

ALBERT LUDWIGS UNIVERSITÄT FREIBURG

TECHNISCHE FAKULTÄT

# PicoC-Compiler

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

BACHELORARBEIT

---

*Abgabedatum:* 13. September 2022

*Autor:*

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.

# Danksagungen

Bevor der Inhalt dieser Schriftlichen Ausarbeitung der Bachelorarbeit anfängt, will ich einigen Personen noch meinen Dank aussprechen.

Ich schreibe die folgenden Danksagungen nicht auf eine bestimmte Weise, wie es sich vielleicht etabliert haben sollte Danksagungen zu schreiben und verwende auch keine künstlichen Floskeln, wie „mein aufrichtigster Dank“ oder „aus tiefstem Herzen“, sondern drücke im Folgenden die Dinge nur so aus, wie ich sie auch wirklich meine.

Estmal, ich hatte selten im Studium das Gefühl irgendwo Kunde zu sein, aber bei dieser Bachelorarbeit und dem vorangegangenen Bachelorprojekt hatte ich genau diese Gefühl, obwohl die Verhältnisse eigentlich genau umgekehrt sein sollten. Die Umgang mit mir wahr echt unglaublich nett und unbürokratisch, was ich als keine Selbstverständlichkeit ansehe und sehr wertgeschätzt habe.

An erster Stelle will ich zu meinem Betreuer M.Sc. Tobias Seufert kommen, der netterweise auch bereits die Betreuung meines Bachelorprojektes übernommen hatte. Wie auch während des Bachelorprojektes, haben wir uns auch bei den Meetings während der Bachelorarbeit hervorragend verstanden. Dabei ging die Freundlichkeit und das Engagement seitens Tobias weit über das hinaus, was man bereits als eine gute Betreuung bezeichnen würde.

Es gibt verschiedene Typen von Menschen, es gibt Leute, die nur genauso viel tun, wie es die Anforderungen verlangen und nichts darüberhinaus tun, wenn es nicht einen eigenen Vorteil für sie hat und es gibt Personen, die sich für nichts zu Schade sind und dies aus einer Philanthropie oder Leidenschaft heraus tun, auch wenn es für sie keine Vorteile hat. Tobias<sup>1</sup> konnte ich während der langen Zeit, die er mein Bachelorprojekt und dann meine Bachelorarbeit betreut hat eindeutig als letzteren Typ Mensch einordnen.

Er war sich nie zu Schade für meine vielen Fragen während der Meetings, auch wenn ich meine Zeit ziemlich oft überzogen habe<sup>2</sup>, er hat sich bei der Korrektur dieser Schriftlichen Ausarbeitung sogar die Mühe gemacht bei den einzelnen Problemstellen längere, wirklich hilfreiche Textkommentare zu verfassen und obendrauf auch noch Tippfehler usw. angemerkt und war sich nicht zu Schade die Rolle des Nachrichtenübermittlers zwischen mir und Prof. Dr. Scholl zu übernehmen. All dies war absolut keine Selbstverständlichkeit, vor allem wenn ich die Betreuung anderer Studenten, die ich kenne mit der vergleiche, die mir zu Teil wurde.

An den Kommentar zu meinem Betreuer Tobias will ich einen Kommentar zu meinem Gutachter Prof. Dr. Scholl anschließen. Wofür ich meinem Gutachter Prof. Dr. Scholl sehr dankbar bin, ist, dass er meine damals sehr ambitionierten Ideen für mögliche Funktionalitäten, die ich in den PicoC-Compiler für die Bachelorarbeit implementierten wollte runtergeschraubt hat. Man erlebt es äußerst selten im Studium, dass Studenten freiwillig weniger Arbeit gegeben wird.

Bei den für die Bachelorarbeit zu implementierenden Funktionalitäten gab es bei der Implementierung viele unerwartete kleine Details, die ich vorher garnicht bedacht hatte, die in ihrer Masse unerwartet viel Zeit zum Implementieren gebraucht haben. Mit den von Prof. Dr. Scholl festgelegten Funktionalitäten für die Bachelorarbeit ist der Zeitplan jedoch ziemlich perfekt aufgegangen. Mit meinen ambitionierten Plänen wäre es bei der Bachelorarbeit dagegeben wohl mit der Zeit äußerst kritisch geworden. Das Prof. Dr. Scholl mir zu

---

<sup>1</sup>Wie auch Prof. Dr. Scholl. Hier geht es aber erstmal um Tobias.

<sup>2</sup>Wofür ich mich auch nochmal Entschuldigen will.

seinem eigenen Nachteil<sup>3 4</sup> weniger Arbeit aufgebrummt hat empfand ich als ich eine äußerst nette Geste, die ich sehr geschätzt habe.

Wie mein Betreuer M.Sc. Tobias Seufert und wahrscheinlich auch mein Gutachter Prof. Dr. Scholl im Verlauf dieser Bachelorarbeit und des vorangegangenen Bachelorprojektes gemerkt haben, kann ich schon manchmal ziemlich eigensinnigen sein, bei der Weise, wie ich bestimmte Dinge umsetzen will. Ich habe es sehr geschätzt, dass mir das durchgehen gelassen wurde. Es ist, wie ich die Universitätswelt als Student erlebe bei Arbeitsvorgaben keine Selbstverständlichkeit, dass dem Studenten überhaupt die Freiheit und das Vertrauen gegeben wird diese auf seine eigenen Weise umzusetzen.

Vor allem, da mein eigenes Vorgehen größtenteils Vorteile für mich hatte, da ich auf diese Weise am meisten über Compilerbau gelernt hab und eher Nachteile für Prof. Dr. Scholl, da mein eigenes Vorgehen entsprechend mehr Zeit brauchte und ich daher als Bachelorarbeit keinen dazu passenden RETI-Emulator mit Graphischer Anzeige implementieren konnte, da die restlichen Funktionalitäten des PicoC-Compilers noch implementiert werden mussten.

Glücklicherweise gibt es aber doch noch einen passenden RETI-Emulator, der den PicoC-Compiler über seine Kommandozeilenargumente aufruft, um ein PicoC-Programm visuell auf einer RETI-CPU auszuführen. Für dessen Implementierung hat sich Michel Giehl netterweise zur Verfügung gestellt. Daher Danke auch an Michel Giehl, dass er sich mit meinem PicoC-Compiler auseinandergesetzt hat und diesen in seinen RETI-Emulator integriert hat, sodass am Ende durch unsere beiden Arbeiten ein anschauliches Lerntool für die kommenden Studentengenerationen entstehen konnte. Vor allem da er auch mir darin vertrauen musste, dass ich mit meinem PicoC-Compiler nicht irgendeinen Misst baue. Der RETI-Emulator von Michel Giehl ist unter [Link](#)<sup>5</sup> zu finden.

Mir hat die Implementierung des PicoC-Compilers tatsächlich ziemlich viel Spaß gemacht, da Compilerbau auch in mein persönliches Interessengebiet fällt<sup>6</sup>. Das Aufschreiben dieser Schriftlichen Ausarbeitung hat mir dagegen eher weniger Spaß gemacht<sup>7</sup>. Wobei ich allerdings sagen muss, dass ich eine große Erleichterung verspüre das ganze Wissen über Compilerbau mal aufgeschrieben zu haben, damit ich mir keine Sorgen machen muss dieses ziemlich nützliche Wissen irgendwann wieder zu vergessen. Es hilft einem auch als Programmierer ungemein weiter zu wissen, wie ein Compiler unter der Haube funktioniert, da man sich so viel besser merken, wie eine bestimmte Funktionalität einer Programmiersprache zu verwenden ist. Manch eine Funktionalität einer Programmiesprache kann in der Verwendung ziemlich willkürlich erscheinen, wenn man die technische Umsetzung dahinter im Compiler nicht kennt.

Ich wollte mich daher auch noch dafür Bedanken, dass mir ein so ergiebiges und interessantes Thema als Bachelorarbeit vorgeschlagen wurde und vor allem, dass auch das Vertrauen in mich gesteckt wurde, dass ich am Ende auch einen funktionsfähigen, sauber programmierten und gut durchdachten Compiler implementiere.

Zum Schluss nochmal ein abschließendes Danke an meinen Betreuer M.Sc Seufert und meinen Gutachter Prof. Dr. Scholl für die Betreuung und Bereitstellung dieser interessanten Bachelorarbeit und des vorangegangenen Bachelorprojektes und Michel Giehl für das Integrieren des PicoC-Compilers in seinen RETI-Emulator.

---

<sup>3</sup>Der PicoC-Compiler hätte schließlich mehr Funktionalitäten haben können.

<sup>4</sup>Vielleicht finde ich ja noch im nächsten Semester während des Betriebssysteme Tutorats noch etwas Zeit einige weitere Features einzubauen oder möglicherweise im Rahmen eines Masterprojektes 🤔.

<sup>5</sup><https://github.com/michel-giehl/Reti-Emulator>.

<sup>6</sup>Womit nicht alle Studenten so viel Glück haben.

<sup>7</sup>Dieses ständige überlegen, wo man möglicherweise eine Erklärücke hat, ob man nicht was wichtiges ausgelassen hat usw.

# Inhaltsverzeichnis

Abbildungsverzeichnis	I
Codeverzeichnis	II
Tabellenverzeichnis	III
Definitionsverzeichnis	V
Grammatikverzeichnis	VI
<b>1 Theoretische Grundlagen</b>	<b>1</b>
1.1 Compiler und Interpreter . . . . .	1
1.1.1 T-Diagramme . . . . .	4
1.2 Formale Sprachen . . . . .	6
1.2.1 Ableitungen . . . . .	9
1.2.2 Präzedenz und Assoziativität . . . . .	12
1.3 Lexikalische Analyse . . . . .	13
1.4 Syntaktische Analyse . . . . .	16
1.5 Code Generierung . . . . .	25
1.5.1 Monadische Normalform . . . . .	25
1.5.2 A-Normalform . . . . .	27
1.5.3 Ausgabe des Maschinencodes . . . . .	31
1.6 Fehlermeldungen . . . . .	31
<b>Literatur</b>	<b>A</b>

# Abbildungsverzeichnis

1.1	Horizontale Übersetzungszwischenschritte zusammenfassen. . . . .	6
1.2	Veranschaulichung von Linksassoziativität und Rechtsassoziativität. . . . .	13
1.3	Veranschaulichung von Präzedenz. . . . .	13
1.4	Veranschaulichung der Lexikalischen Analyse. . . . .	16
1.5	Veranschaulichung des Unterschieds zwischen Ableitungsbaum und Abstraktem Syntaxbaum. . . . .	23
1.6	Veranschaulichung der Syntaktischen Analyse. . . . .	24
1.7	Codebeispiel dafür Code in die Monadische Normalform zu bringen. . . . .	27
1.8	Übersicht über Komplexe, Atomare, Unreine und Reine Ausdrücke. . . . .	29
1.9	Codebeispiel für das Entfernen Komplexer Ausdrücke aus Operationen. . . . .	30

# Codeverzeichnis

# Tabellenverzeichnis

1.1 Beispiele für Lexeme und ihre entsprechenden Tokens. . . . .	15
--	----



# Definitionsverzeichnis

1.1	Pipe-Filter Architekturpattern	1
1.2	Interpreter	2
1.3	Compiler	2
1.4	Maschinensprache	2
1.5	Immediate	3
1.6	Cross-Compiler	3
1.7	T-Diagramm Programm	4
1.8	T-Diagramm Übersetzer (bzw. eng. Translator)	4
1.9	T-Diagramm Interpreter	5
1.10	Symbol	6
1.11	Alphabet	6
1.12	Wort	6
1.13	Formale Sprache	7
1.14	Syntax	7
1.15	Semantik	7
1.16	Formale Grammatik	7
1.17	Chromsky Hierarchie	8
1.18	Reguläre Grammatik	9
1.19	Kontextfreie Grammatik	9
1.20	Wortproblem	9
1.21	1-Schritt-Ableitungsrelation	9
1.22	Ableitungsrelation	10
1.23	Links- und Rechtsableitungableitung	10
1.24	Formaler Ableitungsbaum	10
1.25	Mehrdeutige Grammatik	12
1.26	Assoziativität	12
1.27	Präzedenz	13
1.28	Lexeme	13
1.29	Token	14
1.30	Lexer (bzw. Scanner oder auch Tokenizer)	14
1.31	Literal	15
1.32	Konkrete Syntax	17
1.33	Konkrete Grammatik	17
1.34	Ableitungsbaum (bzw. Konkreter Syntaxbaum, engl. Derivation Tree)	18
1.35	Parser	18
1.36	Erkenner (bzw. engl. Recognizer)	19
1.37	Transformer	20
1.38	Visitor	20
1.39	Abstrakte Syntax	21
1.40	Abstrakte Grammatik	21
1.41	Abstrakter Syntaxbaum (bzw. engl. Abstract Syntax Tree, kurz AST)	21
1.42	Pass	25
1.43	Ausdruck (bzw. engl. Expression)	25
1.44	Anweisung (bzw. engl. Statement)	26
1.45	Reiner Ausdruck / Reine Anweisung (bzw. engl. pure expression)	26
1.46	Unreiner Ausdruck / Unreine Anweisung	26
1.47	Monadische Normalform (bzw. engl. monadic normal form)	27

1.48	Location . . . . .	28
1.49	Atomarer Ausdruck . . . . .	28
1.50	Komplexer Ausdruck . . . . .	29
1.51	A-Normalform (ANF) . . . . .	29
1.52	Fehlermeldung . . . . .	32

# Grammatikverzeichnis

1.1	Grammatik für einen Ableitungsbaum in EBNF . . . . .	11
1.2	Produktionen für Ableitungsbaum in EBNF . . . . .	22
1.3	Produktionen für Abstrakten Syntaxbaum in ASF . . . . .	23

# 1 Theoretische Grundlagen

In diesem Kapitel wird auf die **Theoretischen Grundlagen** eingegangen, die zum Verständnis der **Implementierung** in Kapitel ?? notwendig sind. Zuerst wird in Unterkapitel 1.1 genauer darauf eingegangen was ein **Compiler** und **Interpreter** eigentlich sind und damit in Verbindung stehende **Begriffe** und **T-Diagramme** erklärt. Danach wird in Unterkapitel 1.2 eine kleine Einführung zu einem der Grundpfeiler des Compilerbau, den **Formalen Sprachen** gegeben. Danach werden die einzelnen **Filter** des üblicherweise bei der Implementierung von Compilern genutzten **Pipe-Filter-Architekturpatterns** (Definition 1.1) nacheinander erklärt. Die **Filter** beinhalten die **Lexikalische Analyse** 1.3, **Syntaktische Analyse** 1.4 und **Code Generierung** 1.5. Zum Schluss wird in Unterkapitel 1.6 darauf eingegangen in welchen Situationen **Fehlermeldungen** auszugeben sind.

## Definition 1.1: 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. 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“.

## 1.1 Compiler und Interpreter

Die wohl wichtigsten zu klärenden Begriffe, sind die eines **Compilers** (Definition 1.3) und eines **Interpreters** (Definition 1.2), 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.

