'))
137     SUBI SP 1;
138     LOADI ACC 4;
139     STOREIN SP ACC 1;
140     # NewStackframe(Name('faculty'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
141     MOVE BAF ACC;
142     ADDI SP 3;
143     MOVE SP BAF;
144     SUBI SP 4;
145     STOREIN BAF ACC 0;
146     LOADI ACC GoTo(Name('addr@next_instr'));
147     ADD ACC CS;
148     STOREIN BAF ACC -1;
149     # Exp(GoTo(Name('faculty.6')))
150     Exp(GoTo(Name('faculty.6')))
151     # RemoveStackframe()
152     MOVE BAF IN1;
153     LOADIN IN1 BAF 0;
154     MOVE IN1 SP;
155     # Exp(ACC)
156     SUBI SP 1;
157     STOREIN SP ACC 1;
158     LOADIN SP ACC 1;
159     ADDI SP 1;
160     CALL PRINT ACC;
161     # Return(Empty())
162     LOADIN BAF PC -1;
163 ]
164 ]

```

Code 2.10: RETI-Patch Pass für Codebespiel

### 2.3.2.6 RETI Pass

#### 2.3.2.6.1 Aufgabe

Die Aufgabe des **RETI-Patch Passes** ist es die `GoTo(Name(str))`-Knoten in den den Knoten `Instr(Loadi(), [reg, GoTo(Name(str))])`, `Jump(Eq(), GoTo(Name(str)))` und `Exp(GoTo(Name(str)))` durch eine entsprechende **Adresse** zu ersetzen, die entsprechende **Distanz** oder einen entsprechenden **Sprungbefehl** mit passender **Distanz** `Jump(Always(), Im(str(distance)))`. Die **Distanz-** und **Adressberechnung** wird in Unterkapitel ?? genauer mit **Formeln** erklärt.

#### 2.3.2.6.2 Konkrete und Abstrakte Syntax

Die **Abstrakte Syntax** der Sprache  $L_{RETI}$  in Grammatik 2.3.8 hat im Vergleich zur **Abstrakten Syntax** der Sprache  $L_{RETI.Patch}$  in Grammatik 2.3.5 nur noch ausschließlich **RETI-Knoten**. Alle **RETI-Knoten** stehen nun einem `Program(Name(str), instr)`-Knoten.

Ausgegeben wird der finale **Maschinencode** allerdings in **Konkreter Syntax**, die sich aus den Grammatiken 2.3.6 und 2.3.7 für jeweils die **Lexikalische** und **Syntaktische Analyse** zusammensetzt. Der Grund, warum die **Konkrete Syntax** der Sprache  $L_{RETI}$  auch nochmal in einen Teil für die **Lexikalische** und **Syntaktische Analyse** unterteilt ist, hat den Grund, dass für die Bachelorarbeit zum **Testen** des **PicoC-Compilers** ein **RETI-Interpreter** implementiert wurde, der den RETI-Code **lexen** und **parsen** muss, um ihn später **interpretieren** zu können.

<i>dig_no_0</i>	::=	"1"   "2"   "3"   "4"   "5"   "6"	<i>L_Program</i>
		"7"   "8"   "9"	
<i>dig_with_0</i>	::=	"0"   <i>dig_no_0</i>	
<i>num</i>	::=	"0"   <i>dig_no_0</i> <i>dig_with_0</i> *   "-" <i>dig_no_0</i> *	
<i>letter</i>	::=	"a"..."Z"	
<i>name</i>	::=	<i>letter</i> ( <i>letter</i>   <i>dig_with_0</i>   _)*	
<i>reg</i>	::=	"ACC"   "IN1"   "IN2"   "PC"   "SP"	
		"BAF"   "CS"   "DS"	
<i>arg</i>	::=	<i>reg</i>   <i>num</i>	
<i>rel</i>	::=	"=="   "!="   "<"   "<="   ">"	
		">="   "_NOP"	

