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

Betreung:
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 Schrifftlichen 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 Selbverständlichkeit 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 heraus, 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 Leidenschafft heraus tun, auch wenn es für sie keine Vorteile hat. Tobias[1] 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[2], er hat sich bei der Korrektur dieser Schrifftlichen 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 Selbverständlichkeit, 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

[1] Wie auch Prof. Dr. Scholl. Hier geht es aber erstmal um Tobias.
[2] Wofür ich mich auch nochmal Entschuldigen will.

seinem eigenen Nachteil[3] [4] 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 Selbverständlichkeit, 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 ausgeinandergesetzt 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[5] zu finden.

Mir hat die Implementierung des PicoC-Compilers tatsächlich ziemlich viel Spaß gemacht, da Compilerbau auch in mein perönliches Interessengebiet fällt[6]. Das Aufschreiben dieser Schrifftlichen Ausarbeitung hat mir dagegen eher weniger Spaß gemacht[7]. 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 wilkürlich 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.

[3] Der PicoC-Compiler hätte schließlich mehr Funktionalitäten haben können.
[4] 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 ☺.
[5] https://github.com/michel-giehl/Reti-Emulator.
[6] Womit nicht alle Studenten so viel Glück haben.
[7] Dieses ständige überlegen, wo man möglicherweise eine Erklärlücke hat, ob man nicht was wichtiges ausgelassen hat usw.

Inhaltsverzeichnis

Abbildungsverzeichnis

Codeverzeichnis

Tabellenverzeichnis

Definitionsverzeichnis

Grammatikverzeichnis

1 Implementierung

In diesem Kapitel wird, nachdem im Kapitel **??** die nötigen **theoretischen Grundlagen** des **Compilerbau** vermittelt wurden, nun auf die **Implementierung** des **PicoC-Compilers** eingegangen. Aufgeteilt in die selben Kategorien **Lexikalische Analyse** 1.1, **Syntaktische Analyse** 1.2 und **Code Generierung** 1.3, wie in Kapitel **??**, werden in den folgenden Unterkapiteln die einzelnen **Zwischenschritte** vom einem **Programm** in der **Konkreten Syntax** der Sprache L_{PicoC} hin zum einem Programm mit derselben **Semantik** in der **Konkreten Syntax** der Sprache L_{RETI} erklärt.

Für das Parsen[1] des Programmes in der **Konkreten Syntax** der Sprache L_{PicoC} wird das **Lark Parsing Toolkit**[2] [3] verwendet. Das **Lark Parsing Toolkit** ist eine Bibliothek, die es ermöglicht mittels einer in einem **eigenen Dialekt** der **Erweiterten Back-Naur-Form** (Definition 1.3 bzw. für den Dialekt von Lark Definition 1.4) spezifizierten Konkreten Grammatik ein Programm in **Konkreter Syntax** zu parsen und daraus einen **Ableitungsbaum** für die kompilerintere Weiterverarbeitung zu generieren.

Definition 1.1: Metasyntax ☑

*Steht für den **Aufbau** einer **Metasprache** (Definition 1.2), der durch eine **Grammatik** oder **Natürliche Sprache** beschrieben werden kann.*

Definition 1.2: Metasprache ☑

*Eine **Sprache**, die dazu genutzt wird **andere Sprachen** zu **beschreiben**[a].*

[a] Das **„Meta“** drückt allgemein aus, dass sich etwas auf einer **höheren Ebene** befindet. Um über die Ebene sprechen zu können, in der man sich **selbst befindet**, muss man von einer **höheren, außenstehenden Ebene** darüber reden.

Definition 1.3: Erweiterte Backus-Naur-Form (EBNF) ☑

*Die Erweiterte Backus-Naur-Form[a] ist eine **Metasyntax** (Definition 1.1), die dazu verwendet wird **Kontextfreie Grammatiken** darzustellen.*

*Am grundlegensten lässt sich die **Erweiterte Backus-Naur-Form** in **Kürze** wie folgt beschreiben:*[b] [c]

- ***Terminalsymbole** werden in **Anführungszeichen** "" geschrieben (z.B. `"term"`).*
- ***Nicht-Terminalsymbole** werden normal hingeschrieben (z.B. `non-term`).*
- ***Leerzeichen** ␣ dienen zur visuellen **Abtrennung** von **Grammatiksymbolen**[d].*

*Weitere Details sind in der **Spezifikation** des **Standards** unter Link[e] zu finden. Allerdings werden in der Praxis, wie z.B. in Lark oft eigene **abgewandelte Notationen** wie in Definition 1.4 verwendet.*

[1] Wobei beim **Parsen** auch das **Lexen** inbegriffen ist.
[2] *Lark - a parsing toolkit for Python*.
[3] Shinan, *lark*.

[a] Der Name kommt daher, dass es eine **Erweiterung** der **Backus-Naur-Form** ist, die hier allerdings **nicht** weiter erläutert wird.
[b] Nebel, „Theoretische Informatik“.
[c] *Grammar Reference — Lark documentation*.
[d] Also von **Terminalsymbolen** und **Nicht-Terminalsymbolen**.
[e] `https://standards.iso.org/ittf/PubliclyAvailableStandards/s026153_ISO_IEC_14977_1996(E).zip`.

Definition 1.4: Dialekt der Erweiterten Backus-Naur-Form aus Lark

*Das **Lark Parsing Toolkit** verwendet eine **eigene Notation** für die **Erweiterte Backus-Naur-Form** (Definition 1.3), die sich teilweise in einzelnen Aspekten von der Syntax aus dem **Standard** unterscheidet und unter Link[a] dokumentiert ist.*

*Wichtige **Unterschiede** dieses Dialekts sind hierbei z.B.:*

- *für die Darstellung von **Optionaler Wiederholung** wird der aus **regulären Ausdrücken** bekannte `*`-Quantor zusammen mit optionalen **runden Klammern** `()` verwendet (z.B. `()*`).[b] Die Verwendung des `*`-Quantors kann wie in Umformung 1.0.1 zu sehen ist auch wieder zu normaler **Erweiterter Backus-Naur-Form** umgeschrieben werden.*

$$\{a ::= b*\} \quad \Rightarrow \quad \{a ::= b\_tmp,\ \ b\_tmp ::= b\ \ b\_tmp \ \mid\ \varepsilon\} \tag{1.0.1}$$

- *für die Darstellung von **mindestents 1-Mal Wiederholung** wird der ebenfalls aus **regulären Ausdrücken** bekannte `+`-Operator zusammen mit optionalen **runden Klammern** `()` verwendet (z.B. `()+`). Die Verwendung des `+`-Quantors kann wie in Umformung 1.0.2 zu sehen ist auch wieder zu normaler **Erweiterter Backus-Naur-Form** umgeschrieben werden.*

$$\{a ::= b+\} \quad \Rightarrow \quad \{a ::= b\ \ b\_tmp,\ \ b\_tmp ::= b\ \ b\_tmp \ \mid\ \varepsilon\} \tag{1.0.2}$$

- *für alle **ASCII-Symbole** zwischen z.B. ␣ und ∼ als **Alternative** aufgeschrieben kann auch die Abkürzung "␣".."∼" verwendet werden. Die Verwendung dieser Schreibweise kann wie in Umformung 1.0.3 zu sehen ist auch wieder zu normaler **Erweiterter Backus-Naur-Form** umgeschrieben werden.*

$$\{a ::= "ascii1"..."ascii2"\} \quad \Rightarrow \quad \{a ::= "ascii1" \ \mid\ \ldots\ \mid\ "ascii2"\} \tag{1.0.3}$$

*Um bei einer **Produktion** auszudrücken, wozu die **linke Seite** abgeleitet werden kann, wird das `::=`-Symbol verwendet. Dieses Symbol wird als **„kann abgeleitet werden zu“** gelesen.*

[a] `https://lark-parser.readthedocs.io/en/latest/grammar.html`.
[b] Der `*`-Quantor bedeutet im Gegensatz zum `+`-Quantor auch **keinmal** wiederholen.

Das **Lark Parsing Toolkit** wurde vor allem deswegen gewählt, weil es sehr **einfach in der Verwendung** ist. Andere derartige Tools, wie z.B. **ANTLR**[4] sind **Parser Generatoren**, die zur **Konkreten Grammatik** einer Sprache einen **Parser** in einer vorher bestimmten Programmiersprache generieren, anstatt wie das **Lark Parsing Toolkit** bei Angabe einer **Konkreten Grammatik** direkt ein Programm in dieser Konkreten Grammatik **parsen** und einen **Ableitungsbaum** dafür generieren zu können. Lark besitzt des Weiteren eine **sehr gute Dokumentation** *Welcome to Lark's documentation! — Lark documentation*.

Neben den Konkreten Grammatiken, die aufgrund der Verwendung des **Lark Parsing Toolkit** in einem **eigenen Dialekt** der **Erweiterten Back-Naur-Form** spezifiziert sind, werden in den folgenden Unter-

[4] *ANTLR*.

kapiteln die **Abstrakten Grammatiken**, welche spezifzieren, welche Kompositionen für die **Abstrakten Syntaxbäume** der verschiedenden **Passes** erlaubt sind in einer bewusst anderen Notation aufgeschrieben. Diese Notation hat allerdings Ähnlichkeit mit dem Dialekt der **Erweiterten Backus-Naur-Form** aus dem **Lark Parsing Toolkit**.

Die Notation für die **Abstrakte Syntax** unterscheidet sich bewusst von der **Erweiterten Backus-Naur-Form**, da in der Abstrakten Syntax **Kompositionen von Knoten** beschrieben werden, die **klar auszumachen** sind. Hierdurch würde die Abstrakten Grammatiken nur **unnötig verkompliziert**, wenn man die **Erweiterte Backus-Naur-Form** verwenden würde. Es gibt leider **keine** Standardnotation für **Abstrakte Grammatiken**, die sich deutlich durchgesetzt hat, daher wird für Abstrakte Grammatiken eine eigene **Abstrakte Syntaxform Notation** (Definition 1.5) verwendet. Des Weiteren trägt das Verwenden einer **unterschiedlichen Notation** für **Konkrete** und **Abstrakte Syntax** auch dazu bei, dass man beide direkter voneinander unterscheiden kann.

Definition 1.5: Abstrakte Syntaxform (ASF)

*Ist eine eigene **Metasyntax** für **Abstrakte Grammatiken**, die für diese Bachelorarbeit definiert wurde. Sie unterscheidet sich vom **Dialekt** der **Backus-Naur-Form** des **Lark Parsing Toolkit** (Definition 1.4) nur durch:*

- ***Terminalsymbole** müssen nicht von "" engeschlossen sein, da die **Knoten** in der **Abstrakten Syntax** sowieso schon **klar auszumachen** sind und von anderen Symbolen der **Metasprache** leicht zu unterscheiden sind (z.B. `Node(<non-term>, <non-term>)`).*
- *dafür müssen allerdings **Nicht-Terminalsymbole** von <>-Klammern eingeschlossen sein (z.B. `<non-term>`).*

Letztendlich geht es nur darum, dass aufgrund der Verwendung des **Lark Parsing Toolkit** die **Konkrete Grammatik** in einem eigenen Dialekt der **Erweiterter Backus-Naur-Form** angegeben sein muss und für das Implementieren der Passes die **Abstrakte Grammatik** für den **Programmierer** möglichst **einfach verständlich** sein sollte, weshalb sich die **Abstrake Syntax Form** gut dafür eignet.

1.1 Lexikalische Analyse

Für die **Lexikalische Analyse** ist es nur notwendig eine **Konkrete Grammatik** zu definieren, die den Teil der **Konkreten Syntax** beschreibt, der für die **Lexikalische Analyse** wichtig ist. Diese Konkrete Grammatik wird dann vom **Lark Parsing Toolkit** dazu verwendet ein Programm in **Konkreter Syntax** zu lexen und daraus Tokens für die **Syntaktische Analyse** zu erstellen, wie es im Unterkapitel **??** erläutert ist.

1.1.1 Konkrete Grammatik für die Lexikalische Analyse

In der Konkreten Grammatik 1.1.1 für die **Lexikalische Analyse** stehen **großgeschriebene** Nicht-Terminalsymbole entweder für einen **Tokentyp** oder einen **Teil der Beschreibung** des Aufbaus der zum **Tokentyp** gehörenden möglichen **Tokenswerte**. Zum Beispiel handelt es sich bei dem **großgeschriebenen** Nicht-Terminalsymbol `NUM` um einen **Tokentyp**, dessen zugeordnete **mögliche Tokenwerte** durch die **Produktion** `NUM ::= "0" | DIG_NO_0 DIG_WITH_0*` beschrieben werden. Diese **Produktionen** beschreiben, wie ein möglicher **Tokenwert**, in diesem Fall eine **Zahl** aufgebaut sein kann.

Die in der Konkreten Grammatik 1.1.1 für die **Lexikalische Analyse** definierten **Nicht-Terminalsymbole** können in der Konkreten Grammatik 1.2.8 für die **Syntaktischen Analayse** verwendet werden, um z.B. zu beschreiben, in welchem Kontext z.B. eine Zahl `NUM` stehen darf.

Die in der Konkreten Grammatik vereinzelt **kleingeschriebenen** Nicht-Terminalsymbole, wie z.B. `name` haben nur den Zweck mehrere **Tokentypen**, wie z.B. `NAME | INT_NAME | CHAR_NAME` unter einem **Überbegriff** zu sammeln.

In Lark steht eine Zahl `.<number>`, die an ein **Nicht-Terminalsymbol** angehängt ist (z.B. `NONTERM.<number>`), dass auf der linken Seite des `::=`-Symbols einer Produktion steht für die **Priorität** der Produktion dieses **Nicht-Terminalsymbols**. Es wird immer die Produktion mit der **höchste** Priorität, also der höchsten Zahl `<number>` **zuerst** genommen.

Es gibt den Fall, dass ein Wort von **mehreren Produktionen** erkannt wird, z.B. wird das Wort `int` sowohl von der Produktion `NAME`, als auch von der Produktion `INT_DT` erkannt. Daher ist es notwendig für `INT_DT` eine **Priorität** `INT_DT.2` zu setzen, damit das Wort `int` den **Tokentyp** `INT_DT` zugewiesen bekommt und nicht `NAME`.

Allerdings muss für den Fall, dass `int` der **Präfix** eines Wortes ist (z.B. `int_var`) noch die Produktion `INT_NAME.3` definiert werden, da der im **Lark Parsing Toolkit** verwendete **Basic Lexer** sobald ein Wort von einer Produktion erkannt wird, diesem direkt einen **Tokentyp** zuordnet, auch wenn das Wort eigentlich von einer anderen Produktion erkannt werden sollte. Ansonsten würden aus `int_var` die Tokens `Token('INT_DT', 'int'), Token('NAME', '_var')` generiert, anstatt dem Token`Token(NAME, 'int_var')`. Daher muss die Produktion `INT_NAME.3` eingeführt werden, die immer zuerst geprüft wird. Wenn es sich nur um das Wort `int` handelt, wird zuerst die Produktion `INT_NAME.3` geprüft. Es stellt sich heraus, dass `int` von der Produktion `INT_NAME.3` nicht erkannt wird, daher wird als nächstes `INT_DT.2` geprüft, welches `int` erkennt.

Die Implementierung des **Basic Lexer** aus dem **Lark Parsing Toolkit** ist unter Link[5] zu finden ist. Diese Implementierung ist allerdings **zu spezifisch** auf Lark zugeschnitten und ist aufgrund dessen, dass sie in der Lage ist nach einer spezifizierten Konkreten Grammatik zu lexen, **zu komplex**, um sie an dieser Stelle allgemein erklären zu können.

Der **Basic Lexer** verhält sich allerdings grundlegend so, wie es im Unterkapitel **??** erklärt wurde, nur berücksichtigt der **Basic Lexer** ebenfalls **Priortiäten**, sodass für den aktuellen Index[6] im Eingabeprogramm zuerst alle Produktionen der **höchsten Priorität** geprüft werden. Sobald eine dieser Produktionen ein **Lexeme** an dem aktuellen Index im Eingabeprogramm ableiten kann, wird hieraus direkt ein **Token** mit dem entsprechenden **Tokentyp** dieser Produktion und dem abgeleiteten **Tokenwert** erstellt. Weitere Produktionen werden **nicht** mehr geprüft. Ansonsten werden alle Produktionen der **nächstniedrigeren** Priorität geprüft usw.

[5] https://github.com/lark-parser/lark/blob/d03f32be7f418dc21cfa45acc458e67fe0580f60/lark/lexer.py.

[6] Ein **Lexer** bewegt sich über das Eingabeprogramm und erstellt, wenn ein **Lexeme** sich in der **Konkreten Grammatik** ableiten lässt ein **Token** und bewegt sich danach um die **Länge des Lexemes** viele Indices weiter.