### Anmerkung 🔍

Des Weiteren wurde zur **Qualitätsicherung** ein **RETI-Interpreter** implementiert, um mithilfe des **GCC<sup>a</sup>** und von **Tests** die **Beziehungen** in 1.3.1 zu belegen (siehe Unterkapitel ??), weshalb es auch nochmal wichtig ist die Definition eines **Interpreters** eingeführt zu haben.

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

### Definition 1.2: Interpreter

Programm, dass die **Anweisungen** eines Programmes mehr oder weniger **direkt** ausführt.

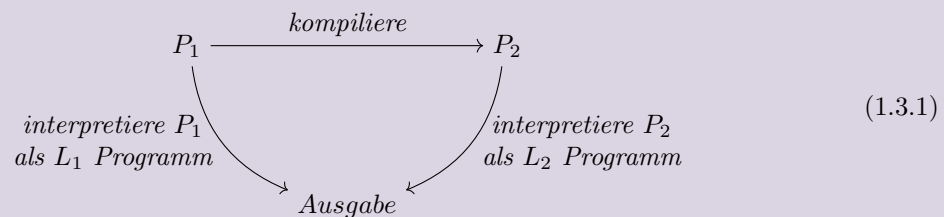
In einer konkreten Implementierung arbeitet ein Interpreter auf einem compilerinternen **Abstrakten Syntaxbaum** (wird später eingeführt unter Definition 1.41) und führt je nach Komposition der **Knoten** des Abstrakten Syntaxbaumes, auf die er während des Darüber-Iterierens stösst unterschiedliche **Aufgaben** aus.<sup>a</sup>

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

### Definition 1.3: Compiler

**Übersetzt** ein **beliebiges** Programm  $P_1$ , welches in einer Sprache  $L_1$  geschrieben ist in ein Programm  $P_2$ , welches in einer Sprache  $L_2$  geschrieben ist.

Dabei muss gelten, dass die beiden Programme  $P_1$  und  $P_2$ , wenn sie von **Interpretern** ihrer jeweiligen Sprachen  $L_1$  und  $L_2$  **interpretiert** werden die gleiche **Ausgabe** haben. Dies ist in Diagramm 1.3.1 dargestellt. Beide Programme  $P_1$  und  $P_2$  sollen die gleiche **Semantik** (Definition 1.15) haben und unterscheiden sich nur **syntaktisch** (Definition 1.14).<sup>a</sup>



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

Üblicherweise kompiliert ein **Compiler** ein **Programm**, das in einer **Programmiersprache** geschrieben ist zu einem **Maschinenprogramm**, das in **Maschinensprache** (Definition 1.4) geschrieben ist, aber es gibt z.B. auch **Transpiler** (Definition ?? im ??) oder **Cross-Compiler** (Definition 1.6)<sup>1</sup>.

### Definition 1.4: Maschinensprache

Programmiersprache, deren mögliche Programme die **hardwarenaheste Repräsentation** von zuvor hierzu kompilierten bzw. assemblierten Programmen darstellen.

Jeder Maschinenbefehl entspricht einer bestimmten **Aufgabe**, welche eine CPU im **einfachen 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 entworfen, dass sie sich innerhalb bestimmter **Wortbreiten**, die **Zweierpotenzen** sind kodieren lassen. Im einfachsten Fall innerhalb einer **Speicherzelle** des **Hauptspeichers**.<sup>a</sup>

<sup>1</sup>Des Weiteren sind **Maschinensprache** und **Assemblersprache** (Definition ?? im ??) voneinander zu unterscheiden.

Die Programme<sup>b</sup> einer Maschinensprache können dabei in verschiedenen **Repräsentationen** dargestellt werden, wie z.B. in **binärer** Repräsentation, **hexadezimaler** Repräsentation, aber auch in **menschenlesbarer**<sup>c</sup> Repräsentation.<sup>d</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 1.5) haben.

<sup>b</sup>Bzw. **Wörter**.

<sup>c</sup>So wie die **Programme** des **PicoC-Compilers** dargestellt werden.

<sup>d</sup>Scholl, „Betriebssysteme“.

Die **Folge von Maschinenbefehlen**, die ein üblicher Compiler generiert, ist üblicherweise in **binärer Repräsentation**, da die Maschinenbefehle in erster Linie für die Maschine, die **binär** arbeitet verständlich sein sollen und nicht für den Programmierer.

#### Anmerkung 🔍

Der **PicoC-Compiler**, der den Zweck erfüllt für Studenten ein **Anschauungs- und Lernwerkzeug** zu sein, generiert allerdings RETI-Code, der die RETI-Befehle in **menschenlesbarer Repräsentation** mit menschenlesbar ausgeschriebenem RETI-Operationen, RETI-Registern und Immediates (Definition 1.5) enthält. Für den **RETI-Interpreter** ist es ebenfalls **nicht** notwendig, dass der RETI-Code, den der PicoC-Compiler generiert, in **binärer Repräsentation** ist, denn es ist für den RETI-Interpreter ebenfalls leichter diesen einfach direkt in **menschenlesbarer Repräsentation** zu interpretieren. Der RETI-Interpreter soll nur die sichtbare Funktionsweise einer RETI-CPU **simulieren** und **nicht** deren mögliche **interne Umsetzung**<sup>a</sup>.

<sup>a</sup>Eine **RETI-CPU** zu bauen, die menschenlesbaren Maschinencode in z.B. **UTF-8 Kodierung** ausführen kann, wäre dagegen **unnötig kompliziert** und **aufwändig**, da Hardware **binär** arbeitet und man dieser daher lieber direkt die binär kodierten 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 1.5: Immediate

**Konstanter Wert**, der als **Teil eines Maschinenbefehls** gespeichert ist und dessen **Wertebereich** dementsprechend auch durch die **Anzahl an Bits**, die ihm innerhalb dieses **Maschinenbefehls** zur Verfügung stehen **beschränkt** ist. Der Wertebereich ist **beschränkter** 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?*

#### Definition 1.6: Cross-Compiler

Kompiliert auf einer **Maschine**  $M_1$  ein Programm, dass in einer **Wunschsprache**  $L_w$  geschrieben ist für eine **andere Maschine**  $M_2$ , wobei beide Maschinen  $M_1$  und  $M_2$  unterschiedliche **Maschinensprachen**  $L_{M_1}$  und  $L_{M_2}$  haben.<sup>a,b</sup>

<sup>a</sup>Beim **PicoC-Compiler** handelt es sich um einen **Cross-Compiler**  $C_{PicoC}^{Python}$ , der in der Sprache  $L_{Python}$  geschrieben ist und die Sprache  $L_{PicoC}$  kompiliert.

<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** besitzt, um ein Programm in der Wunschsprache  $L_w$  selbst **zeitnah** zu kompilieren oder wenn noch **keine** Compiler  $C_w$  oder  $C_o$  für die **Wunschsprache**  $L_w$  oder eine **andere** Programmiersprache  $L_o$ , in welcher der

**Wunschcompiler**  $C_w$  implementiert ist existieren, die unter der **Zielmaschine**  $M_2$  laufen.<sup>2</sup>

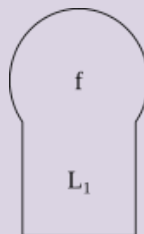
### 1.1.1 T-Diagramme

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

Die **Notation** setzt sich dabei aus den **Blöcken** für ein Programm (Definition 1.7), einen Übersetzer (Definition 1.8), einen Interpreter (Definition 1.9) und eine Maschine (Definition ??) zusammen.

#### Definition 1.7: T-Diagramm 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“.

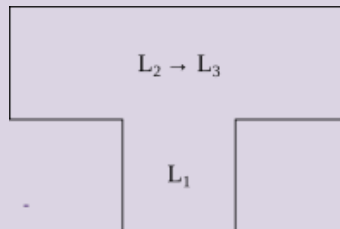
#### Anmerkung

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 1.7 also reichen einfach eine 1 hinzuschreiben.

#### Definition 1.8: 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**  $L_3$  übersetzt.

Für einen **Übersetzer** gelten genauso, wie für einen **Compiler** die Relationen in Abbildung 1.3.1.<sup>a</sup>



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

<sup>2</sup>Die an vielen Universitäten und Schulen eingesetzten programmierbaren Roboter von **Leg Mindstorms** nutzen z.B. einen **Cross-Compiler**, um für den programmierbaren **Microcontroller** eine zu  $L_C$  **ähnliche Sprache** in die **Maschinensprache** des Microcontrollers zu kompilieren, da es **schneller** geht ein Programm direkt auf der Maschine, auf der man programmiert zu kompilieren.

**Anmerkung** 🔍

Zwischen den Begriffen **Übersetzung** und **Kompilierung** gibt es einen **Unterschied**.

**Übersetzung** ist der **allgemeinere** Begriff und verlangt nur, dass **Eingabe** und **Ausgabe** des **Übersetzers** die **gleiche Bedeutung**<sup>a</sup> haben müssen, also die Relationen in Abbildung 1.3.1 erfüllt sind<sup>b</sup>.

**Kompilierung** beinhaltet dagegen meist auch das **Lexen** und **Parsen** oder irgendeine Form von **Umwandlung** eines Programmes von der **Textrepräsentation** in eine **compilerinterne Datenstruktur** und erst dann ein oder mehrere **Übersetzungsschritte**.

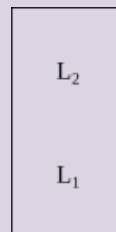
**Kompilieren** ist also auch **Übersetzen**, aber **Übersetzen** ist nicht immer auch **Kompilieren**.

<sup>a</sup>Auch **Semantik** (Definition 1.15) genannt.

<sup>b</sup>Und ist auch zwischen **Passes** (Definition 1.42) möglich.

**Definition 1.9: 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“.

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

Die **horizontale Adjazenz** lässt sich, wie man in Abbildung 1.1 erkennen kann zusammenfassen.



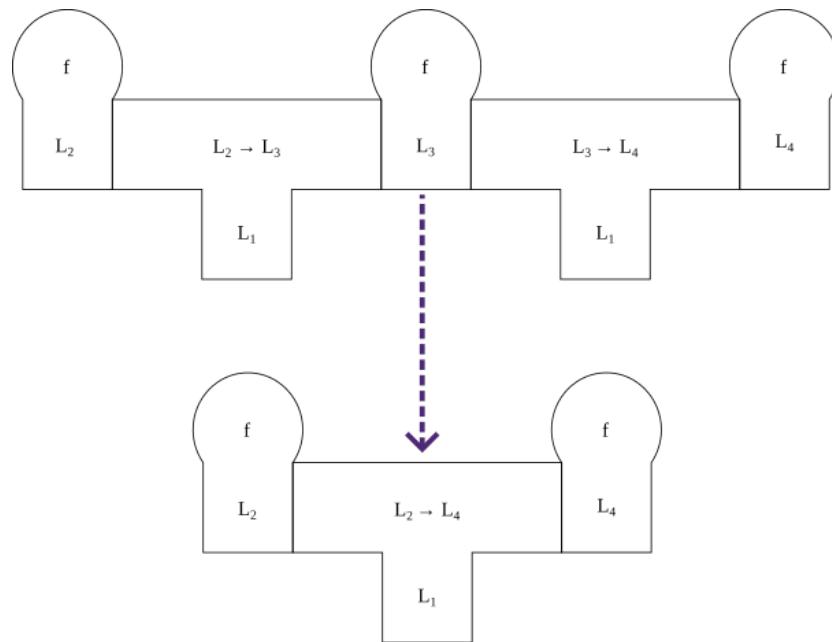


Abbildung 1.1: Horizontale Übersetzungszwischenschritte zusammenfassen.

## 1.2 Formale Sprachen

Das **Kompilieren** eines Programmes hat viel mit dem Thema **Formaler Sprachen** (Definition 1.13) zu tun, da bereits das Kompilieren an sich das Übersetzen eines Programmes aus der **Sprache**  $L_1$  in eine **Sprache**  $L_2$  ist. Aus diesem Grund ist es wichtig die **Grundlagen Formaler Sprachen** vorher eingeführt zu haben, was die Begriffe **Symbol** (Definition 1.10), **Alphabet** (Definition 1.11) und **Wort** (Definition 1.12) beinhaltet.

### Definition 1.10: Symbol

„Ein **Element** eines **Alphabets**  $\Sigma$ .“<sup>a</sup>

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

### Definition 1.11: Alphabet

„Ist eine **endliche, nicht-leere** Menge von **Symbolen** (Definition 1.10).“<sup>a</sup>

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

### Definition 1.12: Wort

„Ein **Wort**  $w = a_1 \dots a_n \in \Sigma^*$  ist eine **endliche Folge** von **Symbolen** aus einem **Alphabet**  $\Sigma$ .

Es gibt es die **Konkatenation**  $w_1 w_2 = a_1 \dots a_n b_1 \dots b_n$  von **Wörtern**  $w_1 = a_1 \dots a_n$  und  $w_2 = b_1 \dots b_n$  und die **Länge** eines **Wortes**  $|w|$ .

Ein wichtiges Wort ist das **leere Wort**  $\varepsilon$ , für das gilt:  $|\varepsilon| = 0$  und  $\forall w \in \Sigma^* : \varepsilon w = w \varepsilon = w$ . Es handelt sich bei  $\varepsilon$  also um das **Neutrale Element** bei der **Konkatenation** von **Wörtern**.

Bei  $\Sigma^*$  handelt es sich um **Kleenesche Hülle** eines **Alphabets**  $\Sigma$ , es ist die **Sprache aller Wörter**, welche durch beliebige **Konkatenation** von **Symbolen** aus dem **Alphabet**  $\Sigma$  gebildet werden können. Die **Kleenesche Hülle** ist die **größte Sprache** über  $\Sigma$  und **jede Sprache** über  $\Sigma$  ist eine **Teilmenge** davon. Es gilt des Weiteren:  $\varepsilon \in \Sigma^*$ .<sup>a</sup>

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

### Definition 1.13: Formale Sprache

„**Menge** von **Wörtern** (Definition 1.12) über dem **Alphabet**  $\Sigma$  (Definition 1.11).“<sup>a</sup>

Das Adjektiv „**formal**“ kann dabei weggelassen werden, wenn der **Kontext** indem die **Sprache** verwendet wird **eindeutig** ist, da man das Adjektiv „**formal**“ nur verwendet, um den Unterschied zum im normalen Sprachgebrauch verwendeten Begriff einer **Sprache** herauszustellen.

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

Bei der Übersetzung eines Programmes von einer Sprache  $L_1$  zur Sprache  $L_2$  muss die **Semantik** (Definition 1.15) **gleich** bleiben. Beide Sprachen  $L_1$  und  $L_2$  haben eine **Grammatik** (Definition 1.16), welche diese beschreibt und können in verschiedenen **Syntaxen** (Definition 1.14) dargestellt sein.