**Grammar 2.3.6:** Konkrete Syntax der Sprache  $L_{RETI}$  für die Lexikalische Analyse in EBNF

<i>instr</i>	::=	"ADD" <i>reg</i> <i>arg</i>   "ADDI" <i>reg</i> <i>num</i>   "SUB" <i>reg</i> <i>arg</i>   "SUBI" <i>reg</i> <i>num</i>   "MULT" <i>reg</i> <i>arg</i>   "MULTI" <i>reg</i> <i>num</i>   "DIV" <i>reg</i> <i>arg</i>   "DIVI" <i>reg</i> <i>num</i>   "MOD" <i>reg</i> <i>arg</i>   "MODI" <i>reg</i> <i>num</i>   "OPLUS" <i>reg</i> <i>arg</i>   "OPLUSI" <i>reg</i> <i>num</i>   "OR" <i>reg</i> <i>arg</i>   "ORI" <i>reg</i> <i>num</i>   "AND" <i>reg</i> <i>arg</i>   "ANDI" <i>reg</i> <i>num</i>   "LOAD" <i>reg</i> <i>num</i>   "LOADIN" <i>arg</i> <i>arg</i> <i>num</i>   "LOADI" <i>reg</i> <i>num</i>   "STORE" <i>reg</i> <i>num</i>   "STOREIN" <i>arg</i> <i>argnum</i>   "MOVE" <i>reg</i> <i>reg</i>   "JUMP" <i>rel</i> <i>num</i>   INT <i>num</i>   RTI   "CALL" "INPUT" <i>reg</i>   "CALL" "PRINT" <i>reg</i>	<i>L_Program</i>
<i>program</i>	::=	<i>name</i> ( <i>instr</i> ";" )*	

**Grammar 2.3.7:** Konkrete Syntax der Sprache  $L_{RETI}$  für die Syntaktische Analyse in EBNF

<i>reg</i>	::=	ACC()   IN1()   IN2()   PC()   SP()   BAF()   CS()   DS()	<i>L_RETI</i>
<i>arg</i>	::=	Reg(<reg>)   Num(str)	
<i>rel</i>	::=	Eq()   NEq()   Lt()   LtE()   Gt()   GtE()   Always()   NOp()	
<i>op</i>	::=	Add()   Addi()   Sub()   Subi()   Mult()   Multi()   Div()   Divi()   Mod()   Modi()   Oplus()   Oplusi()   Or()   Ori()   And()   Andi()   Load()   Loadin()   Loadi()   Store()   Storein()   Move()	
<i>instr</i>	::=	Instr(<op>, <arg>+)   Jump(<rel>, Num(str))   Int(Num(str))   RTI()   Call(Name('print'), <reg>)   Call(Name('input'), <reg>)   SingleLineComment(str, str)   Instr(Loadi(), [Reg(Acc()), GoTo(Name(str))])   Jump(Eq(), GoTo(Name(str)))	
<i>program</i>	::=	Program(Name(str), <instr>*)	
<i>instr</i>	::=	Exp(GoTo(str))   Exit(Num(str))	<i>L_PicoC</i>
<i>block</i>	::=	Block(Name(str), <instr>*)	
<i>file</i>	::=	File(Name(str), <block>*)	

**Grammar 2.3.8:** Abstrakte Syntax der Sprache  $L_{RETI}$

### 2.3.2.6.3 Codebeispiel

Nach dem **RETI-Pass** ist das Programm komplett in **RETI-Knoten** übersetzt, die allerdings in ihrer **Konkreten Syntax** ausgegeben werden, wie in Code 2.11 zu sehen ist. Es gibt **keine Blöcke** mehr und die **RETI-Befehle** in diesen Blöcken wurden **zusammengesetzt**, wie sie in den **Blöcken** angeordnet waren. Die letzten **Nicht-RETI-Befehle** oder **RETI-Befehle**, die **nicht** ausschließlich aus **RETI-Ausdrücken** bestehen<sup>13</sup>, die sich in den **Blöcken** befunden haben, wurden durch **RETI-Befehle** ersetzt.

Der **Program(Name(str), instr)**-Knoten, indem alle **RETI-Knoten** stehen gibt alleinig die **RETI-Knoten**, die er beinhaltet aus und fügt ansonsten nichts hinzu, wodurch der **Abstract Syntax Tree**, wenn er in eine Datei ausgegeben wird, direkt **RETI-Code** in **menschenlesbarer Repräsentation** erzeugt.