COMMENT	::=	"//" /[^\n]*/ | "/*" /(. | \n)*?/ "*/"	*L_Comment*
RETI_COMMENT.2	::=	"//""␣"?"#"/[^\n]*/	
DIG_NO_0	::=	"1" | "2" | "3" | "4" | "5" | "6"	*L_Arith_Bit*
	|	"7" | "8" | "9"	
DIG_WITH_0	::=	"0" | *DIG_NO_0*	
NUM	::=	"0" | *DIG_NO_0 DIG_WITH_0*∗	
CHAR	::=	"␣".."∼"	
FILENAME	::=	*CHAR* + ".*picoc*"	
LETTER	::=	"*a*".."*z*" | "*A*".."*Z*"	
NAME	::=	(*LETTER* | "_") (LETTER | DIG_WITH_0 | "_")*	
name	::=	*NAME* | *INT_NAME* | *CHAR_NAME*	
	|	*VOID_NAME*	
LOGIC_NOT	::=	"!"	
NOT	::=	"∼"	
REF_AND	::=	"&"	
un_op	::=	*SUB_MINUS* | *LOGIC_NOT* | *NOT*	
	|	*MUL_DEREF_PNTR* | *REF_AND*	
MUL_DEREF_PNTR	::=	"∗"	
DIV	::=	"/"	
MOD	::=	"%"	
prec1_op	::=	*MUL_DEREF_PNTR* | *DIV* | *MOD*	
ADD	::=	"+"	
SUB_MINUS	::=	"−"	
prec2_op	::=	*ADD* | *SUB_MINUS*	
L_SHIFT	::=	"<<"	
R_SHIFT	::=	">>"	
shift_op	::=	*L_SHIFT* | *R_SHIFT*	
LT	::=	"<"	*L_Logic*
LTE	::=	"<="	
GT	::=	">"	
GTE	::=	">="	
rel_op	::=	*LT* | *LTE* | *GT* | *GTE*	
EQ	::=	"=="	
NEQ	::=	"!="	
eq_op	::=	*EQ* | *NEQ*	
INT_DT.2	::=	"*int*"	*L_Assign_Alloc*
INT_NAME.3	::=	"*int*" (*LETTER* | *DIG_WITH_0* | "_")+	
CHAR_DT.2	::=	"*char*"	
CHAR_NAME.3	::=	"*char*" (*LETTER* | *DIG_WITH_0* | "_")+	
VOID_DT.2	::=	"*void*"	
VOID_NAME.3	::=	"*void*" (*LETTER* | *DIG_WITH_0* | "_")+	
prim_dt	::=	*INT_DT* | *CHAR_DT* | *VOID_DT*	

Grammatik 1.1.1: *Konkrete Grammatik der Sprache L_{PicoC} für die Lexikalische Analyse in EBNF*

1.1.2 Codebeispiel

In den folgenden Unterkapiteln wird das Beispiel in Code 1.1 dazu verwendet die Konstruktion eines **Abstrakten Syntaxbaumes** in seinen einzelnen **Zwischenschritten** zu erläutern.

```c
struct st {int *(*attr)[4][5];};

void main() {
  struct st *(*var[3][2]);
}
```

Code 1.1: *PicoC-Code des Codebeispiels.*

Die vom **Basic Lexer** des **Lark Parsing Toolkit** erkannten **Tokens** sind Code 1.2 zu sehen.

```
[Token('FILENAME', './verbose_dt_simple_ast_gen_array_decl_and_alloc.picoc'), Token('STRUCT',
↪  'struct'), Token('NAME', 'st'), Token('LBRACE', '{'), Token('INT_DT', 'int'),
↪  Token('MUL_DEREF_PNTR', '*'), Token('LPAR', '('), Token('MUL_DEREF_PNTR', '*'),
↪  Token('NAME', 'attr'), Token('RPAR', ')'), Token('LSQB', '['), Token('NUM', '4'),
↪  Token('RSQB', ']'), Token('LSQB', '['), Token('NUM', '5'), Token('RSQB', ']'),
↪  Token('SEMICOLON', ';'), Token('RBRACE', '}'), Token('SEMICOLON', ';'), Token('VOID_DT',
↪  'void'), Token('NAME', 'main'), Token('LPAR', '('), Token('RPAR', ')'), Token('LBRACE',
↪  '{'), Token('STRUCT', 'struct'), Token('NAME', 'st'), Token('MUL_DEREF_PNTR', '*'),
↪  Token('LPAR', '('), Token('MUL_DEREF_PNTR', '*'), Token('NAME', 'var'), Token('LSQB',
↪  '['), Token('NUM', '3'), Token('RSQB', ']'), Token('LSQB', '['), Token('NUM', '2'),
↪  Token('RSQB', ']'), Token('RPAR', ')'), Token('SEMICOLON', ';'), Token('RBRACE', '}')]
```

Code 1.2: *Tokens für das Codebeispiel.*

1.2 Syntaktische Analyse

In der **Syntaktischen Analyse** ist es die Aufgabe des **Parsers** aus einem Programm in **Konkreter Syntax** unter Verwendung der **Tokens** aus der **Lexikalischen Analyse** einen **Ableitungsbaum** zu generieren. Es ist danach die Aufgabe möglicher **Visitors** und die Aufgabe des **Transformers** aus diesem **Ableitungsbaum** einen **Abstrakten Syntaxbaum** in **Abstrakter Syntax** zu generieren.

1.2.1 Umsetzung von Präzedenz und Assoziativität

In diesem Unterkapitel wird eine ähnliche **Erklärweise**, wie in dem Buch Nystrom, *Parsing Expressions · Crafting Interpreters* verwendet. Die Programmiersprache L_{PicoC} hat dieselben **Präzedenzregeln** implementiert, wie die Programmiersprache L_C. Die **Präzedenzregeln** sind von der Webseite *C Operator Precedence - cppreference.com* übernommen. Die **Präzedenzregeln** der verschiedenen **Operatoren** der Programmiersprache L_{PicoC} sind in Tabelle 1.1 aufgelistet.

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

Tabelle 1.1: *Präzedenzregeln von PicoC.*

Würde man diese **Operatoren** ohne Beachtung von **Präzedenzreglen** (Definiton **??**) und **Assoziativität** (Definition **??**) in eine Konkrete Grammatik verarbeiten wollen, so könnte eine Konkrete Grammatik $G = \langle N, \Sigma, P, exp \rangle$ 1.2.1 dabei rauskommen.

$prim\_exp$	::=	$name \mid NUM \mid$ "'" $CHAR$ "'" $\mid$ "(" exp ")"	*L_Arith_Bit*
	$\mid$	exp "[" exp "]" $\mid$ exp "." $name \mid name$ "(" fun_args ")"	*+L_Logic*
fun_args	::=	$[exp(",")\ exp)*]$	*+ L_Pntr*
un_op	::=	"−" $\mid$ "∼" $\mid$ "!" $\mid$ "∗" $\mid$ "&"	*+ L_Array*
un_exp	::=	$un\_op\ exp$	*+ L_Struct*
bin_op	::=	"∗" $\mid$ "/" $\mid$ "%" $\mid$ "+" $\mid$ "−" $\mid$ "&" $\mid$ "∧" $\mid$ "|"	*+ L_Fun*
	$\mid$	"<<" $\mid$ ">>" $\mid$ "<" $\mid$ "<=" $\mid$ ">" $\mid$ ">="	
	$\mid$	"!=" $\mid$ "==" $\mid$ "&&" $\mid$ "||" $\mid$ "="	
bin_exp	::=	$exp\ bin\_op\ exp$	
exp	::=	$prim\_exp \mid un\_exp \mid bin\_exp$	

Grammatik 1.2.1: *Undurchdachte Konkrete Grammatik der Sprache L_{PicoC} für die Syntaktische Analyse in EBNF, die Operatorpräzidenz nicht beachtet*

Die Konkrete Grammatik 1.2.1 ist allerdings **mehrdeutig** (Definition **??**), d.h. verschiedene **Linksableitungen** in der Konkreten Grammatik können zum selben **Wort** abgeleitet werden. Z.B. kann das Wort `3 * 1 && 4` sowohl über die **Linksableitung** 1.2.1 als auch über die **Linksableitung** 1.2.2 abgeleitet werden. Ab dem Moment, wo der Trick klar ist, wird das **Ableiten** mit der $\Rightarrow^*$-Relation **beschleunigt**.

$$\begin{aligned} exp \quad &\Rightarrow\ bin\_exp \ \Rightarrow\ exp\ bin\_op\ exp \ \Rightarrow\ bin\_exp\ bin\_op\ exp \\ &\Rightarrow\ exp\ bin\_op\ exp\ bin\_op\ exp \ \Rightarrow^*\ \text{"3"}\ \text{"∗"}\ \text{"1"}\ \text{"\&\&"}\ \text{"4"} \end{aligned} \tag{1.2.1}$$

$$
\begin{aligned}
exp &\Rightarrow bin\_exp \Rightarrow exp\ bin\_op\ exp \Rightarrow prim\_exp\ bin\_op\ exp \\
&\Rightarrow NUM\ bin\_op\ exp \Rightarrow \text{"3"}\ bin\_op\ exp \Rightarrow \text{"3"}\ \text{"}*\text{"}\ exp \\
&\Rightarrow \text{"3"}\ \text{"}*\text{"}\ bin\_exp \Rightarrow \text{"3"}\ \text{"}*\text{"}\ exp\ bin\_op\ exp \Rightarrow^* \text{"3"}\ \text{"}*\text{"}\ \text{"1"}\ \text{"\&\&"}\ \text{"4"}
\end{aligned}
\tag{1.2.2}
$$

Die beiden **abgeleiteten Wörter** sind **gleich**, allerdings sind die **Ableitungsbäume unterschiedlich**, wie in Abbildung 1.1 zu sehen ist. Da hier nur ein **Konzept** vermittelt werden soll, entsprechen die beiden **Ableitungsbäume** in Abbildung 1.1 nicht **1-zu-1** den Ableitungen 1.2.1 und 1.2.2, sondern sind **vereinfacht**.

Abbildung 1.1: *Ableitungsbäume zu den beiden Ableitungen.*

Der **linke Baum** entspricht Ableitung 1.2.1 und der **rechte Baum** entspricht Ableitung 1.2.2. Würde man in den Ausdrücken, die von diesen Bäumen darsgestellt sind **Klammern** setzen, um die **Präzedenz** sichtbar zu machen, so würde Ableitung 1.2.1 die Klammerung `(3 * 1) && 4` haben und die Ableitung 1.2.2 die Klammerung `3 * (1 && 4)` haben. Es ist wichtig die **Präzedenzregeln** und die **Assoziativität** von Operatoren beim Erstellen der Konkreten Grammatik miteinzubeziehen, da das Ergebnis des **gleichen Ausdrucks** sich bei **unterschiedlicher Klammerung unterscheiden** kann.

Hierzu wird nun Tabelle 1.1 betrachtet. Für jede **Präzedenzstufe** in der Tabelle 1.1 wird eine eigene Produktion erstellt, wie es in Grammatik 1.2.2 dargestellt ist. Zudem braucht es eine **Produktion** `prim_exp` für die **„höchste“ Präzedenzstufe**, welche **Literale**, wie `'c'`, `5` oder `var` und geklammerte Ausdrücke wie `(3 && 14)` abdeckt.

prim_exp	::=	...	*L_Arith_Bit + L_Array*
post_exp	::=	...	*+ L_Pntr + L_Struct*
un_exp	::=	...	*+ L_Fun*
*arith_prec*1	::=	...	
*arith_prec*2	::=	...	
arith_shift	::=	...	
arith_and	::=	...	
arith_xor	::=	...	
arith_or	::=	...	
rel_exp	::=	...	*L_Logic*
eq_exp	::=	...	
logic_and	::=	...	
logic_or	::=	...	
assign_stmt	::=	...	*L_Assign*

Grammatik 1.2.2: *Erster Schritt zu einer durchdachten Konkreten Grammatik der Sprache L_{PicoC} für die Syntaktische Analyse in EBNF, die Operatorpräzidenz beachtet*

Einige **Bezeichnungen** von **Nicht-Terminalsymbolen** auf der **linken Seite** des `::=`-Symbols in Grammatik 1.2.2 sind in Tabelle 1.2 ihren jeweiligen **Operatoren** zugeordnet, für welche sie zuständig sind.

Bezeichnung der Produktionsregel	Operatoren
post_exp	a() a[] a.b
un_exp	-a !a ~a *a &a
arith_prec1	a*b a/b a%b
arith_prec2	a+b a-b
arith_shift	a<<b a>>b
arith_and	a&b
arith_xor	a^b
arith_or	a|b
rel_exp	a<b a<=b a>b a>=b
eq_exp	a==b a!=b
logic_and	a&&b
logic_or	a||b
assign	a=b

Tabelle 1.2: *Zuordnung der Bezeichnungen von Produktionsregeln zu Operatoren.*

Als nächstes müssen die einzelnen **Produktionen** entsprechend der **Ausdrücke** für die sie zuständig sind definiert werden. Jede der **Produktionen** soll nur Ausdrücke **erkennen** können, deren **Präzedenzstufe** die ist, für welche die jeweilige Produktion verantwortlich ist oder deren Präzedenzstufe **höher** ist. Z.B. soll `un_op` sowohl den Ausdruck `-(3 * 14)` als auch einfach nur `(3 * 14)`[7] erkennen können, aber nicht `3 * 14` ohne Klammern, da dieser Ausdruck eine **geringe Präzedenz** hat. Des Weiteren muss bei Produktionen für Ausdrücke mit **Operatoren** unterschieden werden, ob die Operatoren **linksassoziativ** oder **rechtsassoziativ**, **unär**, **binär** usw. sind.

Im Folgenden werden **Produktionen** für alle **relevanten Fälle** von verschiedenen Kombinationen von **Präzedenzen** und **Assoziativitäten** erklärt. Bei z.B. der Produktion `un_exp` in 1.2.3 für die **rechtsassoziativen unären Operatoren** `-a`, `!a ~a`, `*a` und `&a` ist die **Alternative** `un_op un_exp` dafür zuständig, dass diese **unären Operatoren rechtsassoziativ** geschachtelt werden können (z.B. `!-~42`). Die Alternative `post_exp` ist dafür zuständig, dass die Produktion beim Ableiten auch **terminieren** kann und es auch möglich ist, auschließlich einen Ausdruck **höherer Präzedenz** (z.B. `42`) zu haben.

$$un\_exp \quad ::= \quad un\_op\ un\_exp \quad | \quad post\_exp$$

Grammatik 1.2.3: *Beispiel für eine unäre rechtsassoziative Produktion in EBNF*

Bei z.B. der Produktion `post_exp` in 1.2.4 für die **linksassoziativen unären Operatoren** `a()`, `a[]` und `a.b` sind die Alternativen `post_exp"["logic_or"]"` und `post_exp"."name` dafür zuständig, dass diese unären Operatoren **linksassoziativ** geschachtelt werden können (z.B. `ar[3][1].car[4]`). Die Alternative `name"("fun_args")"` ist für einen **einzelnen Funktionsaufruf** zuständig. Die Alternative `prim_exp` ist dafür zuständig, dass die Produktion nicht nur bei `name"("fun_args")"` **terminieren** kann und es auch möglich ist, auschließlich einen Ausdruck der **höchsten Präzedenz** (z.B. `42`) zu haben.

$$post\_exp \quad ::= \quad post\_exp\text{"["}logic\_or\text{"]"} \quad | \quad post\_exp\text{"."}name \quad | \quad name\text{"("}fun\_args\text{")"} \quad | \quad prim\_exp$$

Grammatik 1.2.4: *Beispiel für eine unäre linksassoziative Produktion in EBNF*

[7] **Geklammerte Ausdrücke** werden nämlich von `prim_exp` erkannt, welches eine höhere **Präzedenzstufe** hat.

Bei z.B. der Produktion `prec2_exp` in 1.2.5 für die **binären linksassoziativen Operatoren** `a+b` und `a-b` ist die **Alternative** `arith_prec2 prec2_op arith_prec1` dafür zuständig, dass **mehrere** Operationen der Präzedenzstufe 4 in Folge erkannt werden können[8] (z.B. `3 + 1 - 4`, wobei `-` und `+` beide Präzedenzstufe 4 haben). Die Alternative `arith_prec1` auf der **rechten Seite** ermöglicht es, dass zwischen den Operationen der Präzedenzstufe 4 auch Operationen der Präzedenzstufe 3 auftauchen können (z.B. `3 + 1 / 4 - 1`, wobei `-` und `+` beide Präzedenzstufe 4 haben und `/` Präzedenzstufe 3). Mit der Alternative `arith_prec1` ist es möglich, dass ausschließlich ein Ausdruck **höherer Präzedenz** erkannt wird (z.B. `1 / 4`).

$$arith\_prec2 \quad ::= \quad arith\_prec2 \;\; prec2\_op \;\; arith\_prec1 \quad | \quad arith\_prec1$$

Grammatik 1.2.5: *Beispiel für eine binäre linksassoziative Produktion in EBNF*

Anmerkung

Manche **Parser**[a] haben allerdings ein Problem mit **Linksrekursion** (Definition **??**), wie sie z.B. in der Produktion 1.2.5 vorliegt. Dieses Problem lässt sich allerdings einfach lösen, indem man die Produktion 1.2.5 zur Produktion 1.2.6 umschreibt.

$$arith\_prec2 \quad ::= \quad arith\_prec1 \;\; (prec2\_op \;\; arith\_prec1)*$$

Grammatik 1.2.6: *Beispiel für eine binäre linksassoziative Produktion ohne Linksrekursion in EBNF*

Die von der Grammatik 1.2.6 erkannten Ausdrücke sind dieselben, wie für die Grammatik 1.2.5, allerdings ist die Grammatik 1.2.6 **flach** gehalten und ruft sich **nicht** selber auf, sondern nutzt den in der EBNF (Definition 1.3) definierten `*`-Operator, um **mehrere Operationen** der Präzedenzstufe 4 in Folge erkennen zu können (z.B. `3 + 1 - 4`, wobei `-` und `+` beide Präzedenzstufe 4 haben).