### Definition 1.14: Syntax

Bezeichnet alles was mit dem **Aufbau** von Wörtern einer **Formalen Sprache** zu tun hat. Eine **Formale Grammatik** oder in **Natürlicher Sprache** ausgedrückte Regeln können die Syntax einer Sprache beschreiben. Es kann auch mehrere **verschiedene Syntaxen** für die **gleiche Sprache** geben.<sup>a, b</sup>

<sup>a</sup>Z.B. die **Konkrete** (Definition 1.32) und **Abstrakte Syntax** (Definition 1.39), die später eingeführt werden.

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

### Definition 1.15: Semantik

Bezeichnet alles was mit der **Bedeutung** von Wörtern einer **Formalen Sprache** zu tun hat.<sup>a</sup>

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

### Definition 1.16: Formale Grammatik

„Beschreibt, wie **Wörter** einer **Formalen Sprache** abgeleitet werden können.“

Das Adjektiv „**formal**“ kann dabei weggelassen werden, wenn der **Kontext** indem die **Grammatik** verwendet wird **eindeutig** ist, da man das Adjektiv „**formal**“ nur verwendet, um den Unterschied zum im normalen Sprachgebrauch verwendeten Begriff einer **Grammatik** herauszustellen.

Eine **Formale Grammatik** wird durch das Tupel  $G = \langle N, \Sigma, P, S \rangle$  dargestellt, wobei“:

- $N \hat{=}$  **Nicht-Terminalsymbole**.
- $\Sigma \hat{=}$  **Terminalsymbole**, wobei  $N \cap \Sigma = \emptyset$ .<sup>a, b</sup>
- $P \hat{=}$  Menge von **Produktionsregeln**  $w \rightarrow v$ , wobei  $w, v \in (N \cup \Sigma)^*$  und  $w \notin \Sigma^*$ .<sup>c, d</sup>
- $S \hat{=}$  **Startsymbol**, wobei  $S \in N$ .

„Zusätzlich ist es praktisch **Nicht-Terminalsymbole**  $N$ , **Terminalsymbole**  $\Sigma$  und das **leere Wort**  $\varepsilon$  allgemein als Menge der **Grammatiksymbole**  $C = N \cup \Sigma \cup \varepsilon$  zu definieren.

Es ist möglich **zwei Grammatiken**  $G_1$  und  $G_2$  in einer **Vereinigungsgrammatik**  $G_1 \uplus G_2 = \langle N_1 \cup N_2 \cup \{S\}, \Sigma, P_1 \cup P_2 \cup \{S ::= S_1 \mid S_2\}, S \rangle$  zu vereinigen.“<sup>e</sup>

„Des Weiteren gibt es die von einer **Grammatik erzeugte Sprache**:  $L(G) = \{w \in \Sigma^* \mid S \Rightarrow^* w\}$ “<sup>f,g</sup>

<sup>a</sup>Weil mit ihnen **terminiert** wird.

<sup>b</sup>Kann auch als **Alphabet** bezeichnet werden.

<sup>c</sup> $w$  muss **mindestens** ein **Nicht-Terminalsymbol** enthalten.

<sup>d</sup>Bzw.  $w, v \in C^*$  und  $w \notin \Sigma^*$ .

<sup>e</sup>Die **Grammatik des PicoC-Compilers** lässt sich in eine Grammatik für die **Lexikalische Analyse**  $G_{Lex}$  und eine für die **Syntaktische Analyse**  $G_{Parse}$  unterteilen. Die **gesamte Grammatik** des **PicoC-Compilers** steht allerdings **vereinigt** in einer Datei.

<sup>f</sup>Die **Nicht-Terminalsymbole** in  $w$  fallen dabei weg, weil  $w \in \Sigma^*$

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

**Formale Sprachen** lassen sich in Klassen der **Chromsky Hierarchie** (Definition 1.17) einteilen.

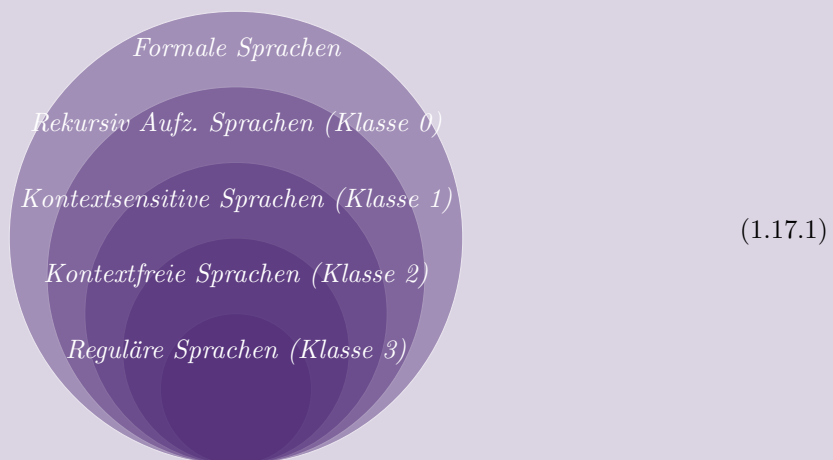
#### Definition 1.17: Chromsky Hierarchie



Eine Hierarchie, in der **Formale Sprachen** nach der **Komplexität** ihrer **Formalen Grammatiken** in verschiedene **Klassen** unterteilt werden. Jede dieser Klassen hat verschiedene **Eigenschaften**, wie **Entscheidungsprobleme**, die in einer Klasse **entscheidbar** und in einer anderen **unentscheidbar** sind usw.

Eine Sprache  $L_i$  ist in der **Chromsky Hierarchie** in der **Klasse**  $i \in \{0, \dots, 3\}$ , falls sie von einer Grammatik dieser **Klasse**  $i$  erzeugt<sup>a</sup> werden kann.

Zwischen den Sprachmengen **benachbarter Klassen** in Abbildung 1.17.1 besteht eine **echte Teilmengebeziehung**:  $L_3 \subset L_2 \subset L_1 \subset L_0$ .<sup>b,c</sup>



<sup>a</sup>**Erzeugen** meint hier, dass **genau** die **Wörter** der Sprache sich mit der **Grammatik** ableiten lassen, **keines mehr** oder **weniger**.

<sup>b</sup>Z.B. ist jede **Reguläre Sprache** auch eine **Kontextfreie Sprache**, aber nicht jede **Kontextfreie Sprache** ist auch eine **Reguläre Sprache**.

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

Für diese Bachelorarbeit sind allerdings nur die **Spracheklassen** der **Chromsky-Hierarchie** relevant, die von **Regulären** (Definition 1.18) und **Kontextfreien Grammatiken** (Definition 1.19) bestimmt werden.

**Definition 1.18: Reguläre Grammatik**

„Ist eine Grammatik für die gilt, dass **alle Produktionen** eine der Formen:

$$A \rightarrow cB, \quad A \rightarrow c, \quad A \rightarrow \varepsilon \quad (1.18.1)$$

haben, wobei  $A, B$  **Nicht-Terminalsymbole** sind und  $c$  ein **Terminalsymbol** ist<sup>a,b</sup>.“<sup>c</sup>

<sup>a</sup>Diese Definition einer **Regulären Grammatik** ist **rechtsregulär**, es ist auch möglich diese Definition **linksregulär** zu formulieren, aber diese Details sind für die Bachelorarbeit nicht relevant.

<sup>b</sup>Dadurch, dass die **linke** Seite immer nur ein **Nicht-Terminalsymbol** sein darf ist jede **Reguläre Grammatik** auch eine **Kontextfrei Grammatik**.

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

**Definition 1.19: Kontextfreie Grammatik**

„Ist eine Grammatik für die gilt, dass **alle Produktionen** die Form:

$$A \rightarrow v \quad (1.19.1)$$

haben, wobei  $A$  ein **Nicht-Terminalsymbol** ist und  $v$  ein beliebige Folge von **Grammatiksymbolen**<sup>a</sup> ist.“<sup>b</sup>

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

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

Ob sich ein Programm überhaupt kompilieren lässt, entscheidet sich anhand des **Wortproblems** (Definition 1.20). In einem **Compiler** oder **Interpreter** ist das Wortproblem üblicherweise **entscheidbar**. Wenn das Programm ein **Wort** der **Sprache** ist, die der Compiler kompiliert, so klappt das Kompilieren, ist es **kein Wort** der **Sprache**, die der Compiler kompiliert, wird eine **Fehlermeldung** ausgegeben.

**Definition 1.20: Wortproblem**

Ein Entscheidungsproblem, bei dem man zu einem **Wort**  $w \in \Sigma^*$  und einer **Sprache**  $L$  als **Eingabe** 1 oder 0 **ausgibt**<sup>a</sup>, je nachdem, ob dieses **Wort**  $w$  Teil der **Sprache**  $L$  ist ( $w \in L$ ) oder **nicht** ( $w \notin L$ ).

Das Wortproblem kann durch die folgende **Indikatorfunktion**<sup>b</sup> zusammengefasst werden:<sup>c</sup>

$$\mathbb{1}_L : \Sigma^* \rightarrow \{0, 1\} : w \mapsto \begin{cases} 1 & \text{falls } w \in L \\ 0 & \text{sonst} \end{cases} \quad (1.20.1)$$

<sup>a</sup>Bzw. „ja“ oder „nein“ usw., es muss **nicht** umgedingt 1 oder 0 sein.

<sup>b</sup>Auch **Charakteristische Funktion** genannt.

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

**1.2.1 Ableitungen**

Jedes mit einem Compiler kompilierbare **Programm** kann mithilfe der **Grammatik** der **Sprache** des Compilers **abgeleitet** werden. Hierbei wird zwischen der **1-Schritt-Ableitungsrelation** (Definition 1.21) und der normalen **Ableitungsrelation** (Definition 1.22) unterschieden.

**Definition 1.21: 1-Schritt-Ableitungsrelation**

„Eine **binäre Relation**  $\Rightarrow$ , welche alle Anordnungen zweier Wörter  $w_1, w_2 \in (N \cup \Sigma)^*$  in Relation zueinander setzt, die sich nur durch das **einmalige** Anwenden einer Produktionsregel auf  $w_1$  voneinander

unterscheiden.

Es gilt  $u \Rightarrow v$  **genau dann wenn**  $u = w_1 x w_2$ ,  $v = w_1 y w_2$  **und** es eine Regel  $x \rightarrow y \in P$  gibt, wobei  $w_1, w_2, x, y \in (N \cup \Sigma)^*$  <sup>a</sup>

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

### Definition 1.22: Ableitungsrelation

„Eine **binäre Relation**  $\Rightarrow^*$ , welche der **reflexive, transitive Abschluss** der **1-Schritt-Ableitungsrelation**  $\Rightarrow$  ist. Auf der **rechten Seite** der Ableitungsrelation  $\Rightarrow^*$  steht also ein Wort  $v$  aus  $(N \cup \Sigma)^*$ , welches durch **beliebig häufiges** Anwenden von Produktionsregeln auf ein Wort  $u$  entsteht.

Es gilt  $u \Rightarrow^* v$  **genau dann wenn**  $u = w_1 \Rightarrow \dots \Rightarrow w_n = v$ , wobei  $n \geq 1$  und  $w_1, \dots, w_n \in (N \cup \Sigma)^*$ . <sup>a</sup>

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

Beim Ableiten kann auf verschiedene Weisen vorgegangen werden. Dasselbe **Programm** kann z.B. über eine **Linksableitung** als auch eine **Rechtsableitung** (Definition 1.23) abgeleitet werden. Das ist später bei den verschiedenen **Ansätzen** für das **Parsen** eines Programmes in Unterkapitel 1.4 und bei den **Linksableitungen** im Unterkapitel ?? relevant.

### Definition 1.23: Links- und Rechtsableitung

„In jedem **Ableitungsschritt** wird bei **Typ-3- und Typ-2-Grammatiken** auf das am **weitesten links** (**Linksableitung**) bzw. **rechts** (**Rechtsableitung**) stehende **Nicht-Terminalsymbol** eine Produktionsregel angewandt. <sup>a</sup>

Mit diesem Vorgehen kann man jedes ableitbare Wort generieren, denn dieses Vorgehen entspricht **Tiefensuche** von **links-nach-rechts** bzw. **rechts-nach-links**. <sup>b</sup>

<sup>a</sup>Bei **Typ-1- und Typ-0-Grammatiken** ist es statt einem **Nicht-Terminalsymbol** die **linke Seite** einer Produktion.

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

Ob eine Grammatik **mehrdeutig** (Definition 1.25) ist, kann durch Betrachtung **Formaler Ableitungsbäume** (Definition 1.24) festgestellt werden. **Formale Ableitungsbäume** werden im Unterkapitel 1.4 nochmal relevant, da in der **Syntaktischen Analyse** Formale Ableitungsbäume (Definition 1.34) als eine **compilerinterne Datenstruktur** umgesetzt werden.

### Definition 1.24: Formaler Ableitungsbaum

Ist ein Baum, in dem die Syntax eines **Wortes**<sup>a</sup> nach den **Produktionen** einer zugehörigen Grammatik, die angewendet werden mussten um das Wort abzuleiten **hierarchisch** zergliedert dargestellt wird.

Das Adjektiv „**formal**“ kann dabei weggelassen werden, wenn der **Kontext** indem der **Ableitungsbaum** verwendet wird **eindeutig** ist, da man das Adjektiv „**formal**“ nur verwendet, um den Unterschied zum **compilerinternen Ableitungsbaum** herauszustellen, der den Formalen Ableitungsbaum als **compilerinterne Datenstruktur** umsetzt.

Den Knoten dieses Baumes sind **Grammatiksymbole**  $C = N \cup \Sigma \cup \varepsilon$  (Definition 1.16) zugeordnet. Den **Inneren Knoten** des Baumes sind **Nicht-Terminalsymbole**  $N$  zugeordnet und den **Blättern** sind entweder **Terminalsymbole**  $\Sigma$  oder das **leere Wort**  $\varepsilon$  zugeordnet. <sup>b</sup>

<sup>a</sup>Z.B. **Programmcode**.

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

In Abbildung 1.24.2 ist ein Beispiel für einen **Formalen Ableitungsbaum** zu sehen, der sich aus der **Ableitung 1.24.1** nach der im **Dialekt der Erweiterten Backus-Naur-Form des Lark Parsing Toolkit** (Definition ??) angegebenen **Grammatik**  $G = \langle N, \Sigma, P, add \rangle$  1.1 ergibt.