```

1 # // Exp(GoTo(Name('main.0')))
2 JUMP 67;
3 # // Assign(Name('res'), Num('1'))
4 # Exp(Num('1'))
5 SUBI SP 1;
6 LOADI ACC 1;
7 STOREIN SP ACC 1;
8 # Assign(Stackframe(Num('1')), Stack(Num('1')))
9 LOADIN SP ACC 1;
10 STOREIN BAF ACC -3;
11 ADDI SP 1;
12 # // While(Num('1'), [])
13 # Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
14 # // not included Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
15 # // IfElse(Num('1'), [], [])
16 # Exp(Num('1'))
17 SUBI SP 1;
18 LOADI ACC 1;
19 STOREIN SP ACC 1;
20 # IfElse(Stack(Num('1')), [], [])
21 LOADIN SP ACC 1;
22 ADDI SP 1;
23 JUMP== 54;
24 # // not included Exp(GoTo(Name('while_branch.4')))
25 # // If(Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')), [])
26 # // IfElse(Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')), [], [])
27 # Exp(Stackframe(Num('0')))
28 SUBI SP 1;
29 LOADIN BAF ACC -2;
30 STOREIN SP ACC 1;
31 # Exp(Num('1'))
32 SUBI SP 1;
33 LOADI ACC 1;
34 STOREIN SP ACC 1;
35 LOADIN SP ACC 2;
36 LOADIN SP IN2 1;
37 SUB ACC IN2;
38 JUMP== 3;
39 LOADI ACC 0;
40 JUMP 2;
41 LOADI ACC 1;
42 STOREIN SP ACC 2;

```

<sup>13</sup>Wie z.B. `LOADI ACC GoTo(Name('addr@next_instr')), Exp(GoTo(Name('main.0')))` und `JUMP== GoTo(Name('if_else_after.2'))`.

```
43 ADDI SP 1;
44 # IfElse(Stack(Num('1')), [], [])
45 LOADIN SP ACC 1;
46 ADDI SP 1;
47 JUMP== 7;
48 # // not included Exp(GoTo(Name('if.3')))
49 # // Return(Name('res'))
50 # Exp(Stackframe(Num('1')))
51 SUBI SP 1;
52 LOADIN BAF ACC -3;
53 STOREIN SP ACC 1;
54 # Return(Stack(Num('1')))
55 LOADIN SP ACC 1;
56 ADDI SP 1;
57 LOADIN BAF PC -1;
58 # // Assign(Name('res'), BinOp(Name('n'), Mul('*'), Name('res')))
59 # Exp(Stackframe(Num('0')))
60 SUBI SP 1;
61 LOADIN BAF ACC -2;
62 STOREIN SP ACC 1;
63 # Exp(Stackframe(Num('1')))
64 SUBI SP 1;
65 LOADIN BAF ACC -3;
66 STOREIN SP ACC 1;
67 # Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Mul('*'), Stack(Num('1'))))
68 LOADIN SP ACC 2;
69 LOADIN SP IN2 1;
70 MULT ACC IN2;
71 STOREIN SP ACC 2;
72 ADDI SP 1;
73 # Assign(Stackframe(Num('1')), Stack(Num('1')))
74 LOADIN SP ACC 1;
75 STOREIN BAF ACC -3;
76 ADDI SP 1;
77 # // Assign(Name('n'), BinOp(Name('n'), Sub('-'), Num('1')))
78 # Exp(Stackframe(Num('0')))
79 SUBI SP 1;
80 LOADIN BAF ACC -2;
81 STOREIN SP ACC 1;
82 # Exp(Num('1'))
83 SUBI SP 1;
84 LOADI ACC 1;
85 STOREIN SP ACC 1;
86 # Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Sub('-'), Stack(Num('1'))))
87 LOADIN SP ACC 2;
88 LOADIN SP IN2 1;
89 SUB ACC IN2;
90 STOREIN SP ACC 2;
91 ADDI SP 1;
92 # Assign(Stackframe(Num('0')), Stack(Num('1')))
93 LOADIN SP ACC 1;
94 STOREIN BAF ACC -2;
95 ADDI SP 1;
96 # Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
97 JUMP -58;
98 # Return(Empty())
99 LOADIN BAF PC -1;
```

```
100 # StackMalloc(Num('2'))
101 SUBI SP 2;
102 # Exp(Num('4'))
103 SUBI SP 1;
104 LOADI ACC 4;
105 STOREIN SP ACC 1;
106 # NewStackframe(Name('faculty'), GoTo(Name('addr@next_instr'))
107 MOVE BAF ACC;
108 ADDI SP 3;
109 MOVE SP BAF;
110 SUBI SP 4;
111 STOREIN BAF ACC 0;
112 LOADI ACC 80;
113 ADD ACC CS;
114 STOREIN BAF ACC -1;
115 # Exp(GoTo(Name('faculty.6'))
116 JUMP -78;
117 # RemoveStackframe()
118 MOVE BAF IN1;
119 LOADIN IN1 BAF 0;
120 MOVE IN1 SP;
121 # Exp(ACC)
122 SUBI SP 1;
123 STOREIN SP ACC 1;
124 LOADIN SP ACC 1;
125 ADDI SP 1;
126 CALL PRINT ACC;
127 # Return(Empty())
128 LOADIN BAF PC -1;
```

**Code 2.11:** *RETI Pass für Codebespiel*

---

---

# Literatur

## Online

- *A-Normalization: Why and How (with code)*. URL: <https://matt.might.net/articles/a-normalization/> (besucht am 23.07.2022).