Das **Nicht-Terminalsymbol** `arith_prec1` erlaubt es, dass **zwischen** der Folge von Operationen der Präzedenzstufe 4 auch Operationen der Präzedenzstufe 3 auftauchen können (z.B. `3 + 1 / 4 - 1`, wobei `-` und `+` beide Präzedenzstufe 4 haben und `/` Präzedenzstufe 3). Da der in der EBNF definierte `*`-Quantor auch bedeutet, dass das Teilpattern auf das er sich bezieht **kein einziges mal** vorkommen kann, ist es mit dem **linken Nicht-Terminalsymbol** `arith_prec1` möglich, dass ausschließlich ein Ausdruck **höherer Präzedenz** erkannt wird (z.B. `1 / 4`).

[a] Zu diesen Parsern zählt der **Earley Parser**, der im **PicoC-Compiler** verwendet wird glücklicherweise **nicht**.

Alle **Operatoren** der Sprache L_{PicoC} sind also entweder **binär** und **linksassoziativ** (z.B. `a*b`, `a-b`, `a>=b` oder `a&&b`), **unär** und **rechtsassoziativ** (z.B. `&a` oder `!a`) oder **unär** und **linksassoziativ** (z.B. `a[]` oder `a()`). Mithilfe dieser Paradigmen lässt sich die **Konkrete Grammatik** 1.2.7 definieren.

[8] Bezogen auf Tabelle 1.1.

*prec*1_*op*	::=	"∗" | "/" | "%"	*L_Misc*
*prec*2_*op*	::=	"+" | "−"	
shift_op	::=	"<<" | ">>"	
rel_op	::=	"<" | "<=" | ">" | ">="	
eq_op	::=	"==" | "!="	
fun_args	::=	[*logic_or*("," *logic_or*)∗]	
prim_exp	::=	*name* | *NUM* | *CHAR* | "("*logic_or*")"	*L_Arith_Bit*
post_exp	::=	*post_exp*"["*logic_or*"]" | *post_exp*"."*name* | *name*"("*fun_args*")"	+ *L_Array*
	|	*prim_exp*	+ *L_Pntr*
un_exp	::=	*un_op un_exp* | *post_exp*	+ *L_Struct*
*arith_prec*1	::=	*arith_prec*1 *prec*1_*op un_exp* | *un_exp*	+ *L_Fun*
*arith_prec*2	::=	*arith_prec*2 *prec*2_*op arith_prec*1 | *arith_prec*1	
arith_shift	::=	*arith_shift shift_op arith_prec*2 | *arith_prec*2	
arith_and	::=	*arith_and* "&" *arith_shift* | *arith_shift*	
arith_xor	::=	*arith_xor* "∧" *arith_and* | *arith_and*	
arith_or	::=	*arith_or* "|" *arith_xor* | *arith_xor*	
rel_exp	::=	*rel_exp rel_op arith_or* | *arith_or*	*L_Logic*
eq_exp	::=	*eq_exp eq_op rel_exp* | *rel_exp*	
logic_and	::=	*logic_and* "&&" *eq_exp* | *eq_exp*	
logic_or	::=	*logic_or* "||" *logic_and* | *logic_and*	
assign_stmt	::=	*un_exp* "=" *logic_or*";"	*L_Assign*

Grammatik 1.2.7: *Durchdachte Konkrete Grammatik der Sprache L_{PicoC} in EBNF, die Operatorpräzidenz beachtet*

1.2.2 Konkrete Grammatik für die Syntaktische Analyse

Die gesamte Konkrete Grammatik 1.2.8 ergibt sich wenn man die Konkrete Grammatik 1.2.7 um die **restliche Syntax** der Sprache L_{PicoC} erweitert, die sich nach einem **ähnlichen Prinzip** wie in Unterkapitel 1.2.1 erläutert ergibt.

Später in der Entwicklung des **PicoC-Compilers** wurde die **Konkrete Grammatik** an die **aktuellste kostenlos auffindbare Version** der echten Konkreten Grammatik der Sprache L_C, zusammengesetzt aus einer Grammatik für die **Syntaktische Analyse** *ANSI C grammar (Yacc)* und **Lexikalische Analyse** *ANSI C grammar (Lex)* angepasst[9]. Auf diese Weise konnte sicherer gewährleistet werden kann, dass der **PicoC-Compiler** sich genauso verhält, wie geläufige Compiler der Programmiersprache L_C[10].

In der Konkreten Grammatik 1.2.8 für die **Syntaktische Analyse** werden einige der **Nicht-Terminalsymbole** bzw. **Tokentypen** aus der Konkreten Grammatik 1.1.1 für die **Lexikalischen Analyse** verwendet, wie z.B. `NUM`. Es werde aber auch Produktionen, wie `name` verwendet, die mehrere **Tokentypen** unter einem Überbegriff zusammenfassen.

Terminalsymbole, wie `;` oder `&&` gehören eigentlich zur **Lexikalischen Analyse**, jedoch erlaubt das **Lark Parsing Toolkit**, um die Konkrete Grammatik leichter lesbar zu machen einige **Terminalsymbole** einfach direkt in die Konkrete Grammatik 1.2.8 für die **Syntaktische Analyse** zu schreiben. Der **Tokentyp** für diese Terminalsymbole wird in diesem Fall vom **Lark Parsing Toolkit** bestimmt, welches einige sehr häufig verwendete **Terminalsymbole**, wie z.B. `;` oder `&&` bereits einen eigenen **Tokentyp** zugewiesen hat.

[9] An der für die Programmiersprache L_{PicoC} relevanten **Syntax** hat sich allerdings über die Jahre nichts wichtiges verändert, wie die Konkreten Grammatiken für die **Syntaktische Analyse** *ANSI C grammar (Yacc) old* und **Lexikalische Analyse** *ANSI C grammar (Lex) old* aus dem Jahre 1985 zeigen.

[10] Wobei z.B. die Compiler **GCC** (*GCC, the GNU Compiler Collection - GNU Project*) und **Clang** (*clang: C++ Compiler*) zu nennen wären.

Diese **Terminalsymbole** werden aber weiterhin vom **Basic Lexer** als Teil der **Lexikalischen Analyse** generiert.

prim_exp	::=	*name* | *NUM* | *CHAR* | "("*logic_or*")"	*L_Arith_Bit + L_Array*
post_exp	::=	*array_subscr* | *struct_attr* | *fun_call*	*+ L_Pntr + L_Struct*
	|	*input_exp* | *print_exp* | *prim_exp*	*+ L_Fun*
un_exp	::=	*un_op un_exp* | *post_exp*	
input_exp	::=	"*input*""("")"	*L_Arith_Bit*
print_exp	::=	"*print*""("*logic_or*")"	
*arith_prec*1	::=	*arith_prec*1 *prec*1*_op un_exp* | *un_exp*	
*arith_prec*2	::=	*arith_prec*2 *prec*2*_op arith_prec*1 | *arith_prec*1	
arith_shift	::=	*arith_shift shift_op arith_prec*2 | *arith_prec*2	
arith_and	::=	*arith_and* "&" *arith_shift* | *arith_shift*	
arith_xor	::=	*arith_xor* "∧" *arith_and* | *arith_and*	
arith_or	::=	*arith_or* "|" *arith_xor* | *arith_xor*	
rel_exp	::=	*rel_exp rel_op arith_or* | *arith_or*	*L_Logic*
eq_exp	::=	*eq_exp eq_op rel_exp* | *rel_exp*	
logic_and	::=	*logic_and* "&&" *eq_exp* | *eq_exp*	
logic_or	::=	*logic_or* "||" *logic_and* | *logic_and*	
type_spec	::=	*prim_dt* | *struct_spec*	*L_Assign_Alloc*
alloc	::=	*type_spec pntr_decl*	
assign_stmt	::=	*un_exp* "=" *logic_or*";"	
initializer	::=	*logic_or* | *array_init* | *struct_init*	
init_stmt	::=	*alloc* "=" *initializer*";"	
const_init_stmt	::=	"*const*" *type_spec name* "=" *NUM*";"	
pntr_deg	::=	"*"*	*L_Pntr*
pntr_decl	::=	*pntr_deg array_decl* | *array_decl*	
array_dims	::=	("["*NUM*"]")*	*L_Array*
array_decl	::=	*name array_dims* | "("*pntr_decl*")"*array_dims*	
array_init	::=	"{"*initializer*("," *initializer*) * "}"	
array_subscr	::=	*post_exp*"["*logic_or*"]"	
struct_spec	::=	"*struct*" *name*	*L_Struct*
struct_params	::=	(*alloc*";")+	
struct_decl	::=	"*struct*" *name* "{"*struct_params*"}"	
struct_init	::=	"{""."*name*"="*initializer* ("," "."name"="initializer)*"}"	
struct_attr	::=	*post_exp*"."*name*	
if_stmt	::=	"*if*""("*logic_or*")" *exec_part*	*L_If_Else*
if_else_stmt	::=	"*if*""("*logic_or*")" *exec_part* "*else*" *exec_part*	
while_stmt	::=	"*while*""("*logic_or*")" *exec_part*	*L_Loop*
do_while_stmt	::=	"*do*" *exec_part* "*while*""("*logic_or*")""";"	

Grammatik 1.2.8: *Konkrete Grammatik der Sprache L_{PicoC} für die Syntaktische Analyse in EBNF, Teil 1*

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

Grammatik 1.2.9: *Konkrete Grammatik der Sprache L_{PicoC} für die Syntaktische Analyse in EBNF, Teil 2*

Anmerkung

In der Konkreten Grammatik 1.2.8 sind alle **Grammatiksymbole** ausgegraut, die das **Bachelorprojekt** betreffen. Alle `nicht ausgegrauten` **Grammatiksymbole** wurden für die Implementierung der **neuen Funktionalitäten**, welche die **Bachelorarbeit** betreffen hinzugefügt.

1.2.3 Ableitungsbaum Generierung

Die in Unterkapitel 1.2.2 definierte Konkrete Grammatik 1.2.8 lässt sich mithilfe des **Earley Parsers** (Definition 1.6) von Lark dazu verwenden Code, der in der Sprache L_{PicoC} geschrieben ist zu **parsen**, um einen **Ableitungsbaum** daraus zu generieren.

Definition 1.6: Earley Parser

*Ist ein Algorithmus für das **Parsen** von **Wörtern** einer **Kontextfreien Sprache**. Der **Earley Parser** ist ein **Chart Parser** ist, welcher einen mittels **Dynamischer Programmierung** und **Top-Down Ansatz** arbeitenden **Earley Erkenner** (Defintion ?? im ??) nutzt, um einen **Ableitungsbaum** zu konstruieren.*

*Zur **Konstruktion des Ableitungsbaumes** muss dafür gesorgt werden, dass der **Earley Erkenner** bei der **Vervollständigungsoperation** Zeiger auf den **vorherigen Zustand** hinzugefügt, um durch **Rückwärtsverfolgen** dieser **Zeiger** die genommenen **Ableitungen** wieder **nachvollziehen** zu können und so einen **Ableitungsbaum** konstruieren zu können.*[a]

[a] Earley, „An efiicient context-free parsing“.

1.2.3.1 Codebeispiel

Der **Ableitungsbaum**, der mithilfe des **Earley Parsers** und der **Tokens** der **Lexikalischen Analyse** aus dem Beispiel in Code 1.1 generiert wurde, ist in Code 1.3 zu sehen. Im Code 1.3 wurden einige Zeilen **markiert**, die später in Unterkapitel 1.2.4.1 zum Vergleich wichtig sind.

```
1  file
2    ./verbose_dt_simple_ast_gen_array_decl_and_alloc.dt
3    decls_defs
4      decl_def
5        struct_decl
6          name        st
7          struct_params
8            alloc
9              type_spec
10               prim_dt        int
11             pntr_decl
12               pntr_deg        *
13               array_decl
14                 pntr_decl
15                   pntr_deg        *
16                   array_decl
17                     name        attr
18                     array_dims
19                 array_dims
20                   4
21                   5
22     decl_def
23       fun_def
24         type_spec
25           prim_dt        void
26         pntr_deg
27         name        main
28         fun_params
29         decl_exec_stmts
30           decl_part
31             decl_exp_stmt
32               alloc
33                 type_spec
34                   struct_spec
35                     name        st
36                 pntr_decl
37                   pntr_deg        *
38                   array_decl
39                     pntr_decl
40                       pntr_deg        *
41                       array_decl
42                         name        var
43                         array_dims
44                           3
45                           2
46                     array_dims
```

Code 1.3: *Ableitungsbaum nach Ableitungsbaum Generierung.*

1.2.3.2 Ausgabe des Ableitunsgbaumes

Die Ausgabe des **Ableitungsbaumes** wird komplett vom **Lark Parsing Toolkit** übernommen. Für die **Inneren Knoten** werden die **Nicht-Terminalsymbole**, welche in der Konkreten Grammatik 1.2.8 den **linken Seiten** des `::=`-Symbols[11] entsprechen hergenommen und die **Blätter** sind **Terminalsymbole**, genauso, wie es in der Definition **??** eines **Ableitungsbaumes** auch schon definiert ist. Die **Konkrete Grammatik** 1.2.8 des **PicoC-Compilers** erlaubt es auch, dass in einem **Blatt** garnichts ε steht, weil es z.B. **Produktionen**, wie `array_dims ::= ("["NUM"]")*` gibt, in denen auch das **leere Wort** ε abgeleitet werden kann.

1.2.4 Ableitungsbaum Vereinfachung

Der **Ableitungsbaum** in Code 1.3, dessen Generierung in Unterkapitel 1.2.3.1 besprochen wurde ist noch untauglich, damit aus ihm mittels eines **Tramsformers** ein **Abstrakter Syntaxbaum** generiert werden kann. Das Problem ist, dass um den **Datentyp** einer Variable in der Programmiersprache L_C und somit auch der Programmiersprache L_{PicoC} korrekt bestimmen zu können die **Spiralregel** *Clockwise/Spiral Rule* in der Implementeirung des **PicoC-Compilers** umgesetzt werden muss. Dies ist allerdings nicht alleinig möglich, indem man die entsprechenden **Produktionen** in der Konkreten Grammatik 1.2.8 auf eine spezielle Weise passend spezifiziert. Der **PicoC-Compiler** soll in der Lage sein den Ausdruck `int (*ar[3])[2]` als **„Feld der Mächtigkeit** 3 **von Zeigern auf Felder der Mächtigkeit** 2 **von Integern“** erkennen zu können.

Was man erhalten will, ist ein **entarteter Baum** (Definition 1.7) von **PicoC-Knoten**, an dem man den **Datentyp** direkt ablesen kann, indem man sich einfach über den **entarteten Baum** bewegt, wie z.B. `PntrDecl(Num('1'), ArrayDecl([Num('3'), Num('2')], PntrDecl(Num('1'), StructSpec(Name('st')))))` für den Ausdruck `struct st *(*var[3][2])`.

Definition 1.7: Entarteter Baum

*Baum bei dem jeder Knoten **maximal** eine ausgehende Kante hat, also maximal **Außengrad**[a] 1.*

Oder alternativ: *Baum beim dem jeder Knoten des Baumes **maximal** eine eingehende Kante hat, also maximal **Innengrad**[b] 1.*

*Der Baum entspricht also einer **verketteten Liste**.*[c]

[a] Der **Außengrad** ist die Anzahl **ausgehender Kanten**.
[b] Der **Innengrad** ist die Anzahl **eingehener Kanten**.
[c] *Bäume*.

Es sind hierbei mehrere Probleme zu lösen. Hat man den Ausdruck `struct st *(*var[3][2])`, wird dieser zu einem **Ableitungsbaum**, wie er in Abbildung 1.2 zu sehen ist.

[11] *Grammar: The language of languages (BNF, EBNF, ABNF and more)*.

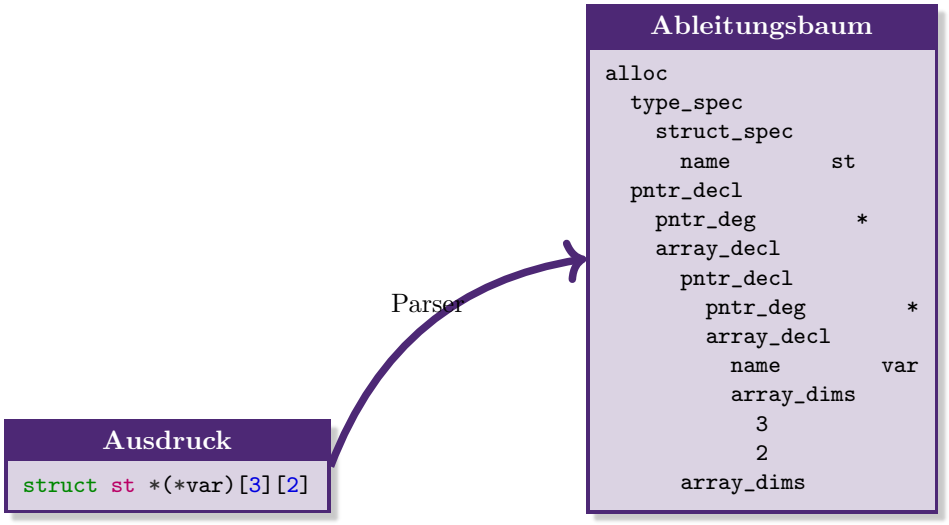


Abbildung 1.2: *Ableitungsbaum nach Parsen eines Ausdrucks.*

Dieser **Ableitungsbaum** für den Ausdruck `struct st *(*var[3][2])` hat allerdings einen Aufbau welcher durch die **Syntax** der **Zeigerdeklaratoren** `pntr_decl(num, datatype)` und **Felddeklaratoren** `array_decl(datatype, nums)` bestimmt ist, die **spiralähnlich** ist. Man würde allerdings gerne einen **entarteten Baum** erhalten, bei dem der Datentyp z.B. immer im **zweiten Attribut** weitergeht, anstatt abwechselnd im **zweiten** und **ersten**, wie beim **Zeigerdeklarator** `pntr_decl(num, datatype)` und **Felddeklarator** `array_decl(datatype, nums)`. Daher wird bei allen **Felddeclaratoren** `array_decl(datatype, nums)` immer das **erste Attribut** `datatype` mit dem **zweiten Attribut** `nums` getauscht.