$DIG\_NO\_0$	$::=$	"1"   "2"   "3"   "4"   "5"   "6"	$L\_Lex$
		"7"   "8"   "9"	
$DIG\_WITH\_0$	$::=$	"0"   $DIG\_NO\_0$	
$NUM$	$::=$	"0"   $DIG\_NO\_0 DIG\_WITH\_0^*$	
$ADD\_OP$	$::=$	"+"	
$MUL\_OP$	$::=$	"*"	
$mul$	$::=$	$mul MUL\_OP NUM$   $NUM$	$L\_Parse$
$add$	$::=$	$add ADD\_OP mul$   $mul$	

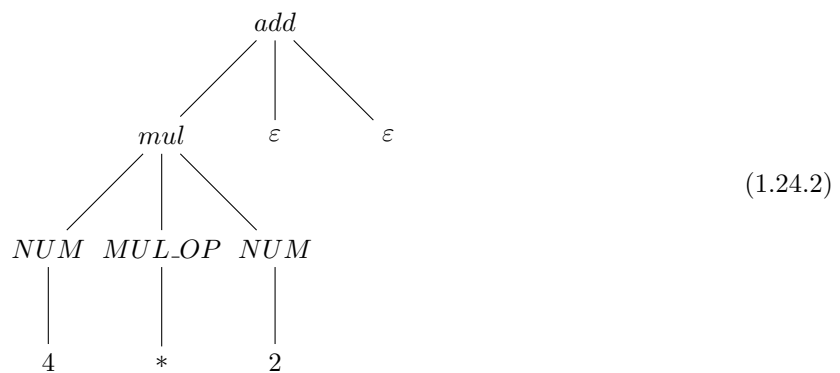
**Grammatik 1.1:** Grammatik für einen Ableitungsbaum in EBNF

#### Anmerkung 🔍

Werden die **Produktionen** einer Grammatik angegeben, wie in Grammatik ??, wird die Angabe dieser Produktionen auch oft als **Grammatik** bezeichnet, obwohl Grammatiken eigentlich durch ein Tupel  $G = \langle N, \Sigma, P, S \rangle$  dargestellt sind.

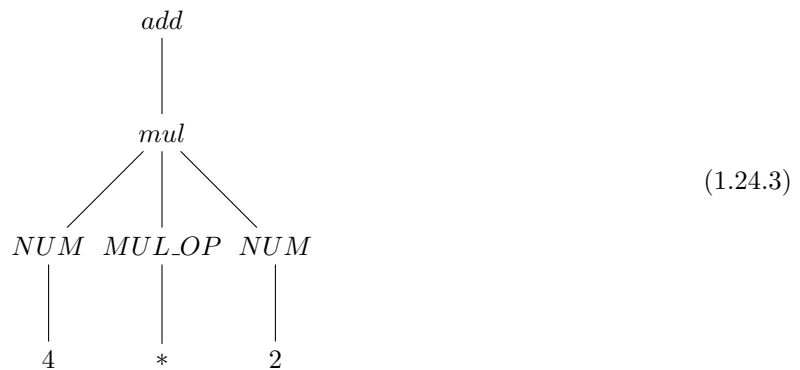
$$add \Rightarrow mul \Rightarrow mul \ MUL\_OP \ NUM \Rightarrow NUM \ MUL\_OP \ NUM \Rightarrow^* "4" \ "*" \ "2" \quad (1.24.1)$$

Bei Ableitungsbäumen gibt es **keine** einheitliche **Regelung**, wie damit umgegangen wird, wenn die **Alternativen** einer Produktion unterschiedliche viele **Nicht-Terminalsymbole** enthalten. Es gibt einmal die Möglichkeit, wie im Ableitungsbaum 1.24.2 von der **Maximalzahl** auszugehen und beim Nicht-Erreichen der Maximalzahl entsprechend der **Differenz zur Maximalzahl** viele **Blätter** mit dem **leeren Wort**  $\varepsilon$  hinzuzufügen.



Eine andere Möglichkeit ist, wie im Ableitungsbaum 1.24.3, nur die in den gewählten Produktionen vorhandenen **Nicht-Terminalsymbole** als Kinder hinzuzufügen<sup>3</sup>.

<sup>3</sup>Diese Option wurde beim **PicoC-Compiler** gewählt.



### 1.2.2 Präzedenz und Assoziativität

Für einen Compiler ist es notwendig, dass die Grammatik des Compilers keine **Mehrdeutige Grammatik** (Definition 1.25) ist, denn sonst können unter anderem die **Assoziativität** (Definition 1.26) und die **Präzedenz** (Definition 1.27) der verschiedenen **Operatoren** nicht gewährleistet werden, wie später in Unterkapitel ?? an einem Beispiel demonstriert wird. Ein Schema, um die Grammatiken zu definieren, die **nicht mehrdeutig** sind, wird in Unterkapitel ?? genauer erklärt.

#### Definition 1.25: Mehrdeutige Grammatik

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

<sup>a</sup>Für die Bedeutung von  $L(G)$ , siehe Definition 1.16.

<sup>b</sup>**Alternativ** geht auch die Definition: „Wenn es für  $w$  **mehrere** unterschiedliche **Linksableitungen** gibt“.

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

#### Definition 1.26: Assoziativität

„Bestimmt, welcher Operator aus einer Reihe von Operatoren mit **gleicher Präzedenz** (Definition 1.27) **zuerst** ausgewertet wird.“

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

<sup>a</sup>Nystrom, *Parsing Expressions - Crafting Interpreters*.

<sup>b</sup>2.1.7 Vorrangregeln und Assoziativität.

Bei **Assoziativität** ist z.B. der **Multiplikationsoperator**  $*$  ein Beispiel für einen **linksassoziativen** Operator und ein **Zuweisungsoperator** = ein Beispiel für einen **rechtsassoziativen** Operator. Dies ist in Abbildung 1.2 mithilfe von Klammern  $()$  veranschaulicht.

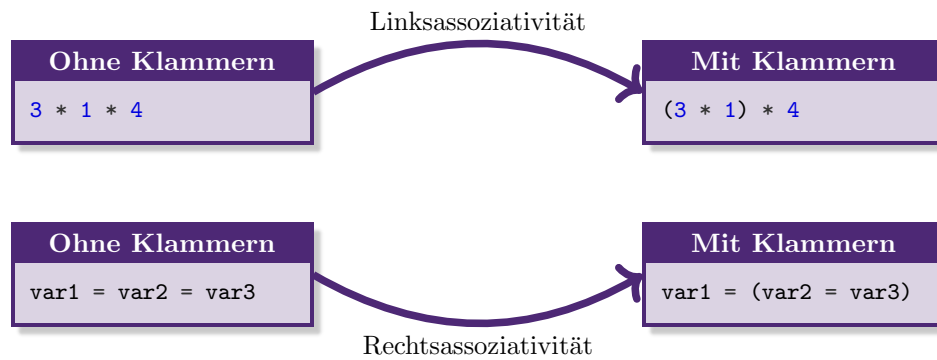


Abbildung 1.2: Veranschaulichung von Linksassoziativität und Rechtsassoziativität.

**Definition 1.27: Präzedenz**

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

<sup>a</sup>Nystrom, *Parsing Expressions · Crafting Interpreters*.

Bei **Präzedenz** ist die Mischung der Operatoren für **Subtraktion** '-' und für **Multiplikation** \* ein Beispiel für den Einfluss von Präzedenz. Dies ist in Abbildung 1.3 mithilfe der Klammern () veranschaulicht. Im Beispiel in Abbildung 1.3 ist bei den beiden **Subtraktionsoperatoren** '-' nacheinander und dem darauffolgenden **Multiplikationsoperator** \* sowohl **Assoziativität** als auch **Präzedenz** im Spiel.



Abbildung 1.3: Veranschaulichung von Präzedenz.

## 1.3 Lexikalische Analyse

Die **Lexikalische Analyse** bildet üblicherweise den ersten Filter innerhalb des **Pipe-Filter Architektur-patterns** (Definition 1.1) bei der Implementierung von Compilern. Die Aufgabe der Lexikalischen Analyse ist vereinfacht gesagt in einem Eingabewort<sup>4</sup> **endliche Folgen von Symbolen**<sup>5</sup> zu finden, die durch eine **reguläre Grammatik** erkannt werden. Diese Folgen endlicher Symbole werden auch **Lexeme** (Definition 1.28) genannt.

**Definition 1.28: Lexeme**

Ein **Lexeme** ist ein **Teilwort** aus dem **Eingabewort**, welches unter einer **Grammatik**  $G_{Lex}$  abgeleitet werden kann.<sup>a</sup>

<sup>a</sup>Thiemann, „Compilerbau“.

Diese **Lexeme** werden vom **Lexer** (Definition 1.30) im **Eingabewort** identifiziert und **Tokens** (Definition 1.29) zugeordnet. Das jeweils nächste **Lexeme** fängt dabei genau nach dem letzten Symbol des **Lexemes** an,

<sup>4</sup>Z.B. dem Inhalt einer Datei, welche in **UTF-8** kodiert ist.

<sup>5</sup>Also **Teilwörter** des **Eingabeworts**.



das zuletzt vom **Lexer** erkannt wurde. Die **Tokens** sind es, die letztendlich an die **Syntaktische Analyse** weitergegeben werden.

#### Definition 1.29: Token

Ist ein **Tupel**  $(T, W)$  mit einem **Tokenotyp**  $T$  und einem **Tokenwert**  $W$ . Ein **Tokenotyp**  $T$  kann hierbei als ein **Oberbegriff** für eine möglicherweise unendliche Menge verschiedener **Tokenwerte**  $W$  verstanden werden<sup>a</sup>.

<sup>a</sup>Z.B. gibt es viele verschiedene **Tokenwerte**, wie z.B. 42, 314 oder 12, welche alle unter dem **Tokenotyp** NUM, für Zahl zusammengefasst sind.

#### Definition 1.30: Lexer (bzw. Scanner oder auch Tokenizer)

Ein **Lexer** ist eine **partielle Funktion**  $lex : \Sigma^* \rightarrow (T \times W)^*$ , welche ein **Lexeme** aus  $\Sigma^*$  auf ein **Token**  $(T, W)$  abbildet.<sup>a</sup>

<sup>a</sup>Thiemann, „Compilerbau“.

Ein **Lexer** ist im Allgemeinen eine **partielle Funktion**, da es Zeichenfolgen geben kann, die sich unter der **Grammatik**  $G_{Lex}$  nicht ableiten lassen. In Bezug auf eine Implementierung, wird, wenn der Lexer Teil der Implementierung eines Compilers ist, in diesem Fall eine **Fehlermeldung** (Definition 1.52) ausgegeben.

#### Anmerkung

Um Verwirrung vorzubeugen ist es wichtig folgende Unterscheidung hervorzuheben:

Wenn von **Symbolen** die Rede ist, so werden in der **Lexikalischen Analyse**, der **Syntaktischen 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 **Tokenotypen** die Symbole.

In der Code Generierung sind die **Bezeichner** (Definition ??) 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 ?? **Symoltabelle** genannt wird.

Eine weitere Aufgabe der **Lexikalischen Analyse** ist es jegliche für die Weiterverarbeitung unwichtigen Symbole, wie Leerzeichen  $\_$ , Newline  $\backslash n$ <sup>6</sup> und Tabs  $\backslash t$  aus dem Eingabewort 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  $\epsilon \in (T \times W)^*$  ist immer der Fall bei der **Kleeneschen Hülle**  $\Sigma^*$ , wobei  $\Sigma = T \times W$ . 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 **Tokenotyp**  $T$  und **Tokenwert**  $W$ , ist, weil z.B. die **Bezeichner** von Variablen, Konstanten und Funktionen und auch **Zahlen** beliebige Zeichenfolgen sein können. Später in der **Syntaktischen Analyse** in Unterkapitel 1.4 wird sich nur dafür interessiert, ob an einer bestimmten Stelle ein bestimmter **Tokenotyp**  $T$ , z.B. eine Zahl NUM steht und der **Tokenwert**  $W$  ist erst wieder in der

<sup>6</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**.

**Code Generierung** in Unterkapitel 1.5 relevant.

Wie in Tabelle 1.1 zu sehen, gibt es für Bezeichner, wie `my_fun`, `my_var` oder `my_const` und verschiedenen Zahlen, wie 42, 314 oder 12 passende **Token**typen `NAME`<sup>7</sup> und `NUM`<sup>8 9 10</sup>. Für **Lexeme**, wie `if` oder `}` sind die **Token**typen dagegen genau die Bezeichnungen, die man diesen Zeichenfolgen geben würde, nämlich `IF` und `RBRACE`.

Lexeme	Token
42, 314	<code>Token('NUM', '42')</code> , <code>Token('NUM', '314')</code>
<code>my_fun</code> , <code>my_var</code> , <code>my_const</code>	<code>Token('NAME', 'my_fun')</code> , <code>Token('NAME', 'my_var')</code> , <code>Token('NAME', 'my_const')</code>
<code>if</code> , <code>}</code>	<code>Token('IF', 'if')</code> , <code>Token('RBRACE', '})'</code>
99, <code>'c'</code>	<code>Token('NUM', '99')</code> , <code>Token('CHAR', '99')</code>

**Tabelle 1.1:** Beispiele für Lexeme und ihre entsprechenden Tokens.

Ein **Lexeme** ist nicht immer das gleiche wie der **Tokenwert**, denn wie in Tabelle 1.1 zu sehen ist, kann z.B. im Fall von  $L_{PicoC}$  der Wert 99 durch zwei verschiedene **Literale** (Definition 1.31) dargestellt werden, einmal als ASCII-Zeichen `'c'`, das dann als Tokenwert den entsprechenden Wert aus der ASCII-Tabelle hat und des Weiteren auch in Dezimalschreibweise als 99<sup>11</sup>. Der **Tokenwert** ist der letztendlich verwendete **Wert** an sich, unabhängig von der Darstellungsform.

#### Anmerkung

Die **Konkrete Grammatik**  $G_{Lex}$ , die zur Beschreibung der Tokens  $T$  der Sprache  $L_{Lex}$  verwendet wird ist üblicherweise **regulär**, da ein typischer **Lexer** immer nur **ein Symbol** vorausschaut<sup>a</sup>, sich **nichts merkt**, also unabhängig davon, **was** für Symbole und **wie oft** bestimmte Symbole **davor** aufgetaucht sind funktioniert. Auch für den PicoC-Compiler lässt sich aus der im **Dialekt der Backus-Naur-Form des Lark Parsing Toolkit** (Definition ??) spezifizierten Grammatik ?? schlussfolgern, dass die **Sprache** des **PicoC-Compilers** für die **Lexikalische Analyse**  $L_{PicoC\_Lex}$  **regulär** ist, da alle ihre **Produktionen** die Definition 1.18 erfüllen.

Produktionen mit **Alternative**, wie z.B.  $DIG\_WITH\_0 ::= "0" \mid DIG\_NO\_0$  sind **unproblematisch**, denn sie können immer auch als  $\{DIG\_WITH\_0 ::= "0", DIG\_WITH\_0 ::= DIG\_NO\_0\}$  ausgedrückt werden und z.B.  $DIG\_WITH\_0^*$ ,  $(LETTER \mid DIG\_WITH\_0 \mid "-")+$  und  $"\_".\sim$  in Grammatik ?? können alle zu **Alternativen** umgeschrieben werden, womit diese **Alternativen** wie gerade gezeigt umgeformt werden können, um ebenfalls **regulär** zu sein. Somit existiert mit der Grammatik ?? eine **reguläre Grammatik**, welche die **Sprache**  $L_{PicoC\_Lex}$  beschreibt und damit ist die **Sprache**  $L_{PicoC\_Lex}$  nach der **Chomsky Hierarchie** (Definition 1.17) **regulär**.