- *C Operator Precedence* - *cppreference.com*. URL: [https://en.cppreference.com/w/c/language/operator\\_precedence](https://en.cppreference.com/w/c/language/operator_precedence) (besucht am 27.04.2022).
- *Errors in C/C++* - *GeeksforGeeks*. URL: <https://www.geeksforgeeks.org/errors-in-cc/> (besucht am 10.05.2022).
- *JSON parser - Tutorial* — *Lark documentation*. URL: [https://lark-parser.readthedocs.io/en/latest/json\\_tutorial.html](https://lark-parser.readthedocs.io/en/latest/json_tutorial.html) (besucht am 09.07.2022).
- Ljohhuh. *What is an immediate value?* 4. Apr. 2018. URL: <https://reverseengineering.stackexchange.com/q/17671> (besucht am 13.04.2022).
- *Parsing Expressions · Crafting Interpreters*. URL: <https://www.craftinginterpreters.com/parsing-expressions.html> (besucht am 09.07.2022).
- *Transformers & Visitors* — *Lark documentation*. URL: <https://lark-parser.readthedocs.io/en/latest/visitors.html> (besucht am 09.07.2022).
- *What is Bottom-up Parsing?* URL: <https://www.tutorialspoint.com/what-is-bottom-up-parsing> (besucht am 22.06.2022).
- *What is Top-Down Parsing?* URL: <https://www.tutorialspoint.com/what-is-top-down-parsing> (besucht am 22.06.2022).

## Bücher

- G. Siek, Jeremy. *Course Webpage for Compilers (P423, P523, E313, and E513)*. 28. Jan. 2022. URL: <https://iucompilercourse.github.io/IU-Fall-2021/> (besucht am 28.01.2022).

## Artikel

- Earley, J. und Howard E. Sturgis. „A formalism for translator interactions“. In: *CACM* (1970). DOI: 10.1145/355598.362740.

## Vorlesungen

- Nebel, Prof. Dr. Bernhard. „Theoretische Informatik“. Vorlesung. Vorlesung. Universität Freiburg, 2020. URL: [http://gki.informatik.uni-freiburg.de/teaching/ss20/info3/index\\_de.html](http://gki.informatik.uni-freiburg.de/teaching/ss20/info3/index_de.html) (besucht am 09.07.2022).
- Scholl, Christoph. „Betriebssysteme“. Vorlesung. Vorlesung. Universität Freiburg, 2020. URL: [https://abs.informatik.uni-freiburg.de/src/teach\\_main.php?id=157](https://abs.informatik.uni-freiburg.de/src/teach_main.php?id=157) (besucht am 09.07.2022).
- Scholl, Philipp. „Einführung in Embedded Systems“. Vorlesung. Vorlesung. Universität Freiburg, 2021. URL: <https://earth.informatik.uni-freiburg.de/uploads/es-2122/> (besucht am 09.07.2022).
- Thiemann, Peter. „Compilerbau“. Vorlesung. Vorlesung. Universität Freiburg, 2021. URL: <http://proglang.informatik.uni-freiburg.de/teaching/compilerbau/2021ws/> (besucht am 09.07.2022).
- — „Einführung in die Programmierung“. Vorlesung. Vorlesung. Universität Freiburg, 2018. URL: <http://proglang.informatik.uni-freiburg.de/teaching/info1/2018/> (besucht am 09.07.2022).
- Westphal, Dr. Bernd. „Softwaretechnik“. Vorlesung. Vorlesung. Universität Freiburg, 2021. URL: <https://swt.informatik.uni-freiburg.de/teaching/SS2021/swtv1> (besucht am 19.07.2022).

## Sonstige Quellen

- Bolingbroke, Maximilian C. und Simon L. Peyton Jones. „Types are calling conventions“. In: *Proceedings of the 2nd ACM SIGPLAN symposium on Haskell - Haskell '09*. the 2nd ACM SIGPLAN symposium. Edinburgh, Scotland: ACM Press, 2009, S. 1. ISBN: 978-1-60558-508-6. DOI: [10.1145/1596638.1596640](https://doi.org/10.1145/1596638.1596640). URL: <http://portal.acm.org/citation.cfm?doid=1596638.1596640> (besucht am 23.07.2022).
- *Lark - a parsing toolkit for Python*. 26. Apr. 2022. URL: <https://github.com/lark-parser/lark> (besucht am 28.04.2022).