Des Weiteren befindet sich in der **Mitte** der **Spirale**, die der **Ableitungsbaum** bildet der **Name der Variable** `name(var)` und nicht der **innerste Datentyp** `struct st`. Das liegt daran, dass der **Ableitungsbaum** einfach nur die **kompilerinterne Darstellung**, die durch das Parsen eines **Ausdrucks** in **Konkreter Syntax** (z.B. `struct st *(*var[3][2])`) **generiert** wird darstellt. Der **Name der Variable** `name(var)` wird daher mit dem **innersten Datentyp** `struct st` getauscht.

In Abbildung 1.3 ist zu sehen, wie der **Ableitungsbaum** aus Abbildung 1.2 mithilfe eines **Visitors** (Definition **??**) **vereinfacht** wird, sodass er die gerade erläuterten Ansprüche erfüllt.

Die Implementierung des **Visitors** aus dem **Lark Parsing Toolkit** ist unter Link[12] zu finden ist. Diese Implementierung ist allerdings **zu spezifisch** auf Lark zugeschnitten, um sie an dieser Stelle allgemein erklären zu können. Der **Visitor** verhält sich allerdings grundlegend so, wie es in Definition **??** erklärt wurde.

[12] https://github.com/lark-parser/lark/blob/d03f32be7f418dc21cfa45acc458e67fe0580f60/lark/visitors.py.

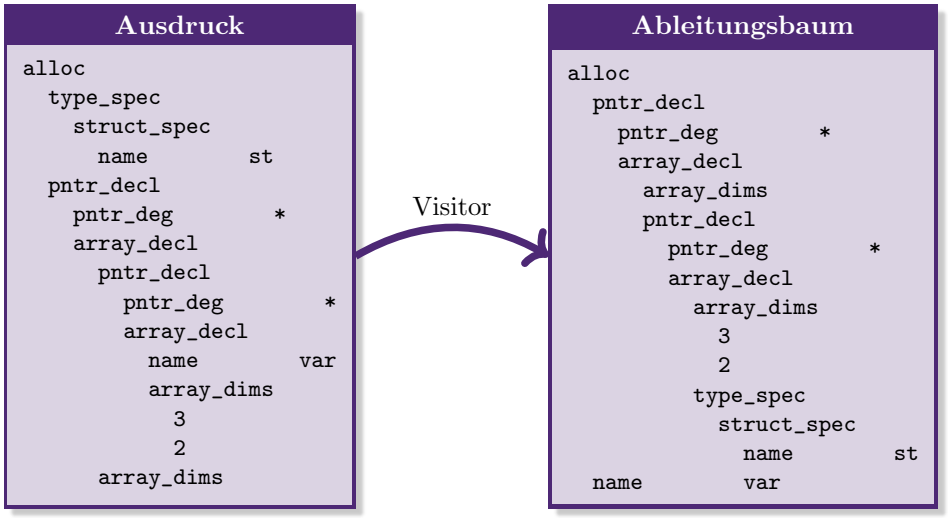


Abbildung 1.3: *Ableitungsbaum nach Vereinfachung.*

1.2.4.1 Codebeispiel

In Code 1.4 ist der **Ableitungsbaum** aus Code 1.3 nach der **Vereinfachung** mithilfe eines **Visitors** zu sehen.

```
1  file
2    ./verbose_dt_simple_ast_gen_array_decl_and_alloc.dt_simple
3    decls_defs
4      decl_def
5        struct_decl
6          name        st
7          struct_params
8            alloc
9              pntr_decl
10               pntr_deg        *
11               array_decl
12                 array_dims
13                   4
14                   5
15                 pntr_decl
16                   pntr_deg        *
17                   array_decl
18                     array_dims
19                     type_spec
20                       prim_dt        int
21             name        attr
22     decl_def
23       fun_def
24         type_spec
25           prim_dt        void
26         pntr_deg
27         name        main
28         fun_params
29         decl_exec_stmts
```

```
30          decl_part
31            decl_exp_stmt
32              alloc
33                pntr_decl
34                  pntr_deg        *
35                  array_decl
36                    array_dims
37                    pntr_decl
38                      pntr_deg        *
39                      array_decl
40                        array_dims
41                          3
42                          2
43                        type_spec
44                          struct_spec
45                            name        st
46                name        var
```

Code 1.4: *Ableitungsbaum nach Ableitungsbaum Vereinfachung.*

1.2.5 Generierung des Abstrakten Syntaxbaumes

Nachdem der **Ableitungsbaum** in Unterkapitel 1.2.4 vereinfacht wurde, ist der **vereinfachte Ableitungsbaum** in Code 1.4 nun dazu geeignet, um mit einem **Transformer** (Definition **??**) einen **Abstrakten Syntaxbaum** aus ihm zu generieren. Würde man den **vereinfachten Ableitungsbaum** des Ausdrucks `struct st *(*var[3][2])` auf die übliche Weise in einen entsprechenden **Abstrakten Syntaxbaum** umwandeln, so würde dabei ein **Abstrakter Syntaxbaum** wie in Abbildung 1.4 rauskommen.

Die Implementierung des **Transformers** aus dem **Lark Parsing Toolkit** ist unter Link[13] zu finden ist. Diese Implementierung ist allerdings **zu spezifisch** auf Lark zugeschnitten, um sie an dieser Stelle allgemein erklären zu können. Der **Transformer** verhält sich allerdings grundlegend so, wie es in Definition **??** erklärt wurde.

Den Teilbaum, der **rechts** in Abbildung 1.4 den Datentyp darstellt, würde man von **oben-nach-unten**[14] als **„Zeiger auf einen Zeiger auf ein Feld der Mächtigkeit 3 von Feldern der Mächtigkeit 2 von Verbunden des Typs `st`“** lesen. Man würde es also bis auf die **Dimensionen der Felder**, bei denen es freisteht, wie man sie liest genau **anders herum** lesen, als man den Ausdruck `struct st *(*var[3][2])` mit der **Spiralregel** lesen würde. Bei der **Spiralregel** fängt man beim Ausdruck `struct st *(*var[3][2])` bei der Variable `var` an und arbeitet sich dann auf **„Spiralbahnen“**, von **innen-nach-außen** durch den Ausdruck, um herauszufinden, dass dieser Datentyp ein **„Feld der Mächtigkeit 3 von Feldern der Mächtigkeit 2 von Zeigern auf einen Zeiger auf einen Verbund vom Typ `st`“** ist.

[13] https://github.com/lark-parser/lark/blob/d03f32be7f418dc21cfa45acc458e67fe0580f60/lark/visitors.py.
[14] In der **Informatik** wachsen Bäume von **oben-nach-unten**, von der **Wurzel** zur den **Blättern**, bzw. in diesem Beispiel von **links-nach-rechts**.

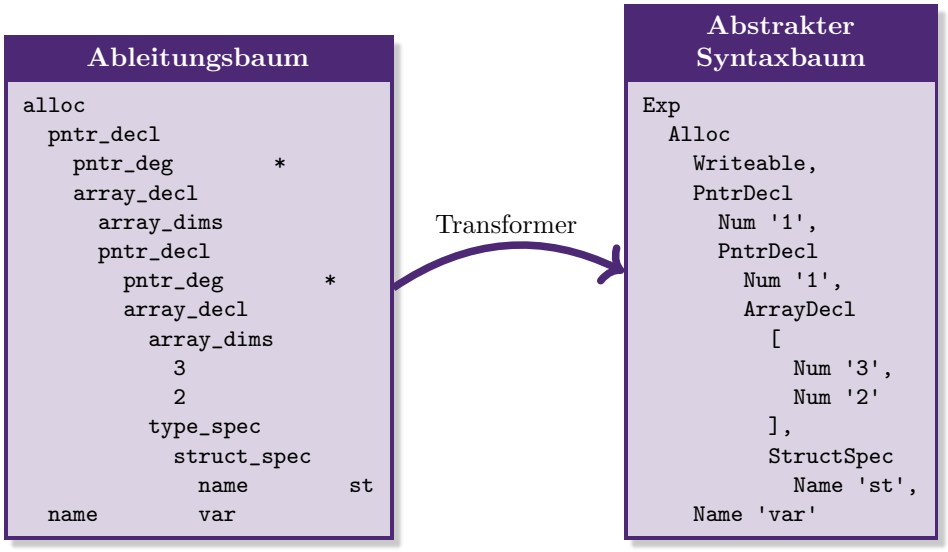


Abbildung 1.4: *Generierung eines Abstrakten Syntaxbaumes ohne Umdrehen.*

Der **Abstrakte Syntaxbaum** rechts in Abbildung 1.4 ist für die Weiterverarbeitung also ungeeignet, denn für die **Adressberechnung** bei einer Aneinandereihung von Zugriffen auf **Zeigerelemente**, **Feldelemente** oder **Verbundsattribute**[15] will man den Datentyp in **umgekehrter Reihenfolge**. Aus diesem Grund muss der **Transformer** bei der Konstruktion des **Abstrakten Syntaxbaumes** zusätzlich dafür sorgen, dass jeder **Teilbaum**, der für einen **vollständigen Datentyp** steht **umgedreht** wird. Auf diese Weise kommt ein **Abstrakter Syntaxbaum** mit **richtig rum gedrehtem Datentyp**, wie **rechts** in Abbildung 1.5 zustande, der für die Weiterverarbeitung geeignet ist.

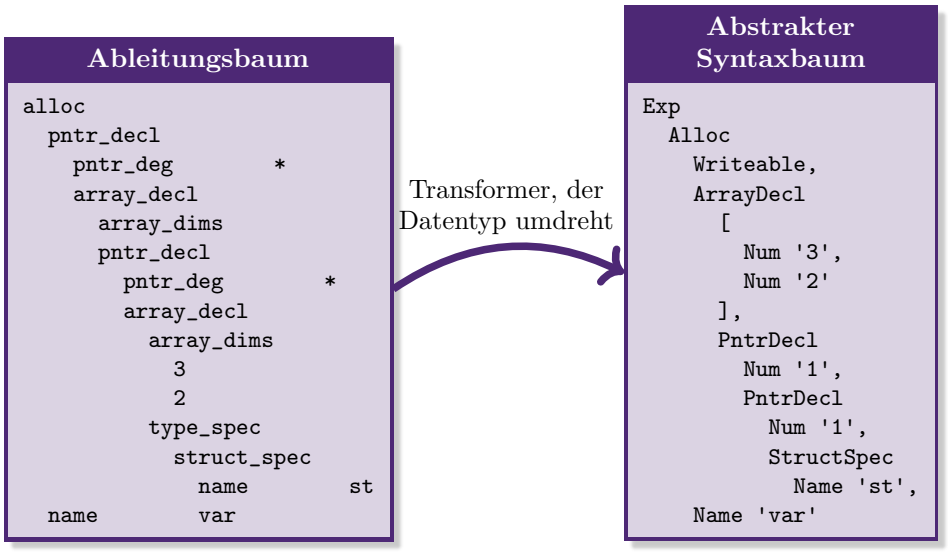


Abbildung 1.5: *Generierung eines Abstrakten Syntaxbaumes mit Umdrehen.*

Die Weiterverarbeitung des **Abstrakten Syntaxbaumes** geschieht mithilfe von **Passes**, welche im Unterkapitel 1.3 genauer beschrieben werden. Da die Knoten des **Abstrakten Syntaxbaumes** anders als beim

[15] Welche in Unterkapitel 1.3.5.2 genauer erläutert wird

Ableitungsbaum nicht die gleichen Bezeichnungen haben, wie **Nicht-Terminalsymbole** der Konkreten Grammatik, ist es in den folgenden Unterkapiteln 1.2.5.1, 1.2.5.2 und 1.2.5.3 notwendig die **Bedeutung** der einzelnen **PicoC-Knoten**, **RETI-Knoten** und bestimmter **Kompositionen** dieser Knoten zu **dokumentieren**. Diese Knoten kommen später im Unterkapitel 1.3 in den unterschiedlichen von den **Passes** umgeformten **Abstrakten Syntaxbäumen** vor.

Des Weiteren gibt die Abstrakte Grammatik 1.2.10 in Unterkapitel 1.2.5.4 Aufschluss darüber welche **Kompositionen von PicoC-Knoten** neben den bereits in Tabelle 1.8 definierten Kompositionen mit Bedeutung insgesamt überhaupt **möglich** sind.

1.2.5.1 PicoC-Knoten

Bei den **PicoC-Knoten** handelt es sich um Knoten, die wenn man die Programmiersprache L_{PicoC} auf das herunterbricht, was wirklich entscheidend ist ein **abstraktes Konstrukt** darstellen, welches z.B. ein **Container** für andere Knoten sein kann oder einen der ursprünglichen **Token darstellt**. Diese **Abstrakten Konstrukte** sollen allerdings immer noch etwas aus der Programmiersprache L_{PicoC} darstellen.

Für die **PicoC-Knoten** wurden möglichst **kurze** und **leicht** verständliche Bezeichner gewählt, da auf diese Weise bei der Implementierung der einzelnen Passes möglichst **viel Code in eine Zeile** passt und dieser Code auch durch leicht verständliche Bezeichner von Knoten **intuitiv verständlich** sein sollte[16]. Alle **PicoC-Knoten**, die in den von den verschiedenen Passes generierten **Abstrakten Syntaxbäumen** vorkommen sind in Tabelle 1.3 mit einem **Beschreibungstext** dokumentiert.

[16] Z.B. steht der **PicoC-Knoten** `Name(str)` für einen **Bezeichner**. Anstatt diesen Knoten in englisch `Identifier(str)` zu nennen, wurde dieser als `Name(str)` gewählt, da `Name(str)` **kürzer** ist und **inuitiver verständlich**.

PiocC-Knoten	Beschreibung
`Name(str)`	Repräsentiert einen **Bezeichner** (z.B. `my_fun, my_var usw.`). Das Attribut `str` ist eine Zeichenkette, welche beliebige **Groß-** und **Kleinbuchstaben** (`a - z, A - Z`), **Zahlen** (`0 - 9`) und den **Unterstrich** (`_`) enthalten kann. An **erster Stelle** darf allerdings **keine Zahl** stehen.
`Num(str)`	Eine **Zahl** (z.B. `42, -3` usw.). Hierbei ist das Attribut `str` eine Zeichenkette, welche **beliebige Ziffern** (`0 - 9`) enthalten kann. Es darf nur **nicht** eine `0` am Anfang stehen und danach **weitere Ziffern** folgen. Der **Wert**, welcher durch die Zeichenkette dargestellt wird, darf **nicht größer** als $2^{32} - 1$ sein.
`Char(str)`	Ein **Zeichen** (`'c', '*'` usw.). Das Attribut `str` ist ein Zeichnen der **ASCII-Zeichenkodierung**.
`Minus(), Not(), DerefOp(), RefOp(), LogicNot()`	Die **unären Operatoren** `un_op`: `-a, ~a, *a, &a !a`.
`Add(), Sub(), Mul(), Div(), Mod(), LShift(), RShift(), Xor(), And(), Or(), LogicAnd(), LogicOr()`	Die **binären Operatoren** `bin_op`: `a + b, a - b, a * b, a / b, a % b, a << b, a >> b, a ^ b, a & b, a | b, a && b, a || b`.
`Eq(), NEq(), Lt(), LtE(), Gt(), GtE()`	Die **Relationen** `rel`: `a == b, a != b, a < b, a <= b, a > b, a >= b`.
`Const(), Writeable()`	Die **Type Qualifier** `type_qual`: `const`, was für ein **nicht beschreibbare Konstante** steht und das **nicht** Angeben von `const`, was für einen **beschreibbare** Variable steht.
`IntType(), CharType(), VoidType()`	Die **Type Specifier** für **Basisdatentypen**: `int`, `char`, `void`. Um eine **intuitive Bezeichnung** zu haben werden sie in der **Abstrakten Grammatik** einfach nur als **Datentypen** `datatype` eingeordnet werden.
`Placeholder()`	**Platzhalter** für einen Knoten, der diesen später **ersetzt**.
`BinOp(exp, bin_op, exp)`	Container für eine **binäre Operation**: `<exp1> <bin_op> <exp2>`.
`UnOp(un_op, exp)`	Container für eine **unäre Operation**: `<un_op> <exp>`.
`Atom(exp, rel, exp)`	Container für eine **binäre Relation**: `<exp1> <rel> <exp2>`
`ToBool(exp)`	Container für einen **Arithmetischen oder Bitweise Ausdruck**, wie z.B. `1 + 3` oder einfach nur `3`. Aufgrund des **Kontext** in dem sich dieser Ausdruck befindet, wird bei einem Ergebnis $x > 0$ auf 1 abgebildet und bei $x = 0$ auf 0.
`Alloc(type_qual, datatype, name, local_var_or_param)`	Container für eine **Allokation** `<type_qual> <datatype> <name>` mit den Attributen `type_qual`, `datatype` und `name`, die alle Informationen für einen Eintrag in der **Symboltabelle** enthalten. Zudem besitzt er ein versteckte Attribut `local_var_or_param`, dass die Information trägt, ob es sich bei der **Variable** um eine **Lokale Variable** oder einen **Parameter** handelt.
`Assign(exp1, exp2)`	Container für eine **Zuweisung** `exp1 = exp2`, wobei `exp1` z.B. ein `Subscr(exp1, exp2)`, `Deref(exp1, exp2)`, `Attr(exp, name)` oder `Name('var')` sein kann und `exp2` ein beliebiger **Logischer Ausdruck** sein kann.