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

#### Definition 1.31: Literal

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

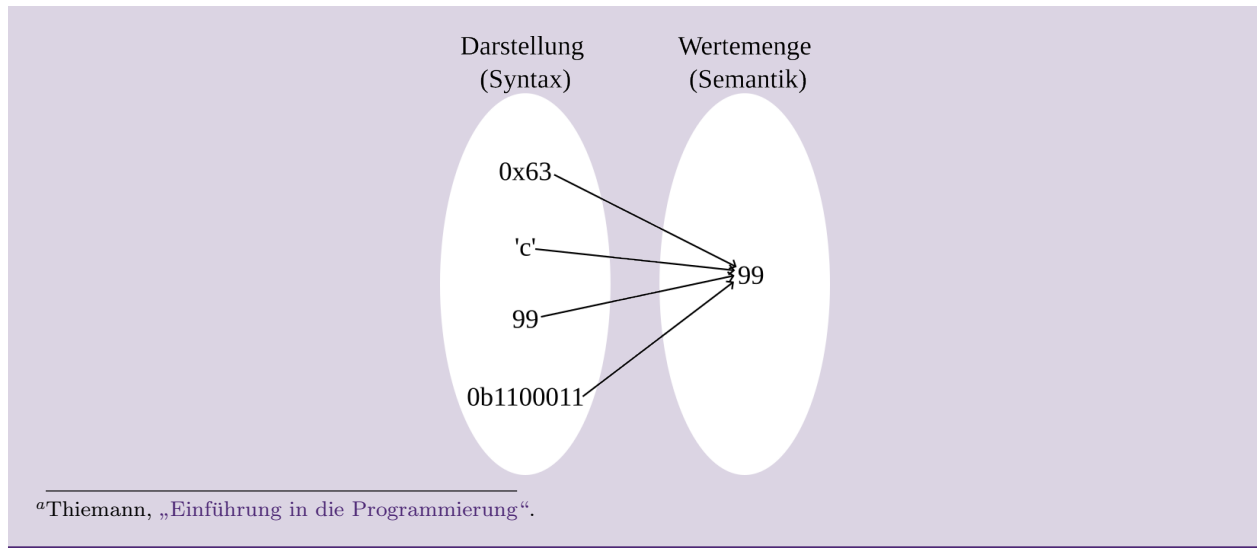
<sup>7</sup>Für z.B. `my_fun`, `my_var` und `my_const`.

<sup>8</sup>Für z.B. 42, 314 und 12.

<sup>9</sup>Diese **Token**typen wurden im **PicoC-Compiler** verwendet, da man beim Programmieren möglichst **kurze** und **leicht verständliche** Bezeichner für seine Knoten haben will, damit unter anderem **mehr Code** in eine Zeile passt.

<sup>10</sup>Bzw. wenn man sich nicht Kurzformen sucht `IDENTIFIER` und `NUMBER`.

<sup>11</sup>Die Programmiersprache  $L_{Python}$  erlaubt es z.B. den Wert 99 auch mit den Literalen `0b1100011` und `0x63` darzustellen.



Um eine Gesamtübersicht über die **Lexikalische Analyse** zu geben, ist in Abbildung 1.4 die Lexikalische Analyse an einem Beispiel veranschaulicht.

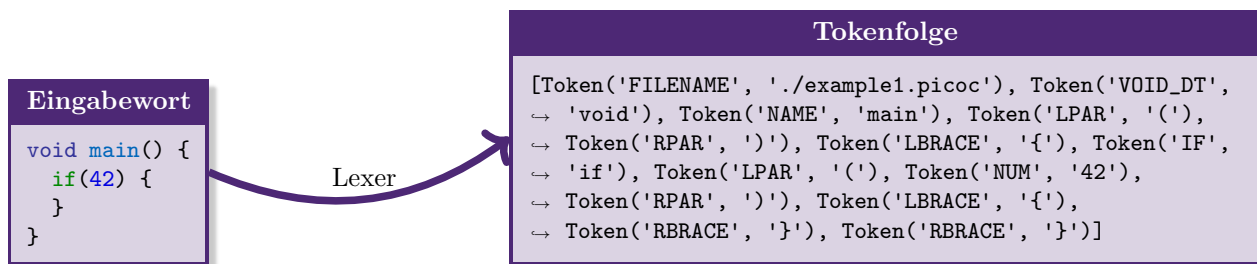


Abbildung 1.4: Veranschaulichung der Lexikalischen Analyse.

#### Anmerkung 🔍

Das Symbol  $\hookrightarrow$  zeigt im Code der Tokens in Abbildung 1.4 und in den folgenden Codes einen **Zeilenumbruch** an, wenn eine **Zeile zu lang** ist.

## 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. Dies lässt sich nicht mehr mit einer **Regulären Grammatik** (Definition 1.18) beschreiben, sondern es braucht eine **Kontextfreie Grammatik** (Definition 1.19) hierfür, die es erlaubt zwischen **zwei Terminalsymbolen** ein **Nicht-Terminalsymbol** abzuleiten.

Für den PicoC-Compiler lässt sich aus der Grammatik  $??$  schlussfolgern, dass die **Sprache** des **PicoC-Compilers** für die **Syntaktische Analyse**  $L_{PicoC\_Parse}$  **kontextfrei**, aber nicht mehr **regulär** ist, da **alle**

ihre **Produktionen** die Definition für **Kontextfreie Grammatiken** 1.19 erfüllen, aber **nicht** die Definition für **Reguläre Grammatiken** 1.18.

Dass die Grammatik **kontextfrei** ist lässt sich auch sehr leicht erkennen, weil **alle Produktionen** auf der **linken Seite** des  $::=$ -Symbols immer nur ein **Nicht-Terminalsymbol** haben und auf der **rechten Seite** eine **beliebige Folge** von **Grammatiksymbolen**<sup>12</sup>. Dass diese Grammatik aber nicht **regulär** sein kann, lässt sich sehr einfach an z.B. der Produktion  $if\_stmt ::= "if" ("logic\_or")^* exec\_part$  erkennen, bei der das **Nicht-Terminalsymbol**  $logic\_or$  von den **Terminalsymbolen** für **öffnende Klammer**  $\{$  und **schließende Klammer**  $\}$  eingeschlossen sein muss, was mit einer **Regulären Grammatik** nicht ausgedrückt werden kann.

Somit existiert mit der Grammatik ?? eine **Kontextfreie Grammatik** und **nicht Reguläre Grammatik**, welche die **Sprache**  $L_{PicoC\_Parse}$  beschreibt und damit ist die **Sprache**  $L_{PicoC\_Parse}$  nach der **Chomsky Hierarchie** (Definition 1.17) **kontextfrei**, aber **nicht regulär**.

Die **Syntax**, in welcher ein **Programm** aufgeschrieben ist, wird auch als **Konkrete Syntax** (Definition 1.32) bezeichnet. In einem Zwischenschritt, dem **Parsen** wird aus diesem Programm mithilfe eines **Parsers** (Definition 1.35) ein **Ableitungsbaum** (Definition 1.34) generiert, der als Zwischenstufe hin zum einem **Abstrakten Syntaxbaum** (Definition 1.41) dient. Beim Compilerbau ist es förderlich kleinschrittig vorzugehen, deshalb erst die Generierung des **Ableitungsbaumes** und dann erst des **Abstrakten Syntaxbaumes**.

#### Definition 1.32: Konkrete Syntax



*Steht für alles, was mit dem **Aufbau** von nach einer **Konkreten Grammatik** (Definition 1.33) **abgeleiteten Wörtern**<sup>a</sup> zu tun hat.*

*Die **Konkrete Syntax** ist die Teilmenge der **gesamten Syntax** einer Sprache, welche für die **Lexikalische** und **Syntaktische Analyse** relevant ist. In der **gesamten Syntax** einer Sprache<sup>b</sup> kann es z.B. Wörter geben, welche die gesamte Syntax **nicht einhalten**, die allerdings **korrekt** nach der **Konkreten Grammatik** abgeleitet sind<sup>c</sup>.*

*Ein **Programm** in seiner **Textrepräsentation**, wie es in einer **Textdatei** nach der Konkreten Grammatik  $G_{Lex} \uplus G_{Parse}$ <sup>d</sup> abgeleitet steht, bevor man es kompiliert, ist in **Konkreter Syntax** aufgeschrieben.<sup>e</sup>*

<sup>a</sup>Bzw. **Programmen**.

<sup>b</sup>Vor allem bei **Programmiersprachen**.

<sup>c</sup>Wenn ein Programm z.B. **nicht deklarierte Variablen** hat und aufgrund dessen **nicht kompiliert** werden kann, hält dieses die gesamte Syntax **nicht** ein, kann allerdings so nach der **Konkreten Grammatik** abgeleitet werden.

<sup>d</sup>**Vereinigungsgrammatik** wie in Definition 1.16 erklärt.

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

Um einen kurzen Begriff für die **Grammatik** zu haben, welche die **Konkrete Syntax** einer Sprache beschreibt, wird diese im Folgenden als **Konkrete Grammatik** (Definition 1.33) bezeichnet.

#### Definition 1.33: Konkrete Grammatik



*Grammatik, die eine **Konkrete Syntax** einer Sprache beschreibt und die Grammatiken  $G_{Lex}$  und  $G_{Parse}$  miteinander vereinigt:  $G_{Lex} \uplus G_{Parse}$ <sup>a</sup>.*

*In der **Konkreten Grammatik** entsprechen die **Terminalsymbole** den **Tokentypen**, der in der **Lexikalischen Analyse** generierten **Tokens**<sup>b</sup> und **Nicht-Terminalsymbole** entsprechen bei einem **Ableitungsbaum** den Stellen, wo ein **Teilbaum** eingehängt ist.*

<sup>a</sup>**Vereinigungsgrammatik** wie in Definition 1.16 erklärt.

<sup>12</sup>Also eine **beliebige Folge** von **Nicht-Terminalsymbolen** und **Terminalsymbolen**.

<sup>b</sup>Wobei das **Lark Parsing Toolkit**, welches später bei der **Implementierung** verwendet wird eine spezielle **Metasyntax** zur Spezifikation von Grammatiken nutzt, bei der für bestimmten häufig genutzte **Terminalsymbole** ein **Tokenwert** in die Grammatik geschrieben wird.

#### Definition 1.34: Ableitungsbaum (bzw. Konkreter Syntaxbaum, engl. Derivation Tree)

*Compilerinterne Datenstruktur für den Formalen Ableitungsbaum (Definition 1.24) eines in Konkreter Syntax geschriebenen Programmes.*

Die **Blätter**, die beim Formalen Ableitungsbaum **Terminalsymbole** einer **Konkreten Grammatik**  $G_{Lex} \uplus G_{Parse}$ <sup>a</sup> sind, sind in dieser Datenstruktur **Tokens**. In dieser Datenstruktur werden allerdings nur die **Ableitungen** eines Formalen Ableitungsbauemes dargestellt, die sich aus den **Produktionen** einer Grammatik  $G_{Parse}$  ergeben. Die **Tokens** sind in der Syntaktischen Analyse ein **atomarer Grundbaustein**<sup>b</sup>, daher sind die **Ableitungen** der Grammatik  $G_{Lex}$  uninteressant.<sup>c</sup>

<sup>a</sup>Vereinigungsgrammatik wie in Definition 1.16 erklärt.

<sup>b</sup>Nicht mehr weiter teilbar.

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

Die **Konkrete Grammatik** nach der **Ableitungsbaum** konstruiert ist, wird optimalerweise immer so definiert, dass sich möglichst **einfach** aus dem **Ableitungsbaum** ein **Abstrakter Syntaxbaum** konstruieren lässt.

#### Definition 1.35: Parser

Ein **Parser** ist ein Programm, dass aus einem Eingabewort<sup>a</sup>, welches in **Konkreter Syntax** geschrieben ist eine compilerinterne Datenstruktur, den **Ableitungsbaum** generiert, was auch als **Parsen** bezeichnet wird<sup>b</sup>.<sup>c</sup>

<sup>a</sup>Z.B. wiederum ein **Programm**.

<sup>b</sup>Es gibt allerdings auch alternative Definitionen, denen nach ein Parser in Bezug auf Compilerbau ein Programm ist, dass ein Eingabewort von **Konkreter Syntax** in **Abstrakte Syntax** übersetzt. Im Folgenden wird allerdings die Definition 1.35 verwendet.

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

#### Anmerkung

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 verschiedene 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 und ihre Umwelt.

Die vom **Lexer** im Eingabewort identifizierten **Tokens** werden in der **Syntaktischen Analyse** vom **Parser** als **Wegweiser** verwendet, da je nachdem, in welcher Reihenfolge die **Tokens** auftauchen, dies einer anderen Ableitung in der **Grammatik**  $G_{Parse}$  entspricht. Dabei wird in der Grammatik  $L_{Parse}$  nach dem **Tokentypen** 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 genauergesagt ein erweiterter **Erkenner** (Definition 1.36), denn ein Parser löst das **Wortproblem** (Definition 1.20) für die **Sprache**, in der das Programm, welches kompiliert werden soll geschrieben ist und konstruiert parallel dazu oder im Nachgang aus den Informationen, die während der Ausführung des Erkennungsalgorithmus<sup>13</sup> gesichert wurden den **Ableitungsbaum**.

#### Definition 1.36: Erkenner (bzw. engl. Recognizer)



*Entspricht einem **Kellerautomaten**<sup>a</sup>, in dem **Wörter** bestimmter **Kontextfreier Sprachen** erkannt werden. Der **Erkenner** ist ein **Algorithmus**, der erkennt, ob ein **Eingabewort** sich mit den **Produktionen** der **Konkreten Grammatik** einer Sprache ableiten lässt, also ob er bzw. es Teil der Sprache ist, die von der **Konkreten Grammatik** beschrieben wird oder nicht. Das vom **Erkenner** gelöste Problem ist auch als **Wortproblem** (Definition 1.20) bekannt.<sup>b</sup>*

<sup>a</sup>**Automat** mit dem **Kontextfreie Grammatiken** erkannt werden.

<sup>b</sup>Thiemann, „Compilerbau“.

#### Anmerkung

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

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

Der Grund, warum die **Linksableitung** verwendet wird und nicht z.B. die **Rechtsableitung**, ist, weil das **Eingabewort** 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** (Definition ??).

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

<sup>13</sup>Bzw. engl. recognition algorithm.



**Rekursiver Abstieg** kann mit **Backtracking** verbunden werden, um auch Konkrete Grammatiken parsen zu können, die nicht **LL(k)** (Definition ??) sind. Dabei werden meist nach dem Prinzip der **Tiefensuche** 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 das **Eingabewort** sich **nicht** mit der verwendeten Konkreten Grammatik ableiten lässt.<sup>b</sup>

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

- **Bottom-Up Parsing:** Es wird mit dem **Eingabewort** gestartet und versucht **Rechtsableitungen** entsprechend der **Produktionen** einer **Konkreten Grammatik** rückwärts anzuwenden, bis man beim **Startsymbol** landet.<sup>d</sup>
- **Chart Parsing:** 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>. **Chart Parser** können dabei **top-down** oder **bottom-up** Ansätze umsetzen. Da die **Implementierung** von **Chart Parsern** fundamental anders ist als bei **Top-Down** und **Bottom-Up Parsern**, wird diese **Kategorie** von Parsern nochmal **speziell unterschieden** und nicht gesagt, es sei ein **Top-Down Parser** oder **Bottom-Up Parser**, der **Dynamische Programmierung** verwendet.