Tabelle 1.3: *PicoC-Knoten Teil 1.*

PiocC-Knoten	Beschreibung
`Exp(exp, datatype, error_data)`	Container für einen **beliebigen Ausdruck**, dessen Ergebnis auf den **Stack** geschrieben werden soll. Zudem besitzt er 2 versteckte Attribute, wobei `datatype` einen **Datentyp** transportiert, der für den **RETI Blocks Pass** wichtig ist und `error_data` für **Fehlermeldungen** wichtig ist.
`Stack(num)`	Holt sich z.B. für eine Berechnung einen zuvor auf den **Stack** geschriebenen Wert vom **Stack**, der `num` Speicherzellen relativ zum `SP`-Register steht.
`Stackframe(num)`	Holt sich den **Wert** einer **Variable**, eines **Verbundsattributs**, eines **Feldelements** etc., der `num` + 2 Speicherzellen relativ zum `BAF`-Register steht.
`Global(num)`	Holt sich den **Wert** einer **Variable**, eines **Verbundsattributs**, eines **Feldelements** etc., der `num` Speicherzellen relativ zum `DS`-Register steht.
`StackMalloc(num)`	Steht für das **Allokieren** von `num` Speicherzellen auf dem **Stack**.
`PntrDecl(num, datatype)`	Container, der für den **Zeigerdatentyp** steht: `<prim_dt> *<var>`. Hierbei gibt das **Attribut** `num` die **Anzahl zusammengefasster Zeiger** an und `datatype` ist der **Datentyp**, auf den der letzte dieser **Zeiger** zeigt.
`Ref(exp, datatype, error_data)`	Steht für die Anwendung des **Referenz-Operators** `&<var>`, der die **Adresse** einer **Location** (Definition **??**) auf den Stack schreiben soll, die über `exp` bestimmt ist. Zudem besitzt er 2 versteckte Attribute, wobei `datatype` einen **Datentyp** transportiert, der für den **RETI Blocks Pass** wichtig ist und `error_data` für **Fehlermeldungen** wichtig ist.
`Deref(exp1, exp2)`	Container für den **Indexzugriff** auf einen **Feld-** oder **Zeigerdatentyp**: `<var>[<i>]`. Hierbei ist `exp1` ein angehängtes weiteres `Subscr(exp1, exp2)`, `Deref(exp1, exp2)`, `Attr(exp, name)` oder `Name('var')` und `exp2` ist der **Index** auf den zugegriffen werden soll.
`ArrayDecl(nums, datatype)`	Container, der für den **Felddatentyp** steht: `<prim_dt> <var>[<i>]`. Hierbei ist das **Attribut** `nums` eine Liste von `Num('x')`, welche die **Dimensionen** des Felds angibt und `datatype` ist ein **Unterdatentyp** (Definition 1.9).
`Array(exps, datatype)`	Container für den **Initialisierer** eines **Feldes**, z.B. `{{1, 2}, {3, 4}}`, dessen Attribut `exps` weitere Initialisierer für ein **Feld**, weitere Initialisierer für einen **Verbund** oder **Logische Ausdrücke** beinhalten kann. Des Weiteren besitzt es ein verstecktes Attribut `datatype`, welches für den **PicoC-ANF Pass** Informationen transportiert, die für **Fehlermeldungen** wichtig sind.
`Subscr(exp1, exp2)`	Container für den **Indexzugriff** auf einen **Feld-** oder **Zeigerdatentyp**: `<var>[<i>]`. Hierbei ist `exp1` ein angehängtes weiteres `Subscr(exp1, exp2)`, `Deref(exp1, exp2)`, `Attr(exp, name)` oder `Name('var')` und `exp2` ist der **Index** auf den zugegriffen werden soll.
`StructSpec(name)`	Container für die **Spezifikation** eines **Verbundstyps**: `struct <name>`. Hierbei legt das **Attribut** `name` fest, welchen selbst definierten **Verbundstyp** dieser Knoten spezifiziert.
`Attr(exp, name)`	Container für den **Zugriff** auf ein **Verbundsattribut**: `<var>.<attr>`. Hierbei kann `exp` eine angehängte weitere `Subscr(exp1, exp2)`, `Deref(exp1, exp2)` oder `Attr(exp, name)` Operation oder ein `Name('var')` sein. Das Attribut `name` ist das **Verbundsattribut** auf das zugegriffen werden soll.

Tabelle 1.4: *PicoC-Knoten Teil 2.*

PiocC-Knoten	Beschreibung
`Struct(assigns, datatype)`	Container für den **Initialisierer** eines **Verbundes**, z.B {.<attr1>={1,2},.<attr2>={3,4}}, dessen Attribut `assigns` eine Liste von `Assign(exp1, exp2)` ist, mit der Zuordnung eines **Attributezeichners** zu einem **Initialisierer** für ein **Feld** oder einen **Initialisierer** für einen **Verbund** oder einem **Logischen Ausdruck**. Des Weiteren besitzt er ein versteckte Attribut `datatype`, welches für den **PicoC-ANF Pass** Informationen transportiert, die für **Fehlermeldungen** wichtig sind.
`StructDecl(name, allocs)`	Container für die **Deklaration** eines **selbstdefinierten Verbundstyps**, z.B. `struct <var> {<datatype> <attr1>; <datatype> <attr2>;};`. Hierbei ist `name` der **Bezeichner** des **Verbundstyps** und `allocs` eine Liste von Bezeichnern der **Verbundsattribute** mit dazugehörigem **Datentyp**, wofür sich der Knoten `Alloc(type_qual, datatype, name)` sehr gut als Container eignet.
`If(exp, stmts)`	Container für eine **If-Anweisung** `if(<exp>) { <stmts> }` inklusive **Bedingung** `exp` und einem **Branch** `stmts`, indem eine **Liste von Anweisungen** steht.
`IfElse(exp, stmts1, stmts2)`	Container für eine **If-Else Anweisung** `if(<exp>) { <stmts1> } else { <stmts2> }` inklusive **Bedingung** `exp` und 2 **Branches** `stmts1` und `stmts2`, die zwei Alternativen Darstellen in denen jeweils **Listen von Anweisungen** stehen.
`While(exp, stmts)`	Container für eine **While-Anweisung** `while(<exp>) { <stmts> }` inklusive **Bedingung** `exp` und einem **Branch** `stmts`, indem eine **Liste von Anweisungen** steht.
`DoWhile(exp, stmts)`	Container für eine **Do-While-Anweisung** `do { <stmts> } while(<exp>);` inklusive **Bedingung** `exp` und einem **Branch** `stmts`, indem eine **Liste von Anweisungen** steht.
`Call(name, exps)`	Container für einen **Funktionsaufruf** `fun_name(exps)`, wobei `name` der **Bezeichner** der Funktion `fun_name` ist, die aufgerufen werden soll und `exps` eine **Liste von Argumenten** ist, die an diese Funktion übergeben werden soll.
`Return(exp)`	Container für eine **Return-Anweisung** `return <exp>`, wobei das **Attribut** `exp` einen **Logischen Ausdruck** darstellt, dessen Ergebnis von der **Return-Anweisung** zurückgegeben wird.
`FunDecl(datatype, name, allocs)`	Container für eine **Funktionsdeklaration** `<datatype> <fun_name>(<datatype> <param1>, <datatype> <param2>)`, wobei `datatype` der **Rückgabewert** der Funktion ist, `name` der **Bezeichner** der Funktion ist und `allocs` die **Parameter** der Funktion sind. Der Knoten `Alloc(type_spec, datatype, name)` dient dabei als Container für die **Parameter** in `allocs`.

Tabelle 1.5: *PicoC-Knoten Teil 3.*

PiocC-Knoten	Beschreibung
`FunDef(datatype, name, allocs, stmts_blocks)`	Container für eine **Funktionsdefinition** `<datatype> <fun_name>(<datatype> <param>) {<stmts>}`, wobei `datatype` der **Rückgabewert** der Funktion ist, `name` der **Bezeichner** der Funktion ist, `allocs` die **Parameter** der Funktion sind und `stmts_blocks` eine Liste von **Statemetns** bzw. **Blöcken** ist, welche diese Funktion beinhaltet. Der Knoten `Alloc(type_spec, datatype, name)` dient dabei als Container für die **Parameter** in `allocs`.
`NewStackframe(fun_name, goto_after_call)`	**Erstellt** einen neuen **Stackframe** und speichert den Wert des `BAF`-Registers der **aufrufenden Funktion** und die **Rücksprungadresse** nacheinander an den **Anfang** des neuen **Stackframes**. Das Attribut `fun_name` stehte dabei für den Bezeichner der Funktion, für die ein neuer **Stackframe** erstellt werden soll. Das Attribut `fun_name` dient später dazu den **Block** dieser Funktion zu finden, weil dieser für den weiteren Kompiliervorang wichtige Information in seinen versteckte Attributen gespeichert hat. Des Weiteren enthält das Attribut `goto_after_call` ein `GoTo(Name('addr@next_instr'))`, welches später durch die **Adresse** des Befehls, der direkt auf den **Sprungbefehl** folgt, ersetzt wird.
`RemoveStackframe()`	Container für das **Entfernen** des aktuellen **Stackframes**, durch das **Wiederherstellen** des im noch **aktuellen Stackframe** gespeicherten Werts des `BAF`-Registes der **aufrufenden Funktion** und das Setzen des `SP`-Registers auf den Wert des `BAF`-Registers **vor** der Wiederherstellung.
`File(name, decls_defs_blocks)`	Container der eine **Datei** repräsentiert, wobei `name` der **Dateiname** der Datei ist und `decls_defs_blocks` eine Liste von **Funktionen** bzw. **Blöcken** ist.
`Block(name, stmts_instrs, instrs_before, num_instrs, param_size, local_vars_size)`	Container für **Anweisungen**, wobei das Attribut `name` der Bezeichner des **Labels** (Definition **??**) des Blocks ist und `stmts_instrs` eine **Liste von Anweisungen** oder **Befehlen** ist. Zudem besitzt er noch 4 versteckte Attribute, wobei `instrs_before` die Zahl der **Befehle vor** diesem **Block** zählt, `num_instrs` die Zahl der **Befehle ohne Kommentare** in diesem Block zählt, `param_size` die voraussichtliche Anzahl an **Speicherzellen aufaddiert**, die für die **Parameter** der Funktion belegt werden müssen und `local_vars_size` die voraussichtliche Anzahl an **Speicherzellen aufaddiert**, die für die **lokalen Variablen** der Funktion belegt werden müssen.
`GoTo(name)`	Container für einen Sprung zu einem anderen **Block** durch Angabe des **Bezeichners** des **Labels** des Blocks, wobei das Attribut `name` der **Bezeichner** des Labels des Blocks ist, zu dem Gesprungen werden soll.
`SingleLineComment(prefix, content)`	Container für einen **Kommentar** (`//`, `/* <comment> */`), den der Compiler selbst während des **Kompiliervorgangs** erstellt, damit die **Zwischenschritte** der Kompilierung und auch der **finale RETI-Code** bei Betrachtung ausgegebener **Abstrakter Syntaxbäume** der verschiedenen Passes **leichter verständlich** sind.
`RETIComment(str)`	Container für einen **Kommentar** im Code der Form: `// # comment`, der im **RETI-Intepreter** später sichtbar ist und zur Orientierung genutzt werden kann. So ein **Kommentar** wäre allerdings in einer tatsächlichen Implementierung einer RETI-CPU **nicht umsetzbar** und eine Umsetzung wäre auch nicht sinnvoll. Der **Kommentar** ist im Attribut `str`, welches jeder Knoten besitzt gespeichert.

Tabelle 1.6: *PicoC-Knoten Teil 4.*

Anmerkung

Die ausgegrauten Attribute der PicoC-Knoten sind versteckte Attribute, die **nicht** direkt bei der Erstellung der **PicoC-Knoten** mit einem Wert **initialisiert** werden. Diese Attribute bekommen im **Verlauf der Kompilierung** beim Durchlaufen der verschiedenen Passes etwas zugewiesen, um im weiteren Kompiliervorgang **Informationen** zu transportieren. Das sind **Informationen**, die später im Kompiliervorgang **nicht** mehr so **leicht zugänglich** sind, wie zu dem Zeitpunkt, zu dem sie zugewiesen werden.

Jeder **Knoten** hat darüberhinaus auch noch 2 **Attribute** `value` und `position`. Das **Attribut** `value` entspricht bei einem **Blatt** dem **Tokenwert** des Tokens welches es ersetzt. Bei **Inneren Knoten** ist das Attribut `value` hingegen unbesetzt. Das **Attribut** `position` wird für **Fehlermeldungen** gebraucht.

1.2.5.2 RETI-Knoten

Bei den **RETI-Knoten** handelt es sich um Knoten, die irgendeinen einen **Bestandteil eines Befehls** aus der Sprache L_{RETI} darstellen. Für die **RETI-Knoten** wurden aus bereits in Unterkapitel 1.2.5.1 erläutertem Grund, genauso wie für die **RETI-Knoten** möglichst **kurze** und **leicht** verständliche Bezeichner gewählt. Alle **RETI-Knoten**, die in den von den verschiedenen Passes generierten **Abstrakten Syntaxbäumen** vorkommen sind in Tabelle 1.2.5.1 mit einem **Beschreibungstext** dokumentiert.

RETI-Knoten	Beschreibung
`Program(name, instrs)`	Container der ein Programm repräsentiert: `<name> <instrs>`. Hierbei ist `name` der **Name** des **Programms**, welches ausgeführt werden soll und `instrs` ist eine **Liste von Befehlen**.
`Instr(op, args)`	Container für einen **Befehl**: `<op> <args>`. Hierbei ist `op` eine **Operation** und `args` eine **Liste von Argumenten** für diese Operation.
`Jump(rel, im_goto)`	Container für einen **Sprungbefehl**: `JUMP<rel> <im>`. Hierbei ist `rel` eine **Relation** und `im_goto` ist ein **Immediate Value** `Im(str)` für die **Anzahl an Speicherzellen**, um die relativ zum **Sprungbefehl** gesprungen werden soll. In einigen Fällen ist `im` ein `GoTo(Name('block.xyz'))`, das später im **RETI-Patch Pass** durch einen passenden **Immediate Value** ersetzt wird.
`Int(num)`	Container für den **Aufruf einer Interrupt-Service-Routine**: `INT <im>`. Hierbei ist `num` die **Interrruptvektornummer** (IVN) für die passende Adresse in der **Interruptvektortabelle**, in der die Adresse der **Interrupt-Service-Routine** (ISR) steht, die man aufrufen will.
`Call(name, reg)`	Container für einen **Prozeduraufruf**: `CALL <name> <reg>`. Hierbei ist `name` der **Bezeichner** der Prozedur, die aufgerufen werden soll und `reg` ist ein **Register**, das als **Argument** an die Prozedur dient. Diese **Operation** ist in der Betriebssysteme Vorlesung[a] **nicht deklariert**, sondern wurde hinzugefügt, um unkompliziert ein `CALL PRINT ACC` oder `CALL INPUT ACC` im RETI-Interpreter simulieren zu können.
`Name(str)`	Bezeichner für eine **Prozedur**, z.B. `PRINT`, `INPUT` oder den **Programnamen**, z.B. `PROGRAMNAME`. Hierbei ist `str` eine **Zeichenkette** für welche das gleich gilt, wie für das `str` Attribut des **PicoC-Knoten** `Name(str)`. Dieses **Argument** ist in der Betriebssysteme Vorlesung[a] **nicht deklariert**, sondern wurde hinzugefügt, um Bezeichner, wie `PRINT`, `INPUT` oder `PROGRAMNAME` schreiben zu können.
`Reg(reg)`	Container für ein **Register**. Hierbei ist `reg` das **Register** auf welches zugegriffen werden soll.
`Im(str)`	Ein **Immediate Value** (z.B. `42`, `-3` usw.). Hierbei ist das Attribut `str` eine Zeichenkette, welche **beliebige Ziffern** (`0 - 9`) enthalten kann. Es darf nur **nicht** eine `0` am Anfang stehen und danach **weitere Ziffern** folgen. Der **Wert**, welcher durch die Zeichenkette dargestellt wird, darf **nicht kleiner** als -2^{21} oder **größer** als $2^{21} - 1$ sein.
`Add(), Sub(), Mult(), Div(), Mod(), Xor(), Or(), And()`	**Compute-Memory** oder **Compute-Register** Operationen: `ADD, SUB, MULT, DIV, OPLUS, OR, AND`.
`Addi(), Subi(), Multi(), Divi(), Modi(), Xori(), Ori(), Andi()`	**Compute-Immediate** Operationen: `ADDI, SUBI, MULTI, DIVI, MODI, OPLUSI, ORI, ANDI`.
`Load(), Loadin(), Loadi()`	**Load** Operationen: `LOAD, LOADIN, LOADI`.
`Store(), Storein(), Move()`	**Store** Operationen: `STORE, STOREIN, MOVE`.
`Lt(), LtE(), Gt(), GtE(), Eq(), NEq(), Always(), NOp()`	**Relationen** `rel`: `<, <=, >, >=, ==, !=, _NOP`.
`Rti()`	**R**eturn-**F**rom-**I**nterrupt Operation: `RTI`.
`Pc(), In1(), In2(), Acc(), Sp(), Baf(), Cs(), Ds()`	**Register** `reg`: `PC, IN1, IN2, ACC, SP, BAF, CS, DS`.

[a] Scholl, „Betriebssysteme“

Tabelle 1.7: *RETI-Knoten.*

1.2.5.3 Kompositionen von Knoten mit besonderer Bedeutung

In Tabelle 1.8 sind jegliche **Kompositionen** von **PicoC-Knoten** und **RETI-Knoten** aufgelistet, die eine **besondere Bedeutung** haben.

Komposition	Beschreibung
`Ref(Global(Num('addr')))`	Speichert **Adresse** der Speicherzelle, die `Num('addr')` Speicherzellen **relativ** zum `DS`-Register steht auf den **Stack**.
`Ref(Stackframe(Num('addr')))`	Speichert **Adresse** der Speicherzelle, die $\texttt{Num}('\texttt{addr}') + 2$ Speicherzellen **relativ** zum `BAF`-Register steht auf den **Stack**.
`Ref(Subscr(Stack(Num('addr1')), Stack(Num('addr2'))), datatype)`	Berechnet die nächste **Adresse** aus der **Adresse**, die an Speicherzelle `Stack(Num('addr1'))` steht und dem **Index**, der an Speicherzelle `Stack(Num('addr2'))` steht und speichert diese auf den **Stack**. Die Berechnung ist abhängig davon, ob der **Datentyp** im versteckten Attribut `datatype` ein `ArrayDecl(datatype)` oder `PntrDecl(datatype)` ist.
`Ref(Attr(Stack(Num('addr1')), Name('attr')), datatype)`	Berechnet die nächste **Adresse** aus der **Adresse**, die an Speicherzelle `Stack(Num('addr1'))` steht und dem **Attributnamen** `Name('attr')` und speichert diese auf den **Stack**. Zur Berechnung ist der Name `Name('st')` des **Verbundstyps** in `StructSpec(Name('st'))` notwendig mit dem diese Berechnung durchgeführt wird. Dieser **Verbundstyp** ist im versteckten Attribut `datatype` zu finden. Dabei muss dieser **Datentyp** im versteckten Attribut `datatype` ein `StructSpec(name)` sein, da diese Berechnung nur bei einem **Verbund** durchgeführt werden kann.
`Assign(Stack(Num('size'))), Global(Num('addr')))`	Schreibt `Num('size')` viele **Speicherzellen**, die `Num('addr')` viele Speicherzellen **relativ** zum `DS`-Register stehen, versetzt genauso auf den **Stack**.
`Assign(Stack(Num('size')), Stackframe(Num('addr')))`	Schreibt `Num('size')` viele **Speicherzellen**, die $\texttt{Num}('\texttt{addr}') + 2$ viele Speicherzellen **relativ** zum `BAF`-Register stehen, versetzt genauso auf den **Stack**.
`Assign(Stack(Num('addr1')), Stack(Num('addr2')))`	Speichert **Inhalt** der Speicherzelle, die `Num('addr2')` Speicherzellen **relativ** zum `SP`-Register steht an der **Adresse** in der Speicherzelle, die `Num('addr1')` Speicherzellen **relativ** zum `SP`-Register steht.
`Assign(Global(Num('addr')), Stack(Num('size')))`	Schreibt `Num('size')` viele Speicherzellen, die auf dem **Stack** stehen, versetzt zu den **Globalen Statischen Daten** ab einer `Num('addr')` viele Speicherzellen **relativ** zum `DS`-Register liegenden Adresse.
`Assign(Stackframe(Num('addr')), Stack(Num('size')))`	Schreibt `Num('size')` viele Speicherzellen, die auf dem **Stack** stehen, versetzt in den **Stackframe** der momentan aktiven Funktion ab einer `Num('addr')` viele Speicherzellen **relativ** zum `BAF`-Register liegenden Adresse.
`Exp(Global(Num('addr'))`	Speichert **Inhalt** der Speicherzelle, die `Num('addr')` Speicherzellen **relativ** zum `DS`-Register steht auf den **Stack**.
`Exp(Stackframe(Num('addr'))`	Speichert **Inhalt** der Speicherzelle, die $\texttt{Num}('\texttt{addr}') + 2$ Speicherzellen **relativ** zum `BAF`-Register steht auf den **Stack**.
`Exp(Stack(Num('addr')))`	Speichert **Inhalt** der Speicherzelle an der **Adresse**, die in der Speicherzelle gespeichert ist, die `Num('addr')` viele Speicherzellen **relativ** zum `SP`-Register liegt auf den **Stack**.
`Exp(Reg(reg))`	Schreibt den aktuellen Wert des **Registers** `reg` auf den **Stack**.
`Instr(Loadi(), [Reg(reg), GoTo(Name('addr@next_instr'))])`	Lädt in das `reg`-Register die **Adresse** des Befehls, der direkt **nach** dem **Sprung** zum Block einer anderen Funktion steht.

Tabelle 1.8: *Kompositionen von PicoC-Knoten und RETI-Knoten mit besonderer Bedeutung.*

Anmerkung

Um die obige Tabelle 1.8 **nicht** mit unnötig viel **repetetiven Inhalt** zu füllen, wurden die zahlreichen Kompositionen **ausgelassen**, bei denen einfach nur ein `exp`i, i ::= ”1” | ”2” | ε durch `Stack(Num('`x`'))`, $x \in \mathbb{N}$ ersetzt wurde[a].

Zudem sind auch jegliche Kombinationen **ausgelassen**, bei denen nur ein **Ausdruck** an ein `Exp(exp)` bzw. `Ref(exp)` drangehängt wurde[b].

[a] Wie z.B. bei `BinOp(Stack(Num('2')), Add(), Stack(Num('1')))`.
[b] Wie z.B. bei `Exp(Num('42'))`.

1.2.5.4 Abstrakte Grammatik

Die **Abstrakte Grammatik** der Sprache L_{PicoC} ist in Grammatik 1.2.10 dargestellt.

$stmt$	$::=$	$SingleLineComment(\langle str\rangle, \langle str\rangle) \mid RETIComment()$	*L_Comment*
un_op	$::=$	$Minus() \mid Not()$	*L_Arith_Bit*
bin_op	$::=$	$Add() \mid Sub() \mid Mul() \mid Div() \mid Mod()$	
	$\mid$	$Oplus() \mid And() \mid Or()$	
exp	$::=$	$Name(\langle str\rangle) \mid Num(\langle str\rangle) \mid Char(\langle str\rangle)$	
	$\mid$	$BinOp(\langle exp\rangle, \langle bin\_op\rangle, \langle exp\rangle)$	
	$\mid$	$UnOp(\langle un\_op\rangle, \langle exp\rangle) \mid Call(Name('input'), Empty())$	
	$\mid$	$Call(Name('print'), \langle exp\rangle)$	
$stmt$	$::=$	$Exp(\langle exp\rangle)$	
un_op	$::=$	$LogicNot()$	*L_Logic*
rel	$::=$	$Eq() \mid NEq() \mid Lt() \mid LtE() \mid Gt() \mid GtE()$	
bin_op	$::=$	$LogicAnd() \mid LogicOr()$	
exp	$::=$	$Atom(\langle exp\rangle, \langle rel\rangle, \langle exp\rangle) \mid ToBool(\langle exp\rangle)$	
$type\_qual$	$::=$	$Const() \mid Writeable()$	*L_Assign_Alloc*
$datatype$	$::=$	$IntType() \mid CharType() \mid VoidType()$	
exp	$::=$	$Alloc(\langle type\_qual\rangle, \langle datatype\rangle, Name(\langle str\rangle))$	
$stmt$	$::=$	$Assign(\langle exp\rangle, \langle exp\rangle)$	
$datatype$	$::=$	$PntrDecl(Num(\langle str\rangle), \langle datatype\rangle)$	*L_Pntr*
exp	$::=$	$Deref(\langle exp\rangle, \langle exp\rangle) \mid Ref(\langle exp\rangle)$	
$datatype$	$::=$	$ArrayDecl(Num(\langle str\rangle)+, \langle datatype\rangle)$	*L_Array*
exp	$::=$	$Subscr(\langle exp\rangle, \langle exp\rangle) \mid Array(\langle exp\rangle+)$	
$datatype$	$::=$	$StructSpec(Name(\langle str\rangle))$	*L_Struct*
exp	$::=$	$Attr(\langle exp\rangle, Name(\langle str\rangle))$	
	$\mid$	$Struct(Assign(Name(\langle str\rangle), \langle exp\rangle)+)$	
$decl\_def$	$::=$	$StructDecl(Name(\langle str\rangle),$	
		$\quad Alloc(Writeable(), \langle datatype\rangle, Name(\langle str\rangle))+)$	
$stmt$	$::=$	$If(\langle exp\rangle, \langle stmt\rangle*)$	*L_If_Else*
	$\mid$	$IfElse(\langle exp\rangle, \langle stmt\rangle*, \langle stmt\rangle*)$	
$stmt$	$::=$	$While(\langle exp\rangle, \langle stmt\rangle*)$	*L_Loop*
	$\mid$	$DoWhile(\langle exp\rangle, \langle stmt\rangle*)$	
exp	$::=$	$Call(Name(\langle str\rangle), \langle exp\rangle*)$	*L_Fun*
$stmt$	$::=$	$Return(\langle exp\rangle)$	
$decl\_def$	$::=$	$FunDecl(\langle datatype\rangle, Name(\langle str\rangle),$	
		$\quad Alloc(Writeable(), \langle datatype\rangle, Name(\langle str\rangle))*)$	
	$\mid$	$FunDef(\langle datatype\rangle, Name(\langle str\rangle),$	
		$\quad Alloc(Writeable(), \langle datatype\rangle, Name(\langle str\rangle))*, \langle stmt\rangle*)$	
$file$	$::=$	$File(Name(\langle str\rangle), \langle decl\_def\rangle*)$	*L_File*

Grammatik 1.2.10: *Abstrakte Grammatik der Sprache L_{PiocC} in ASF*

1.2.5.5 Codebeispiel

In Code 1.5 ist der **Abstrakte Syntaxbaum** zu sehen, der aus dem **vereinfachten Ableitungsbaum** aus Code 1.4 mithilfe eines **Transformers** generiert wurde.

```
1 File
2   Name './verbose_dt_simple_ast_gen_array_decl_and_alloc.ast',
```

```
3  [
4    StructDecl
5      Name 'st',
6      [
7        Alloc
8          Writeable,
9          PntrDecl
10           Num '1',
11           ArrayDecl
12             [
13               Num '4',
14               Num '5'
15             ],
16             PntrDecl
17               Num '1',
18               IntType 'int',
19         Name 'attr'
20     ],
21   FunDef
22     VoidType 'void',
23     Name 'main',
24     [],
25     [
26       Exp
27         Alloc
28           Writeable,
29           ArrayDecl
30             [
31               Num '3',
32               Num '2'
33             ],
34             PntrDecl
35               Num '1',
36               PntrDecl
37                 Num '1',
38                 StructSpec
39                   Name 'st',
40           Name 'var'
41     ]
42 ]
```

Code 1.5: *Aus einem vereinfachtem Ableitungsbaum generierter Abstrakter Syntaxbaum.*

1.2.5.6 Ausgabe des Abstrakten Syntaxbaumes

Ein **Teilbaum** eines **Abstrakten Syntaxbaumes** kann entweder in der **Konkreten Syntax** der Sprache, für dessen Kompilierung er generiert wurde oder in der **Abstrakten Syntax**, die beschreibt, wie der Abstrakte Syntaxbaum selbst aufgebaut sein darf ausgegeben werden.

Das Ausgeben eines **Abstrakten Syntaxbaumes** wird im **PicoC-Compiler** über die **Magische Methode** `__repr__()`[17] der Programmiersprache L_{Python} umgesetzt. Sobald ein **PicoC-Knoten** oder **RETI-Knoten** ausgegeben werden soll, gibt seine Magische Methode `__repr__()` eine nach der **Abstrakten** oder **Konkreten Syntax** aufgebaute **Textrepräsentation** seiner selbst und all seiner Knoten mit an den richtigen Stellen passend gesetzten **runden öffnenden** `(` und **schließenden** `)` **Klammern**, sowie **Kommas** `','`, **Semikolons**

[17] Spezielle Methode, die immer aufgerufen wird, wenn das **Objekt**, dass in Besitz dieser Methode ist als **Zeichenkette** mittels `print()` oder zur **Repräsentation** ausgegeben werden soll.

; usw. zur Darstellung der **Hierarchie** und zur **Abtrennung** zurück. Der gesamte **Abstrakte Syntaxbaum** wird durchlaufen und die Magischen `__repr__()`-Methoden der verschiedenen Knoten aufgerufen, die immer jeweils die `__repr__()`-Methoden ihrer Kinder aufrufen und die zurückgegebenen **Textrepräsentationen** passend **zusammenfügen** und selbst **zurückgeben**.

Beim **PicoC-Compiler** sind **Abstrakte** und **Konkrete Syntax** miteinander gemischt. Für **PicoC-Knoten** wird die **Abstrakte Syntax** verwendet, da Passes schließlich auf **Abstrakten Syntaxbäumen** operieren. Bei **RETI-Knoten** wird die **Konkrete Syntax** verwendet, da **Maschinenbefehle** in **Konkreter Syntax** schließlich das **Endprodukt** des Kompiliervorgangs sein sollen.

Da die **Konkrette Syntax** von **RETI-Knoten** sehr simpel ist, macht es kaum einen Unterschied in der Erkennbarkeit, bis auf fehlende gescheifte Klammern `()` usw., ob man die **RETI-Knoten** in **Abstrakter** oder **Konkreter Syntax** schreibt. Daher werden die **RETI-Knoten** einfach immer direkt in **Konkreter Syntax** ausgegeben. Auf diese Weise muss nicht beim **letzten Pass** daran gedacht werden am Ende die **Konkrete**, statt der **Abstrakten Syntax** für die **RETI-Knoten** auszugeben.

Die Ausgabe des **Abstrakten Syntaxbaums** ist bewusst so gewählt, dass sie sich optisch von der des **Ableitungsbaums** unterscheidet, indem die Bezeichner der **Knoten** in **UpperCamelCase**[18] geschrieben sind. Das steht im Gegensatz zum **Ableitungsbaum**, dessen **Innere Knoten** im **snake_case** geschrieben sind, da sie die **Nicht-Terminalsymbole** auf den **linken Seiten** des `::=`-Symbols in der **Konkreten Grammatik** 1.2.8 darstellen, welche in **snake_case** geschrieben sind.

1.3 Code Generierung

Nach der Generierung eines **Abstrakten Syntaxbaums** als Ergebnis der **Lexikalischen** und **Syntaktischen Analyse** in Unterkapitel 1.2.5, wird in diesem Kapitel auf Basis der verschiedenen **Kompositionen** von Knoten im **Abstrakten Syntaxbaum** das gewünschte Endprodukt des **PicoC-Compilers**, der **RETI-Code** generiert.

Man steht nun dem Problem gegenüber einen **Abstrakten Syntaxbaum** der Sprache L_{PicoC}, der durch die **Abstrakte Grammatik** 1.2.10 spezifiziert ist in einen **semantisch** gleichen **Abstrakten Syntaxbaum** der Sprache L_{RETI} umzuformen, der durch die **Abstrakte Grammatik** 1.3.6 spezifiziert ist. In **T-Diagramm-Notation** (siehe Unterkapitel **??**) lässt sich das darstellen, wie in Abbildung 1.6.

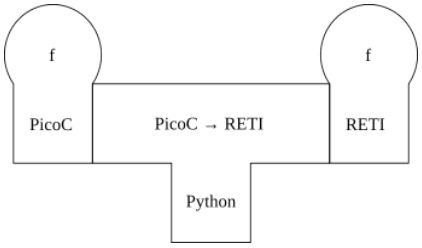


Abbildung 1.6: *Kompiliervorgang Kurzform.*

Das gerade angesprochene Problem lässt sich, wie in Unterkapitel **??** bereits beschrieben **vereinfachen**, indem man das Problem in mehrere **Passes** (Definition **??**) aufteilt, die jeweils ein **überschaubares Teilproblem** lösen. Man nähert sich Schrittweise immer mehr der **Syntax** der Sprache L_{RETI} an.

In Abbildung 1.7 ist das **T-Diagramm** aus Abbildung 1.6 detailierter dargestellt. Das T-Diagramm gibt einen Überblick über alle **Passes** und wie diese in der **Pipe-Architektur** (Definition **??**) des **PicoC-Compilers**

[18] *Naming convention (programming).*

aufeinanderfolgen. In der **Pipe-Architektur** nutzt der jeweils nächste **Pass** den generierten **Abstrakten Syntaxbaum** des vorherigen Passes oder der Syntaktischen Analyse, um einen eigenen **Abstrakten Syntaxbaum** in seiner eigenen **Sprache** zu generieren.