<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 Webseite *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 **Abstrakte Syntaxbaum** wird mithilfe von **Transformern** (Definition 1.37) und **Visitors** (Definition 1.38) 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 ein Programm von der **Konkreten Syntax** in die **Abstrakte Syntax** (Definition 1.39).

#### Definition 1.37: Transformer

Ein Programm, das von **unten-nach-oben**<sup>a</sup> nach dem Prinzip der **Breitensuche** alle Knoten des **Ableitungsbaum** besucht und beim Antreffen eines bestimmten Knoten des **Ableitungsbaumes** je nach Kontext einen entsprechenden Knoten des **Abstrakten Syntaxbaumes** erzeugt und diesen anstelle des Knotens des **Ableitungsbaumes** setzt und so Stück für Stück den **Abstrakten Syntaxbaum** konstruiert.<sup>b</sup>

<sup>a</sup>In der **Informatik** wachsen Bäume von **oben-nach-unten**, von der **Wurzel** zur den **Blättern**.

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

#### Definition 1.38: Visitor

Ein Programm, das von **unten-nach-oben**<sup>a</sup>, nach dem Prinzip der **Breitensuche** alle Knoten des **Ableitungsbaumes** besucht und beim Antreffen eines bestimmten **Knoten** des **Ableitungsbaumes**, diesen **in-place** mit anderen Knoten **tauscht** oder **manipuliert**, um den **Ableitungsbaum** für die weitere

Verarbeitung durch z.B. einen Transformer zu vereinfachen.<sup>b,c</sup>

<sup>a</sup>In der **Informatik** wachsen Bäume von **oben-nach-unten**, von der **Wurzel** zur den **Blättern**.

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

<sup>c</sup>*Transformers & Visitors — Lark documentation.*

### Definition 1.39: Abstrakte Syntax

Steht für alles, was mit dem **Aufbau** von **Abstrakten Syntaxbäumen** zu tun hat.

Ein **Abstrakter Syntaxbaum**, der zur Kompilierung eines Wortes<sup>a</sup> generiert wurde befindet sich in **Abstrakter Syntax**.<sup>b</sup>

<sup>a</sup>Z.B. **Programmcode**.

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

Um einen kurzen Begriff für die **Grammatik**, welche die **Abstrakte Syntax** einer **Sprache** beschreibt zu haben, wird diese im Folgenden als **Abstrakte Grammatik** (Definition 1.40) bezeichnet.

### Definition 1.40: Abstrakte Grammatik

Grammatik, die eine **Abstrakte Syntax** beschreibt, also beschreibt was für Arten von **Kompositionen** mit den **Knoten** eines **Abstrakten Syntaxbaumes** möglich sind.

Jene Produktionen, die in der **Konkreten Grammatik** für die Umsetzung von **Präzedenz** notwendig waren, sind in der **Abstrakten Grammatik** abgeflacht. Dadurch sind die **Kompositionen**, welche die Knoten im **Abstrakten Syntaxbaum** bilden können **syntaktisch** meist näher an der Syntax von **Maschinenbefehlen**.

### Definition 1.41: Abstrakter Syntaxbaum (bzw. engl. Abstract Syntax Tree, kurz AST)

Ist ein **compilerinterne Datenstruktur**, welche eine **Abstraktion** eines dazugehörigen **Ableitungsbaumes** darstellt, in dessen Aufbau auch das Erfordernis eines **leichten Zugriffs** und einer **leichten Weiterverarbeitbarkeit** eingeflossen ist. Bei der Betrachtung eines **Knoten**, der für einen Teil des Programms steht, soll man möglichst schnell die Fragen beantworten können, welche **Funktionalität** der Sprache dieser umsetzt, welche **Bestandteile** er hat und welche **Funktionalität** der Sprache diese Bestandteile umsetzen usw.

Die Knoten des **Abstrakten Syntaxbaumes** enthalten dabei verschiedene **Attribute**, welche wichtigen Informationen für den Kompilervorang und Fehlermeldungen enthalten.<sup>a</sup>

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

### Anmerkung

In dieser Bachelorarbeit wird häufig von der „**Abstrakten Syntax**“, der „**Abstrakten Grammatik**“ bzw. dem „**Abstrakten Syntaxbaum**“ einer „**Sprache**“  $L$  gesprochen. Gemeint ist hier mit der Sprache  $L$  **nicht** die Sprache, welche durch die **Abstrakte Grammatik**, nach welcher der **Abstrakte Syntaxbaum** abgeleitet ist beschrieben wird. Es ist damit **immer** die Sprache gemeint, die **kompiliert** werden soll<sup>a</sup> und zu deren Zweck der **Abstrakte Syntaxbaum** überhaupt konstruiert wird. Für die tatsächliche Sprache, die durch die **Abstrakte Grammatik** beschrieben wird, interessiert man sich nie wirklich explizit. Diese **Konvention** wurde aus dem Buch G. Siek, *Course Webpage for Compilers*



(*P423, P523, E313, and E513*) übernommen.

<sup>a</sup>Bzw. es ist die **Sprache**, welche durch die **Konkrete Grammatik** beschrieben wird.

Im **Abstrakten Syntaxbaum** können theoretisch auch die **Tokens** aus der **Lexikalischen Analyse** weiterverwendet werden, allerdings ist dies **nicht empfehlenswert**. Es ist zum empfehlen die **Tokens** durch eigene entsprechende Knoten umzusetzen, damit der **Zugriff** auf Knoten des Abstrakten Syntaxbaumes immer **einheitlich** erfolgen kann und auch, da manche **Tokens** des Abstrakten Syntaxbaum noch **nicht optimal benannt** sind. Manche „Symbole“ werden in der **Lexikalischen Analyse** mehrfach verwendet, wie z.B. das Symbol `-` in  $L_{PicoC}$ , welches für die **binäre Subtraktionsoperation** als auch die **unäre Minusoperation** verwendet wurde. Der verwendete **Token**typ dieses Symbols lautet im **PicoC-Compiler** `SUB_MINUS`. Da in der **Syntaktischen Analyse** beide Operationen nur in **bestimmten Kontexten** vorkommen, **lassen** sie sich **unterscheiden** und dementsprechend können für beide Operationen jeweils zwei **seperate Knoten** erstellt werden. Im Fall des **PicoC-Compilers** sind es die Knoten `Sub()` und `Minus()`.

Im Gegensatz zum **Formalen Ableitungsbaum**, ergibt es beim **Abstrakten Syntaxbaum** keinen Sinn zusätzlich einen **Formalen Abstrakten Syntaxbaum** zu unterscheiden, da das Konzept eines **Abstrakten Syntaxbaumes** ohne eine Datenstruktur zu sein für sich allein gesehen keine Anwendung hat. Wenn von Abstrakten Syntaxbäumen die Rede ist, ist immer eine **Datenstruktur** gemeint.

Die **Abstrakte Grammatik** nach der ein **Abstrakter Syntaxbaum** konstruiert ist wird optimalerweise immer so definiert, dass der **Abstrakte Syntaxbaum** in den darauffolgenden Verarbeitungsschritten<sup>14</sup> möglichst **einfach weiterverarbeitet** werden kann.

Auf der **linken** Seite in Abbildung ?? wird das Beispiel 1.24.2 aus Unterkapitel 1.2.1 fortgeführt. Dieses Beispiel stellt den **Arithmetischen Ausdruck**  $4 * 2$  in Bezug auf die Konkrete Grammatik 1.2<sup>15</sup>, welche die **höhere Präzedenz** der **Multiplikation** `*` berücksichtigt in einem **Ableitungsbaum** dar. Allerdings handelt es sich bei diesem Ableitungsbaum **nicht** um einen **Formalen Ableitungsbaum**, sondern um eine **compilerinterne Datenstruktur** für einen solchen. Dementsprechend sind die **Blätter** nun **Tokens**, die mithilfe der Grammatik  $L_{Lex}$  generiert wurden, womit die Darstellung von **Ableitungen** sich auf die Grammatik  $L_{Parse}$  beschränkt.

Auf der **rechten** Seite in Abbildung ?? wird der Ableitungsbaum zu einem Abstrakten Syntaxbaum **abstrahiert**, der nach der Abstrakten Grammatik 1.3 konstruiert ist. Die **Abstrakte Grammatik** ist hierbei in **Abstrakter Syntaxform** (Definition ??) angegeben. In der Abstrakten Grammatik 1.3 sind jegliche Produktionen **wegabstrahiert**, die in der **Konkreten Grammatik** 1.2 so umgesetzt sind, damit diese **Präzidenz** beachtet und nicht **mehrdeutig** ist. Aus diesem Grund gibt es nur noch einen **allgemeinen Knoten** für **binäre Operationen**  $BinOp(\langle exp \rangle, \langle bin\_op \rangle, \langle exp \rangle)$ .

$DIG\_NO\_0$	$::=$	"1"   "2"   "3"   "4"   "5"   "6"	$L_{Lex}$
		"7"   "8"   "9"	
$DIG\_WITH\_0$	$::=$	"0"   $DIG\_NO\_0$	
$NUM$	$::=$	"0"   $DIG\_NO\_0$ $DIG\_WITH\_0^*$	
$ADD\_OP$	$::=$	"+"	
$MUL\_OP$	$::=$	"*"	
$mul$	$::=$	$mul$ $MUL\_OP$ $NUM$   $NUM$	$L_{Parse}$
$add$	$::=$	$add$ $ADD\_OP$ $mul$   $mul$	

**Grammatik 1.2:** Produktionen für Ableitungsbaum in EBNF

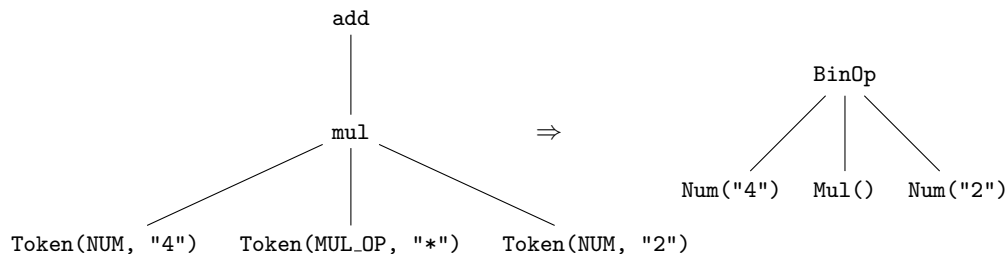
<sup>14</sup>Den verschiedenen **Passes**.

<sup>15</sup>Die **Konkrete Grammatik** ist hierbei im **Dialekt der Erweiterter Backus-Naur-Form** des Lark Parsing Toolkit (Definition ??) angegeben.

---


$$\begin{aligned}
 bin\_op &::= Add() \mid Mul() \\
 exp &::= BinOp(\langle exp \rangle, \langle bin\_op \rangle, \langle exp \rangle) \mid Num(\langle str \rangle)
 \end{aligned}$$


---

**Grammatik 1.3:** *Produktionen für Abstrakten Syntaxbaum in ASF***Abbildung 1.5:** *Veranschaulichung des Unterschieds zwischen Ableitungsbaum und Abstraktem Syntaxbaum.*

Die **Baumdatenstruktur** des **Ableitungsbaumes** und **Abstrakten Syntaxbaumes** ermöglicht es die Operationen, die ein Compiler bzw. Interpreter bei der Weiterverarbeitung des Programmes 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, sind in Abbildung 1.6 die einzelnen **Zwischenschritte** von den Tokens der **Lexikalischen Analyse** zum **Abstrakten Syntaxbaum** anhand des fortgeführten Beispiels aus Unterkapitel 1.3 veranschaulicht. In Abbildung 1.6 werden die Darstellungen des **Ableitungsbaumes** und des **Abstrakten Syntaxbaumes** verwendet, wie sie vom **PicoC-Compiler** ausgegeben werden. In der Darstellung des **PicoC-Compilers** stellen die verschiedenen **Einrückungen** die verschiedenen **Ebenen** dieser Bäume dar. Die Bäume **wachsen** von der **Wurzel** von **links-nach-rechts** zu den **Blättern**.

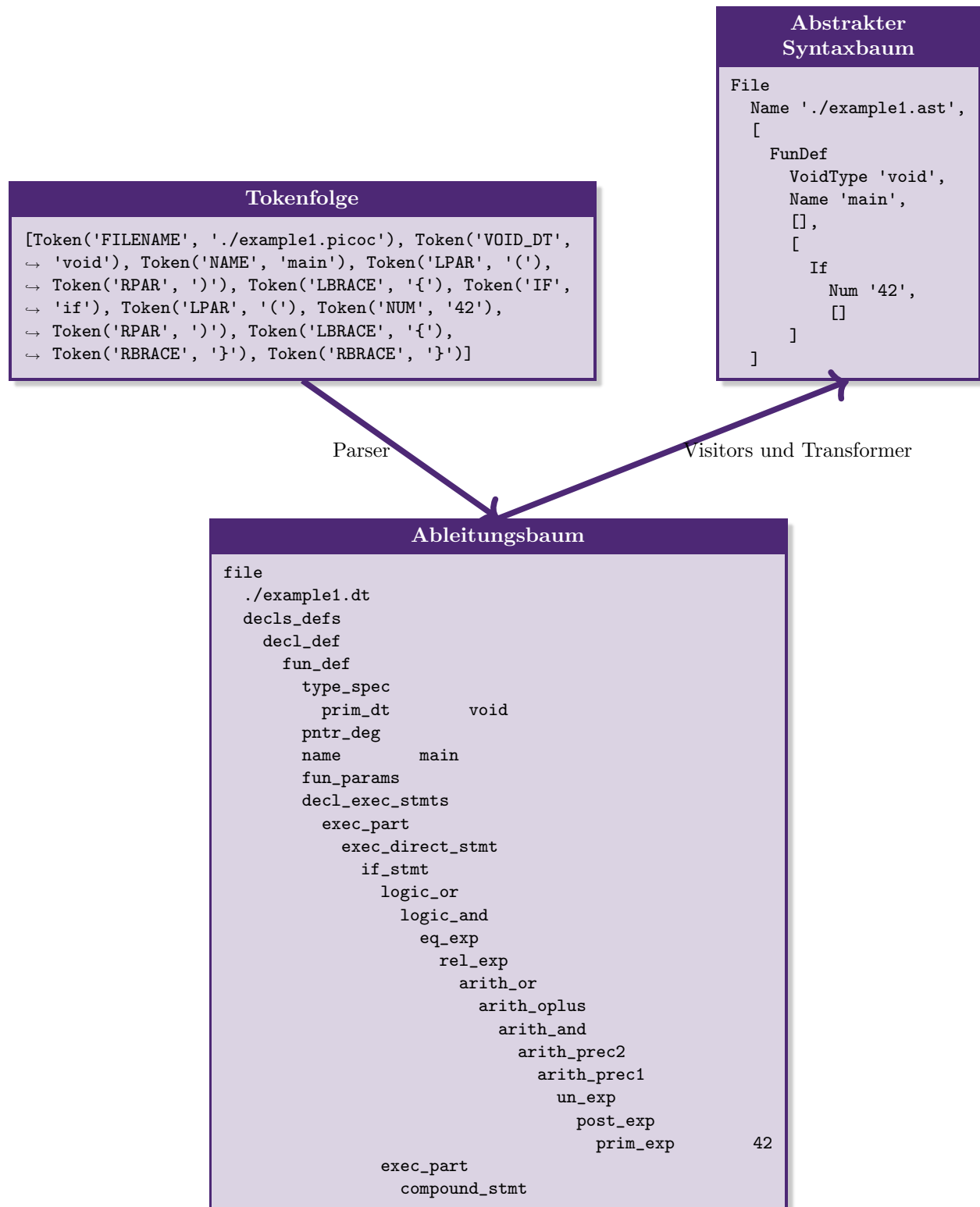


Abbildung 1.6: Veranschaulichung der Syntaktischen Analyse.