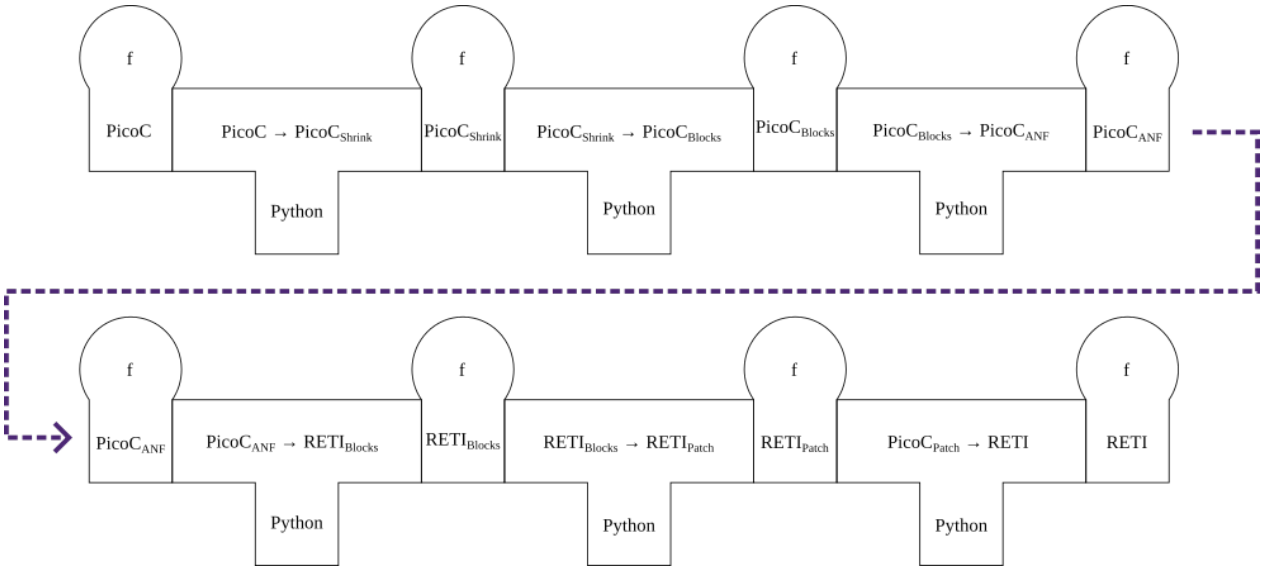


Abbildung 1.7: *Architektur mit allen Passes ausgeschrieben.*

Im Unterkapitel 1.3.1 werden die unterschiedlichen **Passes** des PicoC-Compilers erklärt. In den darauffolgenden Unterkapiteln 1.3.2, 1.3.3, 1.3.4 und 1.3.6 zu **Zeigern**, **Feldern**, **Verbunden** und **Funktionen** werden einzelne **Aspekte**, die Thema dieser **Bachelorarbeit** sind **genauer betrachtet** und erklärt, die im Unterkapitel 1.3.1 nicht vertieft wurden. Viele der verwendenten **Ansätze** zur Lösung dieser Probleme basieren auf der Vorlesung Scholl, „Betriebssysteme“ und wurden in dieser Bachelorarbeit weiter ausgearbeitet, wo es nötig war, sodass diese mit dem **PicoC-Compiler** auch in der **Praxis** implementiert werden konnten.

1.3.1 Passes

Im Folgenden werden die verschiedenen **Passes** des **PicoC-Compilers** für die Generierung von **RETI-Code** besprochen. Viele dieser **Passes** haben **Aufgaben**, die eher unter die Themenbereiche des **Bachelorprojekts** fallen. Allerdings ist das Verständnis der **Passes** auch für das Verständnis der veschiedenen Aspekte[19] der **Bachelorarbeit** wichtig.

Auf jedes Detail der einzelnen **Passes** wird in diesem Unterkapitel allerdings nicht eingegangen, da diese einerseits in den Unterkapiteln 1.3.2, 1.3.3, 1.3.4 und 1.3.6 zu **Zeigern**, **Feldern**, **Verbunden** und **Funktionen** im Detail erklärt sind und andererseits viele Aufgaben dieser **Passes** eher dem **Bachelorprojekt** zuzurechnen sind.

1.3.1.1 PicoC-Shrink Pass

Die Aufgabe des **PicoC-Shrink Pass** ist in Unterkapitel 1.3.2.2 ausführlich an einem Beispiel erklärt. Kurzgefasst hat der **PicoC-Shrink Pass** die Aufgabe, die Eigenheit auszunutzen, dass der **Dereferenzierungoperator** `*pntr` und die damit einhergehende **Zeigerarithmetik** `*(pntr + i)` in der Untermenge der Sprache L_C, welche die Sprache L_{PicoC} darstellt die **gleiche Semantik** hat, wie der **Operator** für den **Zugriff** auf den **Index** eines **Feldes** `ar[i]`[20].

[19] In kurz: **Zeiger**, **Felder**, **Verbunde** und **Funktionen**.
[20] Wobei `*pntr` und `pntr[0]` einander entsprechen.

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

1.3.1.1.1 Abstrakte Grammatik

Die **Abstrakte Grammatik** 1.3.1 der Sprache L_{PicoC_Shrink} ist fast **identisch** mit der **Abstrakten Grammatik** 1.2.10 der Sprache L_{PiocC}, nach welcher der **erste** Abstrakte Syntaxbaum in der **Syntaktischen Analyse** generiert wurde. Der einzige **Unterschied** liegt darin, dass es den Knoten `Deref(exp1, exp2)` in der Abstrakten Grammatik 1.3.1 **nicht** mehr gibt. Das liegt daran, dass dieser Pass alle **Vorkommnisse** des Knoten `Deref(exp1, exp2)` durch den Knoten `Subscr(exp1, exp2)` auswechselt.

stmt	::=	$SingleLineComment(\langle str\rangle, \langle str\rangle) \mid RETIComment()$	*L_Comment*
un_op	::=	$Minus() \mid Not()$	*L_Arith_Bit*
bin_op	::=	$Add() \mid Sub() \mid Mul() \mid Div() \mid Mod()$	
	$\mid$	$Oplus() \mid And() \mid Or()$	
exp	::=	$Name(\langle str\rangle) \mid Num(\langle str\rangle) \mid Char(\langle str\rangle)$	
	$\mid$	$BinOp(\langle exp\rangle, \langle bin\_op\rangle, \langle exp\rangle)$	
	$\mid$	$UnOp(\langle un\_op\rangle, \langle exp\rangle) \mid Call(Name('input'), Empty())$	
	$\mid$	$Call(Name('print'), \langle exp\rangle)$	
stmt	::=	$Exp(\langle exp\rangle)$	
un_op	::=	$LogicNot()$	*L_Logic*
rel	::=	$Eq() \mid NEq() \mid Lt() \mid LtE() \mid Gt() \mid GtE()$	
bin_op	::=	$LogicAnd() \mid LogicOr()$	
exp	::=	$Atom(\langle exp\rangle, \langle rel\rangle, \langle exp\rangle) \mid ToBool(\langle exp\rangle)$	
type_qual	::=	$Const() \mid Writeable()$	*L_Assign_Alloc*
datatype	::=	$IntType() \mid CharType() \mid VoidType()$	
exp	::=	$Alloc(\langle type\_qual\rangle, \langle datatype\rangle, Name(\langle str\rangle))$	
stmt	::=	$Assign(\langle exp\rangle, \langle exp\rangle)$	
datatype	::=	$PntrDecl(Num(\langle str\rangle), \langle datatype\rangle)$	*L_Pntr*
exp	::=	$Deref(\langle exp\rangle, \langle exp\rangle) \mid Ref(\langle exp\rangle)$	
datatype	::=	$ArrayDecl(Num(\langle str\rangle)+, \langle datatype\rangle)$	*L_Array*
exp	::=	$Subscr(\langle exp\rangle, \langle exp\rangle) \mid Array(\langle exp\rangle+)$	
datatype	::=	$StructSpec(Name(\langle str\rangle))$	*L_Struct*
exp	::=	$Attr(\langle exp\rangle, Name(\langle str\rangle))$	
	$\mid$	$Struct(Assign(Name(\langle str\rangle), \langle exp\rangle)+)$	
decl_def	::=	$StructDecl(Name(\langle str\rangle),$	
		$\quad Alloc(Writeable(), \langle datatype\rangle, Name(\langle str\rangle))+)$	
stmt	::=	$If(\langle exp\rangle, \langle stmt\rangle*)$	*L_If_Else*
	$\mid$	$IfElse(\langle exp\rangle, \langle stmt\rangle*, \langle stmt\rangle*)$	
stmt	::=	$While(\langle exp\rangle, \langle stmt\rangle*)$	*L_Loop*
	$\mid$	$DoWhile(\langle exp\rangle, \langle stmt\rangle*)$	
exp	::=	$Call(Name(\langle str\rangle), \langle exp\rangle*)$	*L_Fun*
stmt	::=	$Return(\langle exp\rangle)$	
decl_def	::=	$FunDecl(\langle datatype\rangle, Name(\langle str\rangle),$	
		$\quad Alloc(Writeable(), \langle datatype\rangle, Name(\langle str\rangle))*)$	
	$\mid$	$FunDef(\langle datatype\rangle, Name(\langle str\rangle),$	
		$\quad Alloc(Writeable(), \langle datatype\rangle, Name(\langle str\rangle))*, \langle stmt\rangle*)$	
file	::=	$File(Name(\langle str\rangle), \langle decl\_def\rangle*)$	*L_File*

Grammatik 1.3.1: *Abstrakte Grammatik der Sprache L_{PiocC_Shrink} in ASF*

Anmerkung

Alles ausgegraute bedeutet, es hat sich im Vergleich zur letzten Abstrakten Grammatik **nichts** geändert. Alles rot markierte bedeutet, es wurde **entfernt** oder **abgeändert**. Alle normal in `schwarz` geschriebenen Knoten sind **neu** hinzugefügt. Das gilt genauso für **alle** folgenden **Grammatiken**.

1.3.1.1.2 Codebeispiel

In den nächsten Unterkapiteln wird das Beispiel in Code 1.6 zur **Anschauung** der verschiedenen **Passes** verwendet. Im Code 1.6 ist in der Funktion `faculty` ein **iterativer** Algorithmus implementiert, der die **Fakultät** eines übergebenen Arguments berechnet. Der Algorithmus basiert auf einem **Beispielprogramm** aus der Vorlesung Scholl, „Betriebssysteme“, welches diesen Algorithmus allerdings **rekursiv** implementiert.

Die **rekursive** Implementierung des Algorithmus wäre allerdings **kein** gutes **Anschauungsbeispiel**, das viele der **Aufgaben** der verschiedenen **Passes** bei der Kompilierung **veranschaulicht** hätte. Viele Aufgaben der **Passes**, wie z.B. bei der Kompilierung von `if-`, `if-else-`, `while-` und `do-while`-Anweisungen, wären mit der **rekursiven** Implementierung aus der Vorlesung **nicht** veranschaulicht gewesen. Daher wurde die **rekursive Implementierung** aus der Vorlesung zu einem **iterativen** Algorithmus 1.6 umgeschrieben, um unter anderem auch `if-` und `while`-Statements zu enthalten.

Beide Varianten des **Algorithmus** wurden zum **Testen** des PicoC-Compilers verwendet und sind als Tests im Ordner `/tests` unter Link[21], unter den Testbezeichnungen `example_faculty_rec.picoc` und `example_faculty_it.picoc` zu finden.

Die Codebeispiele in diesem und den folgenden Unterkapiteln dienen allerdings nur als **Anschauung** des jeweiligen **Passes**, der im jeweiligen Unterkapitel beschrieben wird und werden nicht im Detail erläutert. Viele Details der Passes werden später in den Unterkapiteln 1.3.2, 1.3.3, 1.3.4 und 1.3.6 zu **Zeigern**, **Feldern**, **Verbunden** und **Funktionen** mit eigenen **Codebeispielen** genauer erklärt und alle sonstigen Details sind dem **Bachelorprojekt** zuzuordnen, dessen Aspekte in dieser Schrifftlichen Ausarbeitung der Bachelorarbeit **nicht** im Detail erläutert werden.

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

Code 1.6: *PicoC Code für Codebespiel.*

In Code 1.7 sieht man den **Abstrakten Syntaxbaum**, der in der **Syntaktischen Analyse** generiert wurde.

```
1  File
2    Name './example_faculty_it.ast',
3    [
4      FunDef
5        IntType 'int',
```

[21] https://github.com/matthejue/PicoC-Compiler/tree/new_architecture/tests.

```
6       Name 'faculty',
7       [
8         Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('n'))
9       ],
10      [
11        Assign(Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('res')), Num('1')),
12        While
13          Num '1',
14          [
15            If
16              Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')),
17              [
18                Return(Name('res'))
19              ]
20            Assign(Name('res'), BinOp(Name('n'), Mul('*'), Name('res')))
21            Assign(Name('n'), BinOp(Name('n'), Sub('-'), Num('1')))
22          ]
23      ],
24    FunDef
25      VoidType 'void',
26      Name 'main',
27      [],
28      [
29        Exp(Call(Name('print'), [Call(Name('faculty'), [Num('4')])]))
30      ]
31  ]
```

Code 1.7: *Abstrakter Syntaxbaum für Codebespiel.*

Im **PicoC-Shrink Pass** ändert sich nichts im Vergleich zum **Abstrakten Syntaxbaum** in Code 1.7, da das Codebeispiel keine **Dereferenzierung** `*pntr` enthält. Es wurde auf ein weiteres Codebeispiel für diesen **Pass** verzichtet, da din diesem das gleiche zu sehen wäre, wie in Codebeispiel 1.7.

1.3.1.2 PicoC-Blocks Pass

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

1.3.1.2.1 Abstrakte Grammatik

Zur Umsetzung dieses Passes ist es notwendig die **Abstrakte Grammatik** 1.3.1 der Sprache L_{PicoC_Shrink} um die Knoten zu erweitern, die am Anfang dieses Unterkapitels erwähnt wurden. Die Knoten `If(exp, stmts)`, `While(exp, stmts)` und `DoWhile(exp, stmts)` gibt es nicht mehr, da sie durch `Block(name, stmts_instrs-`, `GoTo(lable)-` und `IfElse(exp, stmts1, stmts2)`-Knoten ersetzt wurden. Die **Funktionsdefinition** `FunDef(datatype, Name(str), Alloc(Writeable(), datatype, Name(str))*, ⟨block⟩*)` ist nun ein Container für **Blöcke** `Block(Name(str),stmt*)` und **keine Anweisungen** `stmt` mehr. Das resultiert in der **Abstrakten Grammatik** 1.3.2 der Sprache L_{PicoC_Blocks}.

stmt	::=	$SingleLineComment(\langle str\rangle, \langle str\rangle) \mid RETIComment()$	*L_Comment*
un_op	::=	$Minus() \mid Not()$	*L_Arith_Bit*
bin_op	::=	$Add() \mid Sub() \mid Mul() \mid Div() \mid Mod()$	
	|	$Oplus() \mid And() \mid Or()$	
exp	::=	$Name(\langle str\rangle) \mid Num(\langle str\rangle) \mid Char(\langle str\rangle)$	
	|	$BinOp(\langle exp\rangle, \langle bin\_op\rangle, \langle exp\rangle)$	
	|	$UnOp(\langle un\_op\rangle, \langle exp\rangle) \mid Call(Name('input'), Empty())$	
	|	$Call(Name('print'), \langle exp\rangle)$	
stmt	::=	$Exp(\langle exp\rangle)$	
un_op	::=	$LogicNot()$	*L_Logic*
rel	::=	$Eq() \mid NEq() \mid Lt() \mid LtE() \mid Gt() \mid GtE()$	
bin_op	::=	$LogicAnd() \mid LogicOr()$	
exp	::=	$Atom(\langle exp\rangle, \langle rel\rangle, \langle exp\rangle) \mid ToBool(\langle exp\rangle)$	
type_qual	::=	$Const() \mid Writeable()$	*L_Assign_Alloc*
datatype	::=	$IntType() \mid CharType() \mid VoidType()$	
exp	::=	$Alloc(\langle type\_qual\rangle, \langle datatype\rangle, Name(\langle str\rangle))$	
stmt	::=	$Assign(\langle exp\rangle, \langle exp\rangle)$	
datatype	::=	$PntrDecl(Num(\langle str\rangle), \langle datatype\rangle)$	*L_Pntr*
exp	::=	$Ref(\langle exp\rangle)$	
datatype	::=	$ArrayDecl(Num(\langle str\rangle)+, \langle datatype\rangle)$	*L_Array*
exp	::=	$Subscr(\langle exp\rangle, \langle exp\rangle) \mid Array(\langle exp\rangle+)$	
datatype	::=	$StructSpec(Name(\langle str\rangle))$	*L_Struct*
exp	::=	$Attr(\langle exp\rangle, Name(\langle str\rangle))$	
	|	$Struct(Assign(Name(\langle str\rangle), \langle exp\rangle)+)$	
decl_def	::=	$StructDecl(Name(\langle str\rangle),$ $Alloc(Writeable(), \langle datatype\rangle, Name(\langle str\rangle))+)$	
stmt	::=	$If(\langle exp\rangle, \langle stmt\rangle*)$	*L_If_Else*
	|	$IfElse(\langle exp\rangle, \langle stmt\rangle*, \langle stmt\rangle*)$	
stmt	::=	$While(\langle exp\rangle, \langle stmt\rangle*)$	*L_Loop*
	|	$DoWhile(\langle exp\rangle, \langle stmt\rangle*)$	
exp	::=	$Call(Name(\langle str\rangle), \langle exp\rangle*)$	*L_Fun*
stmt	::=	$Return(\langle exp\rangle)$	
decl_def	::=	$FunDecl(\langle datatype\rangle, Name(\langle str\rangle),$ $Alloc(Writeable(), \langle datatype\rangle, Name(\langle str\rangle))*)$	
	|	$FunDef(\langle datatype\rangle, Name(\langle str\rangle),$ $Alloc(Writeable(), \langle datatype\rangle, Name(\langle str\rangle))*, \langle block\rangle*)$	
block	::=	$Block(Name(\langle str\rangle), \langle stmt\rangle*)$	*L_Blocks*
stmt	::=	$GoTo(Name(\langle str\rangle))$	
file	::=	$File(Name(\langle str\rangle), \langle decl\_def\rangle*)$	*L_File*

Grammatik 1.3.2: *Abstrakte Grammatik der Sprache L_{PiocC_Blocks} in ASF*

Anmerkung

Eine **Abstrakte Grammatik** soll im Gegensatz zu einer **Konkreten Grammatik** für den **Programmierer**, der einen darauf aufbauenden Compiler implementiert **einfach verständlich** sein und stellt daher eine **Obermenge** aller tatsächlich möglichen **Kompositionen** von **Knoten** dar[a].