## 1.5 Code Generierung

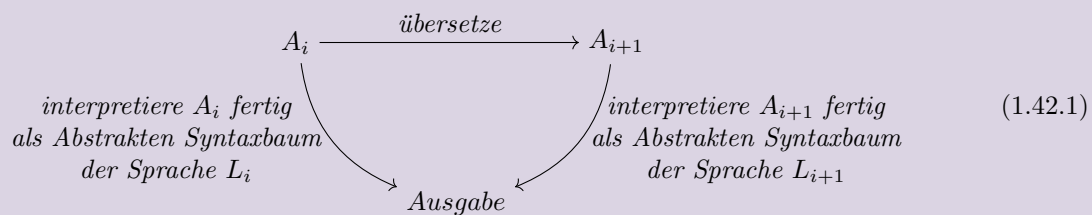
In der **Code Generierung** steht man nun dem Problem gegenüber einen **Abstrakten Syntaxbaum** einer Sprache  $L_1$  in den **Abstrakten Syntaxbaum** einer Sprache  $L_2$  umformen zu müssen. Dieses Problem lässt sich vereinfachen, indem man das Problem in mehrere Schritte unterteilt, die man **Passes** (Definition 1.42) nennt. So wie es auch schon mit dem **Ableitungsbaum** in der Syntaktischen Analyse gemacht wurde, den man als Zwischenstufe zum **Abstrakten Syntaxbaum** konstruiert hatte. Aus dem Ableitungsbaum konnte dann unkompliziert und einfach mit **Transformern** und **Visitors** ein **Abstrakter Syntaxbaum** generiert werden.

### Definition 1.42: Pass



*Einzelner Übersetzungsschritt in einem Kompilervorgang von einem beliebigen **Abstrakten Syntaxbaum**  $A_i$  einer Sprache  $L_i$  zu einem **Abstrakten Syntaxbaum**  $A_{i+1}$  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** und für einen beliebigen **Abstrakten Syntaxbaum**  $A_i$  gilt ähnlich, wie bei einem **vollständigen Compiler** in 1.42.1, dass:*



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

<sup>a</sup>Ein **Pass** kann mit einem **Transpiler** ?? (Definition ??) 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 **Abstrakten Syntaxbäumen**, ohne Parsing usw.

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

<sup>c</sup>**Interpretieren** geht immer von einem Programm in **Konkreter Syntax** aus, wobei der **Abstrakte Syntaxbaum** 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 **Abstrakten Syntaxbäume** sollten dabei mit jedem **Pass** der **Syntax** von **Maschinenbefehlen** immer ähnlicher werden, bis es schließlich nur noch Maschinenbefehle sind.

### 1.5.1 Monadische Normalform

Zum Verständnis dieses Kapitels sind die Begriffe **Ausdruck** (Definition 1.43) und **Anweisung** (Definition 1.44) wichtig.

### Definition 1.43: Ausdruck (bzw. engl. Expression)



*Code, der eine **semantische Bedeutung** hat und in einem bestimmten **Kontext** ausgewertet werden kann, um einen **Wert** zu liefern oder etwas zu **deklarieren**.*

Aufgebaut sind **Ausdrücke** meist aus **Konstanten**, **Variablen**, **Funktionsaufrufen**, **Operatoren** usw.<sup>a,b</sup>

<sup>a</sup>Ein **Ausdruck** ist z.B. `21 * 2;`.

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

#### Definition 1.44: Anweisung (bzw. engl. Statement)

Code, der eine **Vorschrift** darstellt, die ausgeführt werden soll und **als ganzes keinen Wert** liefert und **nichts deklariert**. Eine Anweisung kann sich jedoch aus ein oder mehreren **Ausdrücken** zusammensetzen, die dies tun.

Anweisungen sind zentrale Elemente **Imperativer Programmiersprachen**, die sich zu einem großen Teil aus **Folgen von Anweisungen** zusammensetzen.

In **Maschinensprachen** werden **Anweisungen** häufig als **Befehle** bezeichnet.<sup>a,b</sup>

<sup>a</sup>Eine **Anweisung** ist z.B. `int var = 21 * 2;`.

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

Hat man es mit einer Programmiersprache zu tun, deren Programme **Unreine Anweisungen** (Definition 1.46) besitzen, so ist es sinnvoll einen **Pass** einzuführen, der **Unreine Ausdrücke** von den Anweisungen **trennt**, damit diese zu **Reinen Anweisungen** (Definition 1.45) werden. Das wird erreicht, indem man aus jedem Unreinen Ausdruck einen **vorangestellten Ausdruck** macht, den man **vor** die jeweilige Anweisung setzt, mit welcher der Unreine Ausdruck **gemischt** war. Der **Unreine Ausdruck** muss als **erstes** ausgeführt werden, für den Fall, dass der **Effekt**, den ein **Unreiner Ausdruck** hat die **Reine Anweisung**, mit der er gemischt war in irgendeinerweise beeinflussen könnte.

#### Definition 1.45: Reiner Ausdruck / Reine Anweisung (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 **Maschinencode** darstellen lässt. Sondern z.B. **intern** etwas am weiteren **Kompilervorgang** ändert<sup>a</sup>.

Eine **Reine Anweisung** ist eine Anweisung, bei der **alle Ausdrücke** aus denen sich die Anweisung unter anderem zusammensetzt **rein** sind.<sup>b</sup>

<sup>a</sup>Z.B. ist die **Allokation von Variablen** `int var` kein **Reiner Ausdruck**. Eine Allokation bestimmt den Wert einiger **Immediates** im finalen **Maschinencode**, aber entspricht keiner Folge von Maschinenbefehlen.

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

#### Definition 1.46: Unreiner Ausdruck / Unreine Anweisung

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

Eine **Unreine Anweisung** ist eine Anweisung, bei der **mindestens** einer der **Ausdrücke** aus denen sich die Anweisung unter anderem zusammensetzt **unrein** ist.<sup>a</sup>

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

Auf diese Weise sind alle **Anweisungen** in **Monadischer Normalform** (Definition 1.47).

**Definition 1.47: Monadische Normalform (bzw. engl. monadic normal form)**

Code ist in **Monadischer Normalform**, wenn dieser nach einer Grammatik in **Monadischer Normalform** abgeleitet wurde.

Eine **Konkrete Grammatik** ist in **Monadischer Normalform**, wenn **alle** ableitbaren Anweisungen **rein** sind. Oder sehr **allgemein** ausgedrückt, wenn **Reines** und **Unreines** klar voneinander getrennt ist.<sup>a</sup>

Eine **Abstrakte Grammatik** ist in **Monadischer Normalform**, wenn die **Konkrete Grammatik** 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 das Vorgehen, Code in die **Monadische Normalform** zu bringen, ist in Abbildung 1.7 zu sehen. Der Einfachheit halber wurde auf die Darstellung in **Abstrakter Syntax** verzichtet, welche allerdings zum großen Teil in dieser Schriftlichen Ausarbeitung der Bachelorarbeit verwendet wird. Die Codebeispiele in Abbildung 1.7 sind daher in **Konkreter Syntax**<sup>16</sup> aufgeschrieben.

**Links** in der Abbildung 1.7 ist der Ausdruck mit dem **Nebeneffekt**, eine Variable zu **definieren**: `int var`, mit dem Ausdruck für eine **Zuweisung** `exp = 5 % 4` gemischt: `int var = 5 % 4`. Der **Unreine** Definitionsausdruck `int var` muss daher **vorangestellt** werden, wie es **rechts** in Abbildung 1.7 dargestellt ist<sup>17</sup>.



**Abbildung 1.7:** Codebeispiel dafür Code in die Monadische Normalform zu bringen.

Die Aufgabe eines solchen **Passes** ist es, den **Abstrakten Syntaxbaum** der **Syntax** von **Maschinenbefehlen** anzunähern, indem Subbäume vorangestellt werden, die keine Entsprechung in **Maschinenbefehlen** haben. Somit wird eine **Separation** von Subbäumen, die keine Entsprechung in **Maschinenbefehlen** haben und denen, die eine haben bewerkstelligt wird. Eine **Reine Anweisung** ist **Maschinenbefehlen** ähnlicher als eine **Unreine Anweisung**. Somit sparrt man sich in der Implementierung **Fallunterscheidungen**, indem **Reine Ausdrücke** und **Reine Anweisungen** direkt in **Maschinenbefehle** übersetzt werden können und **nicht** unterschieden werden muss, ob darin **Unreine Ausdrücke** vorkommen.

## 1.5.2 A-Normalform

Zum Verständnis dieses Kapitels sind die Begriffe **Ausdruck** (Definition 1.43) und **Anweisung** (Definition 1.44) wichtig.

Eine Programmiersprache  $L_1$  soll in eine Maschinsprache  $L_2$  kompiliert werden. Im Falle dessen, dass es sich bei einer **Sprache**  $L_1$  um eine **höhere Programmiersprache** und bei  $L_2$  um eine **Maschinsprache** handelt, ist es fast unerlässlich einen **Pass** einzuführen, der **Komplexe Ausdrücke** (Definition 1.50) in

<sup>16</sup>Für deren Kompilierung die **Abstrakte Syntax** überhaupt definiert wurde.

<sup>17</sup>Obwohl hinter `int var` ein `;` steht, ist es immer noch ein **Ausdruck**. Allerdings gibt es **keine** einheitliche Festlegung, was eine **Anweisung** ist und was **nicht**, es wurde für diese Schriftliche Ausarbeitung der Bachelorarbeit nur so definiert.

**Anweisungen** und **Ausdrücken** verhindert. Das wird erreicht, indem man aus den Komplexen Ausdrücken **vorangestellte** Ausdrücke macht, in denen die **Komplexen Ausdrücke temporären Locations** (Definition 1.48) zugewiesen werden und dann anstelle des **Komplexen Ausdrucks** auf die jeweilige **temporäre Location** zugegriffen wird.

#### Definition 1.48: 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)*.

Sollte der **Komplexe Ausdruck**, welcher einer **temporären Location** zugewiesen wird, **Teilausdrücke** enthalten, die **komplex** sind, muss das gleiche Vorgehen erneut für die **Teilausdrücke** angewandt werden, bis alle **Komplexen Ausdrücke** nur noch **Atomare Ausdrücke** (Definition 1.49) enthalten, falls sie sich überhaupt in **weitere Teilausdrücke** aufteilen lassen.

Sollte es sich bei dem **Komplexen Ausdruck** um einen **Unreinen Ausdruck** handeln, welcher nur einen **Nebeneffekt** ausführt und sich nicht in **Maschinenbefehle** übersetzen lässt, so wird aus diesem ein **vorangestellter Ausdruck** gemacht, welcher einfach nur den **Nebeneffekt** dieses **Unreinen Ausdrucks** ausführt und keiner **temporären Location** zugewiesen wird.

#### Definition 1.49: Atomarer Ausdruck

*Ein **Atomarer Ausdruck** ist ein **Reiner Ausdruck** (Definition 1.45), der **keinem kompletten Maschinenbefehl** entspricht, sondern nur ein **Argument**, wie z.B. einen **Immediate** in einer Folge von Maschinenbefehlen festlegt.*<sup>a</sup>

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

Bei einem **üblichen Compiler**, bei dem z.B. **Register** für **temporäre Zwischenergebnisse** genutzt werden und der **Maschinenbefehlssatz** es erlaubt **zwei Register** miteinander zu verrechnen<sup>18</sup> sind **Atomare Ausdrücke** z.B. eine **Variable** (z.B. `var`), eine **Zahl** (z.B. `12`) oder ein **ASCII-Zeichen** (z.B. `'c'`), da diese häufig direkt über **Register** zugreifbar sind, die direkt mit einem **Maschinenbefehl** verrechnet werden können<sup>19 20</sup>.

Im Fall des **PicoC-Compilers** ist ein **Zugriff auf eine Location** (z.B. `stack(i)`) der einzige **Atomare Ausdruck**, da der **PicoC-Compiler** so umgesetzt ist, dass er alle **Zwischenergebnisse** auf dem **Stack** speichert und dort dann auf diese zugreift, um sie in **Register** zu laden und miteinander zu verrechnen<sup>21</sup>. Aus diesem Grund braucht es mindestens einen Maschinenbefehl<sup>22</sup>, um z.B. eine Zahl überhaupt für einen **Maschinenbefehl** zugreifbar zu machen, was der Definition 1.49 widerspricht. Daher sind z.B. Zahlen beim **PicoC-Compiler** keine **Atomaren Ausdrücke**.

<sup>18</sup>Z.B. **Addieren** oder **Subtraktion** von zwei **Registerinhalten**.

<sup>19</sup>Mit dem **RETI-Befehlssatz** wäre das durchaus möglich, durch z.B. `MULT ACC IN2`.

<sup>20</sup>Werden allerdings keine **Register** für **Zwischenergebnisse** genutzt werden, braucht man **mehrere Maschinenbefehle**, um die Zwischenergebnisse auf den **Stack** zu speichern und ein **Stackpointer Register** anzupassen.

<sup>21</sup>Der **PicoC-Compiler** nutzt, anders als es geläufig ist keine **Register** und **Graph Coloring** (Definition ??) inklusive **Liveness Analysis** (Definition ??) usw., um Werte von Variablen, temporäre Zwischenergebnisse usw. abzuspeichern, sondern immer nur den **Hauptspeicher**, wobei **temporäre Zwischenergebnisse** auf den **Stack** gespeichert werden. Beim **PicoC-Compiler** sollte sich an die **Paradigmen** aus der Vorlesung Scholl, „Betriebssysteme“ gehalten werden.

<sup>22</sup>Genauer gesagt 4.



**Definition 1.50: Komplexer Ausdruck**

Ein **Komplexer Ausdruck** ist ein **Ausdruck**, der *nicht atomar* ist.<sup>a</sup>

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

Im Fall des **PicoC-Compilers** sind **Komplexe Ausdrücke** z.B. `5 % 4`, `-1`, `fun(12)` oder `int var`, da diese zur Berechnung auf jeden Fall mehrere **Maschinenbefehle** benötigen, was Definition 1.50 widerspricht oder **unrein** sind. Die Teilausdrücke `4`, `5`, `1` müssen erst auf den **Stack** geschrieben werden, um dann in **Register** geladen zu werden, damit dann der gesamte **Komplexe Ausdruck** berechnet werden kann. Die Ausdrücke `fun(12)` und `int var` sind **unrein** und daher **Komplexe Ausdrücke**.

In Abbildung 1.8 ist zur besseren Vorstellung die Einteilung von **Komplexen**, **Atomaren**, **Unreinen** und **Reinen** Ausdrücken veranschaulicht. Des Weiteren sind in der Abbildung alle Ausdrücke ausgegraut, welche die **Monadische Normalform** nicht erfüllen. Hierbei wird vom **PicoC-Compiler** ausgegangen, bei dem nur ein **Zugriff auf eine Location** (z.B. `stack(i)`) einen **Atomaren Ausdruck** darstellt.

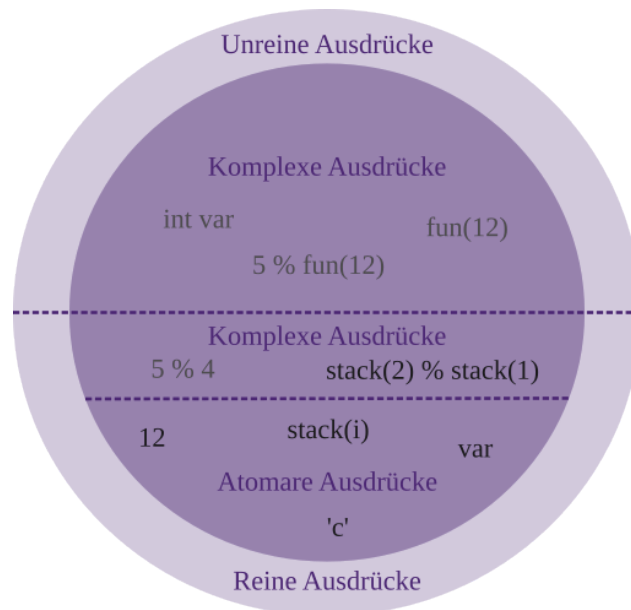


Abbildung 1.8: Übersicht über Komplexe, Atomare, Unreine und Reine Ausdrücke.

Es wird in dem gerade beschriebenen **Pass** dafür gesorgt, dass alle **Anweisungen** und **Ausdrücke** in **A-Normalform**<sup>23</sup> (Definition 1.51) sind. Wenn eine **Konkrete Grammatik** in **A-Normalform** ist, ist diese per Definition 1.51 auch automatisch in **Monadischer Normalform**, genauso, wie ein **Atomarer Ausdruck** nach Definition 1.49 auch ein **Reiner Ausdruck** ist.

**Definition 1.51: A-Normalform (ANF)**

Code ist in **A-Normalform**, wenn dieser nach einer **Konkreten Grammatik** in **A-Normalform** abgeleitet ist.

Eine **Konkrete Grammatik** ist in **A-Normalform**, wenn sie in **Monadischer Normalform** (Definition 1.47) ist und wenn alle **Komplexen Ausdrücke** nur **Atomare Ausdrücke** enthalten,

<sup>23</sup>Das 'A' kommt vermutlich von „atomar“ bzw. engl. „atomic“, weil alle **Komplexen Ausdrücke** nur noch **Atomare Ausdrücke** enthalten dürfen.



*falls sie sich überhaupt in **weitere Teilausdrücke** einteilen lassen.*

Eine **Abstrakte Grammatik** ist in **A-Normalform**, wenn die **Konkrete Grammatik** 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, Code in die **A-Normalform** zu bringen, ist in Abbildung 1.9 zu sehen. Der Einfachheit halber wurde auf die Darstellung in **Abstrakter Syntax** verzichtet, welche allerdings zum großen Teil in dieser Schriftlichen Ausarbeitung der Bachelorarbeit verwendet wird. Die Codebeispiele in Abbildung 1.7 sind daher in **Konkreten Syntax**<sup>24</sup> aufgeschrieben.

Um **konsistent** mit der Implementierung zu sein und später keine Verwirrung zu erzeugen, wird beim Beispiel in Abbildung 1.9 vom **PicoC-Compiler** ausgegangen, bei dem **Variablen** (z.B. **var**), **Zahlen** (z.B. **12**) oder **ASCII-Zeichen** (z.B. **'c'**) **Komplexe Ausdrücke** darstellen.

Die Ausdrücke **4;**, **x;**, usw. für sich sind in diesem Fall **Komplexe Ausdrücke**, deren Wert einer **Location**, in diesem Fall einer **Speicherzelle des Stack** zugewiesen werden. Auf das Ergebnis dieser **Komplexen Ausdrücke** wird mittels **stack(2)** und **stack(1)** zugegriffen, um diese in **Register** zu schreiben und dann z.B. im **Komplexen Ausdruck** **stack(2) % stack(1)** miteinander zu verrechnen und das Ergebnis wiederum einer **Location**, in diesem Fall ebenfalls einer **Speicherzelle des Stack** zuzuweisen. Dieses Ergebnis wird dann vom **Stack** **stack(1)** in die **Globalen Statischen Daten** **global(0)** gespeichert, wo die Variable **x** allokiert ist. Die Zahlen **0**, **1**, **2** sind dabei hierbei **relative Adressen** auf dem **Stack** und in den **Globalen Statischen Daten**.

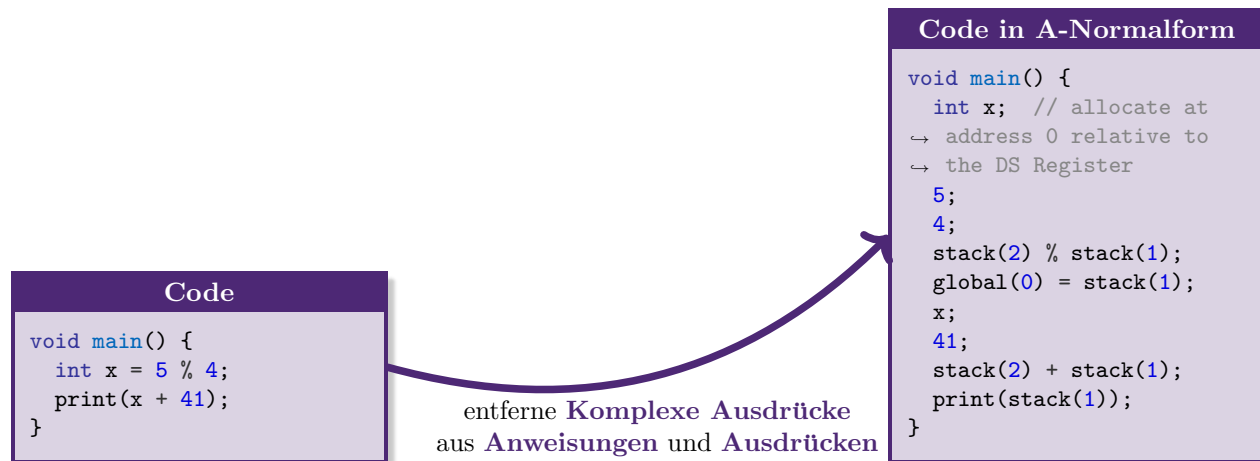


Abbildung 1.9: Codebeispiel für das Entfernen komplexer Ausdrücke aus Operationen.

Ein **Pass**, wie er gerade beschrieben wurde hat vor allem in erster Linie die Aufgabe, den **Abstrakten Syntaxbaum** der **Syntax** von **Maschinenbefehlen** besonders dadurch anzunähern, dass er die Anweisungen **weniger komplex** macht und diese dadurch den ziemlich **einfachen Maschinenbefehlen** syntaktisch ähnlicher sind. Des Weiteren **vereinfacht** dieser Pass die **Implementierung** der nachfolgenden Passes enorm, indem weniger **Fallunterscheidungen** nötig sind, da Anweisungen wie z.B. **Zuweisungen** nur noch die Form **global(rel.addr) = stack(1)** haben, welche zudem viel **einfacher verarbeitet** werden kann.

<sup>24</sup>Für deren Kompilierung die **Abstrakte Syntax** überhaupt definiert wurde.

Alle weiteren denkbaren **Passes** sind zu **spezifisch** auf bestimmte **Anweisungen** 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 ?? erklärt.

### 1.5.3 Ausgabe des Maschinencodes

Nachdem alle **Passes** durchgearbeitet wurden, ist es notwendig aus dem finalen **Abstrakten Syntaxbaum** den eigentlichen **Maschinencode** in **Konkreter Syntax** zu generieren. In üblichen Compilern wird hier für den **Maschinencode** eine **binäre Repräsentation** gewählt<sup>25</sup>. Der Weg von der **Abstrakten Syntax** zur **Konkreten Syntax** ist allerdings wesentlich einfacher, als der Weg von der **Konkreten Syntax** zur **Abstrakten Syntax**, für die eine gesamte **Syntaktische Analyse**, die eine **Lexikalische Analyse** beinhaltet durchlaufen werden muss.

Jeder **Knoten** des **Abstrakten Syntaxbaumes** 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** `;`, **öffnenden-** und **schließenden runden Klammern** `()`, **öffnenden-** und **schließenden geschweiften Klammern** `{}` usw. ausgibt. Dabei wird der gesamte **Abstrakte Syntaxbaum** durchlaufen und die Methode `to_string` zur Ausgabe der **Textrepräsentation** der verschiedenen Knoten aufgerufen, die wiederum die Methode `to_string` ihrer Kinder aufrufen und die zurückgegebene Textrepräsentation passend **zusammenfügen** und selbst **zurückgeben**.

## 1.6 Fehlermeldungen

Wenn bei einem Compiler ein **unerwünschtes Verhalten** der folgenden **Kategorien**<sup>26</sup> eintritt:

1. In der **Lexikalischen** oder **Syntaktischen Analyse** tritt ein Fall ein, der **nicht** in der **Syntax** der Sprache des Compilers abgedeckt ist, z.B.:
  - Der **Lexer** kann ein Lexeme **nicht** mit der Konkreten Grammatik für die Lexikalische Analyse  $G_{Lex}$  **ableiten**. Der **Lexer** ist genaugenommen ein **Teil des Parsers** und ist damit bereits durch den nachfolgenden Punkt „Parser“ abgedeckt. Um die unterschiedlichen Ebenen, **Lexikalische** und **Syntaktische Analyse** gesondert zu betrachten wurde der Lexer an dieser Stelle ebenfalls kurz eingebracht.
  - Der **Parser**<sup>27</sup> entscheidet das **Wortproblem** (Definition 1.20) für ein **Eingabeprogramm**<sup>28</sup> mit 0, also das **Eingabeprogramm** lässt sich **nicht** durch die Konkrete Grammatik  $G_{Lex} \uplus G_{Parse}$  des Compilers **ableiten**.
2. In den **Passes** tritt ein Fall ein, der **nicht** in der **Syntax** der Sprache des Compilers abgedeckt ist, z.B.:
  - Eine **Variable** wird **verwendet**, obwohl sie noch **nicht deklariert** ist.
  - Bei einem **Funktionsaufruf** werden **mehr** oder **weniger** Argumente, Argumente des **falschen Datentyps** oder Argumente in der **falschen Reihenfolge** übergeben, als sie im **Funktionsprototyp** angegeben sind.
3. Während der **Laufzeit** des Compilers tritt ein Ereignis ein, das **nicht** durch die **Semantik** der Sprache des Compilers abgedeckt ist oder welches das **Betriebssystem** nicht erlaubt, z.B.:

<sup>25</sup>Da der **PicoC-Compiler** vor allem zu **Lernzwecken** konzipiert ist, wird bei diesem der **Maschinencode** allerdings in einer **menschenlesbaren Repräsentation** ausgegeben

<sup>26</sup>*Errors in C/C++ - GeeksforGeeks.*

<sup>27</sup>Bzw. der **Erkennung** innerhalb des Parsers.

<sup>28</sup>Bzw. ein **Wort**.

- Eine **nicht erlaubte Operation**, wie **Division durch 0** (z.B.  $42 / 0$ ) soll ausgeführt werden.
- **Segmentation Fault**: Wenn auf **Speicher zugegriffen** wird, der vom **Betriebssystem geschützt** ist.

oder wenn während des **Linkens** (Definition ??) etwas nicht zusammenpasst, wie z.B.:

- Es gibt **keine** oder **mehr als eine** `main`-Funktion.
- Eine Funktion, die in einer **Objektdatei** (Definition ??) benötigt wird, wird von **keiner** oder **mehr als einer** anderen Objektdatei bereitgestellt.

wird eine **Fehlermeldung** (Definition 1.52) ausgegeben.

#### Definition 1.52: Fehlermeldung



*Benachrichtigung beliebiger Form, die einen **Grund** angibt, weshalb ein Programm **nicht weiter ausgeführt** werden kann<sup>a</sup>. Das **Ausgeben** bzw. **Übermitteln** einer Fehlermeldung kann dabei auf **verschiedene Weisen** erfolgen, wie z.B.:*

- über `stdout` oder `stderr` im einem **Terminal Emulator** oder **richtigen Terminal**.
- über eine **Dialogbox** in einer **Graphischen Benutzeroberfläche**<sup>b</sup> oder **Zeichenorientierten Benutzerschnittstelle**<sup>c</sup>.
- über ein **Register** oder eine **spezielle Adresse des Hauptspeichers** mithilfe eines **Wertes**.
- über eine **Logdatei**<sup>d</sup> auf einem **Speichermedium**.

<sup>a</sup>Dieses Programm kann z.B. ein **Compiler** sein oder ein **Programm**, dass dieser **Compiler selbst kompiliert** hat.

<sup>b</sup>In engl. **G**raphical **U**ser **I**nterface, kurz **GUI**.

<sup>c</sup>In engl. **T**ext-based **U**ser **I**nterface, kurz **TUI**.

<sup>d</sup>In engl. **l**og **f**ile.

# Literatur

## Online

- 2.1.7 Vorrangregeln und Assoziativität. URL: <https://www.tu-chemnitz.de/urz/archiv/kursunterlagen/C/kap2/vorrang.htm> (besucht am 05.09.2022).
- A-Normalization: Why and How (with code). URL: <https://matt.might.net/articles/a-normalization/> (besucht am 23.07.2022).
- 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).
- 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).
- Nystrom, Robert. *Parsing Expressions · Crafting Interpreters*. Genever Benning, 2021. URL: <https://www.craftinginterpreters.com/parsing-expressions.html> (besucht am 09.07.2022).

## Artikel

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

## Vorlesungen

- Nebel, 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).
- 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).