[a] D.h. auch wenn dort `exp` als **Attribut** steht, kann dort **nicht** jeder Knoten, der sich aus dem **Nicht-Terminalsymbol** `exp` ergibt auch wirklich eingesetzt werden.

1.3.1.2.2 Codebeispiel

In Code 1.8 sieht man den aus dem **Abstrakten Syntaxbaum** aus Code 1.7 mithilfe des **PicoC-Blocks Pass** resultierenden **Abstrakten Syntaxbaum**. Es wird das Beispiel in Code 1.6 aus Unterkapitel 1.3.1.1 weitergeführt. Es wurden nun eigene **Blöcke** für die Funktion `faculty` und die `main`-Funktion erstellt, in denen die jeweils **ersten** Anweisungen der jeweiligen Funktionen bis zur **letzten** Anweisung oder bis zum ersten **Auftauchen** eines `If(exp, stmts)`-, `IfElse(exp, stmts1, stmts2)`-, `While(exp, stmts)`- oder `DoWhile(exp, stmts)`-Knoten stehen. Je nachdem, ob ein `If(exp, stmts)`-, `IfElse(exp, stmts1, stmts2)`-, `While(exp, stmts)`- oder `DoWhile(exp, stmts)`-Knoten auftaucht, werden für die **Bedingung** und mögliche **Branches** eigene **Blöcke** erstellt.

```
File
  Name './example_faculty_it.picoc_blocks',
  [
    FunDef
      IntType 'int',
      Name 'faculty',
      [
        Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('n'))
      ],
      [
        Block
          Name 'faculty.6',
          [
            Assign(Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('res')), Num('1'))
            // While(Num('1'), [])
            GoTo(Name('condition_check.5'))
          ],
        Block
          Name 'condition_check.5',
          [
            IfElse
              Num '1',
              [
                GoTo(Name('while_branch.4'))
              ],
              [
                GoTo(Name('while_after.1'))
              ]
          ],
        Block
          Name 'while_branch.4',
          [
            // If(Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')), []),
            IfElse
              Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')),
              [
                GoTo(Name('if.3'))
              ],
              [
                GoTo(Name('if_else_after.2'))
```

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

Code 1.8: *PicoC-Blocks Pass für Codebespiel.*

1.3.1.3 PicoC-ANF Pass

Die Aufgabe des **PicoC-ANF Pass** ist es den **Abstrakten Syntaxbaum** der Sprache L_{PicoC_Blocks} in die **Abstrakte Grammatik** der Sprache L_{PicoC_ANF} umzuformen, welche in **A-Normalform** (Definition **??**) und damit auch in **Monadischer Normalform** (Definition **??**) ist. Um Redundanz zu vermeiden wird zur Erklärung der **A-Normalform** auf Unterkapitel **??** verwiesen und zur Erklärung der **Monadischen Normalform** auf Unterkapitel **??** verwiesen.

Zudem wird eine **Symboltabelle** (Definition 1.8) verwendet. In der **Symboltabelle** wird beim Anlegen eines **neuen Eintrags** für eine Variable zunächst eine **Adresse** an das `value or address`-Attribut dieses **Eintrags** zugewiesen, die dem Wert einer von zwei **Countern** `rel_global_addr` und `rel_stack_addr` entspricht. Der **Counter** `rel_global_addr` ist für Variablen in den **Globalen Statischen Daten** und der **Counter** `rel_stack_addr` ist für Variablen auf dem **Stackframe** der momentan **aktiven Funktion**. Einer der beiden **Counter** wird nach **Anlegen eines Eintrags** entsprechend der **Größe** der angelegten Variable **hochgezählt**.

Kommt im **Programmcode** an einer späteren Stelle eine **definierte** Variable `Name('var')` vor, so wird mit der **Konkatenation** des Bezeichners der **Variable** und des Bezeichners des momentanen **Sichtbarkeitsbereichts** `var@scope`[22] als **Schlüssel** in der **Symboltabelle** der entsprechende **Symboltabelleneintrag** der Variable `var` nachgeschlagen. Anstelle des `Name(str)`-Knotens der Variable wird ein `Global(num)`- bzw. `Stackframe(num)`-Knoten eingefügt, dessen `num`-Attribut die **Adresse** im `value or address`-Attribut des **Symboltabelleneintrags** zugewiesen bekommt.

[22] Die Umsetzung von **Sichtbarkeitsbereichen** wird in Unterkapitel 1.3.6.2 genauer beschrieben.

Ob der `Global(num)`- oder der `Stackframe(num)`-Knoten für die Ersetzung verwendet wird, entscheidet sich anhand des **Sichtbarkeitsbereichs** `scope`. Für den **Sichtbarkeitsbereich** der `main`-Funktion wird der `Global(num)`-Knoten verwendet. Für den **Sichtbarkeitsbereich** jeder anderen Funktion wird der `Stackframe(num)`-Knoten verwendet.

Darüberhinaus gibt es den **Sichtbarkeitsbereich** `global!`, dessen Variablen und Konstanten **überall sichtbar** sind und der für **globale Variablen** verwendet wird. Der **Sichtbarkeitsbereich** `global!` hat die **geringste Priorität** aller Sichtbarkeitsbereiche. Das bedeutet, dass, wenn im **Sichtbarkeitsbereich einer Funktion** und im **Sichtarkeitsbereich** `global!` zweimal der **gleiche Bezeichner** vorkommt, dem Sichtbarkeitsbereich der Funktion **Vorrang** gelassen wird. Für den **Sichtbarkeitsbereich** `global!` wird der `Global(num)`-Knoten verwendet.

Das Symbol `'!'` im **Suffix** `global!` und das Symbol `'@'` als Trennzeichen in `var@scope` wurden aus einem bestimmten Grund verwendet, nämlich, weil kein **Bezeichner** die Symbole `'@'` und `!` jemals selbst enthalten kann. Die **Produktionen** für einen Bezeichner in der **Konkretten Grammatik** $G_{Lex} \uplus G_{Parse}$ (siehe 1.1.1 und 1.2.10) lassen beide Symbole `@` und `!` nicht zu. Damit ist es ausgeschlossen, dass es zu **Problemen** kommt, falls ein Benutzer des **PicoC-Compilers** zufällig auf die Idee kommt eine Funktion auf eine unpassende Weise zu benennen[23].

Definition 1.8: Symboltabelle

*Eine meist über ein **Assoziatives Feld** umgesetzte **Datenstruktur**, die notwendig ist, um das Konzept von **Variablen** und **Konstanten** in einer Sprache umzusetzen. Diese Datenstruktur ordnet jedem **Symbol**[a] einer **Variablen**, **Konstanten** oder **Funktion** aus einem **Programm**, Informationen, wie die **Adresse**, die **Position** im Programmcode oder den **Datentyp** zu, welche später nicht mehr so einfach zugänglich sind, wie zu dem Zeitpunkt, zu dem sie in einen **Symboltabelleneintrag** gespeichert werden.*

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

[a] In der **Code Generierung** werden **Bezeichner** als **Symbole** bezeichnet.

1.3.1.3.1 Abstrakte Grammatik

Zur Umsetzung dieses **Passes** ist es notwendig die **Abstrakte Grammatik** 1.3.2 der Sprache L_{PicoC_Blocks} in die **A-Normalform** zu bringen. Darunter fällt es unter anderem, dafür zu sorgen, dass **Komplexe Knoten**, wie z.B. `BinOp(exp, bin_op, exp)` nur **Atomare Knoten** enthalten können. Wie es bereits im Unterkapitel **??** erklärt wurde, ist beim **PicoC-Compiler** der Knoten `Stack(Num(str))` der einzige **Atomare Knoten**.

Des Weiteren werden auch **Funktionen** und **Funktionsaufrufe** aufgelöst, sodass die **Blöcke** `Block(Name(str), stmt*)` nun direkt im `decls_defs_blocks`-Attribut des `File(Name(str), decls_defs_blocks*)`-Knoten liegen usw.[24]. Die **Symboltabelle** ist ebenfalls als **Abstrakter Syntaxbaum** umgesetzt, wofür in der **Abstrakten Grammatik** 1.3.3 der Sprache L_{PicoC_ANF} neue Knoten eingeführt wurden. Das ganze resultiert in der **Abstrakten Grammatik** 1.3.3 der Sprache L_{PicoC_ANF}.

[23] Z.B. `var@fun2` oder `global` als **Funktionsname**.
[24] Im Unterkapitel 1.3.6 wird das **Auflösen von Funktionen** genauer erklärt.

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

Grammatik 1.3.3: *Abstrakte Grammatik der Sprache L_{PiocC_ANF} in ASF*

1.3.1.3.2 Codebeispiel

In Code 1.9 sieht man die als **Abstrakter Syntaxbaum** umgesetzte **Symboltabelle**, in der alle **Variablen** und **Funktionen** aus dem weitergeführten Beispiel in Code 1.6 aus Unterkapitel 1.3.1.1 einen Eintrag haben.

```
SymbolTable
  [
    Symbol
      {
        type qualifier:         Empty()
        datatype:               FunDecl(IntType('int'), Name('faculty'), [Alloc(Writeable(),
        ↪  IntType('int'), Name('n'))])
        name:                   Name('faculty')
        value or address:       Empty()
        position:               Pos(Num('3'), Num('4'))
        size:                   Empty()
      },
    Symbol
      {
        type qualifier:         Writeable()
        datatype:               IntType('int')
        name:                   Name('n@faculty')
        value or address:       Num('0')
        position:               Pos(Num('3'), Num('16'))
        size:                   Num('1')
      },
    Symbol
      {
        type qualifier:         Writeable()
        datatype:               IntType('int')
        name:                   Name('res@faculty')
        value or address:       Num('1')
        position:               Pos(Num('4'), Num('6'))
        size:                   Num('1')
      },
    Symbol
      {
        type qualifier:         Empty()
        datatype:               FunDecl(VoidType('void'), Name('main'), [])
        name:                   Name('main')
        value or address:       Empty()
        position:               Pos(Num('14'), Num('5'))
        size:                   Empty()
      }
  ]
```

Code 1.9: *Symboltabelle für Codebespiel.*

In Code 1.10 sieht man den aus dem **Abstrakten Syntaxbaum** aus Code 1.8 mithilfe des **PicoC-ANF Pass** resultierenden **Abstrakten Syntaxbaum**. Alle Anweisungen und Ausdrücke sind in **A-Normalform**, z.B. sind die `IfElse(exp, stmts1, stmts2)`-Knoten dadurch in **A-Normalform**, dass ihre **Komplexen Ausdrücke** im `exp`-Attribut in ein `Exp(exp)`-Knoten eingesetzt und vorgezogen werden (z.B. `Exp(Atom(Stack(Num('2')), Eq('=='), Stack(Num('1'))))`). Die `Exp(exp)`-Knoten weisen die **Ergebnisse** der Komplexen Ausdrücke **Locations** zu, welche sich beim **PicoC-Compiler** auf dem **Stack** befinden. Die **Ergeb-**

nisse werden dann über **Atomare Ausdrücke** `Stack(Num(str))` vom Stack gelesen: `IfElse(Stack(Num(str)), stmts1, stmts2)`.

Funktionen sind nur noch über die `Name(str)`-Knoten von **Blöcken** zu erkennen, die den gleichen **Bezeichner** haben, wie die ursprüngliche **Funktion** und es lässt sich nur durch das **Nachverfolgen** bestimmter `GoTo(Name(str))`-Knoten nachvollziehen, was ursprünglich zur Funktion gehörte.

```
File
  Name './example_faculty_it.picoc_mon',
  [
    Block
      Name 'faculty.6',
      [
        // Assign(Name('res'), Num('1'))
        Exp(Num('1'))
        Assign(Stackframe(Num('1')), Stack(Num('1')))
        // While(Num('1'), [])
        Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
      ],
    Block
      Name 'condition_check.5',
      [
        // IfElse(Num('1'), [], [])
        Exp(Num('1')),
        IfElse
          Stack
            Num '1',
          [
            GoTo(Name('while_branch.4'))
          ],
          [
            GoTo(Name('while_after.1'))
          ]
      ],
    Block
      Name 'while_branch.4',
      [
        // If(Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')), [])
        // IfElse(Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')), [], [])
        Exp(Stackframe(Num('0')))
        Exp(Num('1'))
        Exp(Atom(Stack(Num('2')), Eq('=='), Stack(Num('1')))),
        IfElse
          Stack
            Num '1',
          [
            GoTo(Name('if.3'))
          ],
          [
            GoTo(Name('if_else_after.2'))
          ]
      ],
    Block
      Name 'if.3',
      [
        // Return(Name('res'))
```

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

Code 1.10: *PicoC-ANF Pass für Codebespiel.*

1.3.1.4 RETI-Blocks Pass

Die Aufgabe des **RETI-Blocks Pass** ist es die **PicoC-Knoten** der **Anweisungen** in den **Blöcken** des **Abstrakten Syntaxbaums** der Sprache L_{PicoC_ANF} durch **semantisch** entsprechende **RETI-Knoten** zu ersetzen.

1.3.1.4.1 Abstrakte Grammatik

Die **Abstrakte Grammatik** 1.3.4 der Sprache L_{RETI_Blocks} ist verglichen mit der **Abstrakten Grammatik** 1.3.3 der Sprache L_{PicoC_ANF} stark verändert, denn der Großteil der **PicoC-Knoten** wird in diesem Pass durch **semantisch** entsprechende **RETI-Knoten** ersetzt. Die einzigen verbleibenden **PicoC-Knoten** sind `Exp(GoTo(str))`, `Block(Name(str), ⟨instr⟩*)` und `File(Name(str), ⟨block⟩*)`, da das gesamte Konzept mit den **Blöcken** erst im **RETI-Pass** in Unterkapitel 1.3.1.6 aufgelöst wird.

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

Grammatik 1.3.4: *Abstrakte Grammatik der Sprache L_{RETI_Blocks} in ASF*

1.3.1.4.2 Codebeispiel

In Code 1.11 sieht man den aus dem **Abstrakten Syntaxbaum** aus Code 1.10 mithilfe des **RETI-Blocks Pass** resultierenden **Abstrakten Syntaxbaum**. Es wird das Beispiel aus Unterkapitel 1.6 weitergeführt. Die **Anweisungen**, die durch entsprechende **PicoC-Knoten** im **Abstrakten Syntaxbaum** der Sprache L_{PicoC_ANF} repräsentiert waren, werden nun durch **semantisch** entsprechende **RETI-Knoten** ersetzt.

```
File
  Name './example_faculty_it.reti_blocks',
  [
    Block
      Name 'faculty.6',
      [
        # // Assign(Name('res'), Num('1'))
        # Exp(Num('1'))
        SUBI SP 1;
        LOADI ACC 1;
        STOREIN SP ACC 1;
        # Assign(Stackframe(Num('1')), Stack(Num('1')))
        LOADIN SP ACC 1;
        STOREIN BAF ACC -3;
        ADDI SP 1;
        # // While(Num('1'), [])
        # Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
        Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
      ],
    Block
      Name 'condition_check.5',
      [
        # // IfElse(Num('1'), [], [])
        # Exp(Num('1'))
        SUBI SP 1;
        LOADI ACC 1;
        STOREIN SP ACC 1;
```

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

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

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

Code 1.11: *RETI-Blocks Pass für Codebespiel.*

Anmerkung

Wenn der **Abstrakte Syntaxbaum** ausgegeben wird, ist die Darstellung nicht auschließlich in **Abstrakter Syntax**, da die **RETI-Knoten** aus bereits im Unterkapitel 1.2.5.6 vermitteltem Grund in **Konkreter Syntax** ausgegeben werden.

1.3.1.5 RETI-Patch Pass

Die Aufgabe des **RETI-Patch Pass** ist das **Ausbessern** (engl. to patch) des **Abstrakten Syntaxbaumes** der Sprache L_{RETI_Blocks} durch:

- das **Einfügen** eines `start.<number>`-Blocks, welcher ein `GoTo(Name('main'))` zur `main`-Funktion enthält, wenn in manchen Fällen die `main`-Funktion **nicht** die erste Funktion ist und daher am Anfang zur `main`-Funktion gesprungen werden muss.
- das **Entfernen** von `GoTo()`'s, deren Sprung nur **eine** Adresse weiterspringen würde.
- das **Voranstellen** von **RETI-Knoten** vor jede **Division** `Instr(Div(), args)`, die prüfen, ob durch `0` geteilt wird. Ist es der Fall, dass durch 0 geteilt wird, dann wird in das `ACC`-Register der Fehlercode 1 geschrieben, der für die Fehlerart `DivisionByZero` steht und die Ausführung des Programmes wird **beendet**. Andernfalls **läuft** das Programm **weiter**.
- das Überprüfen darauf, ob bestimmte **Immediates** `Im(str)` in Befehlen, wie z.B. `Jump(rel, Im(str))`, `Instr(Loadin(), [reg1, reg2, Im(str)])`, `Instr(Loadi(), [reg, Im(str)])` usw. **kleiner** als -2^{21} oder **größer** als $2^{21} - 1$ sind. Im diesem Fall muss der **gewünschte Zahlenwert** durch **Bitshiften** und Anwenden von **Bitweise ODER** aus Zahlenwerten berechnet werden, die sich im Zahlenbereich zwischen -2^{21} und $2^{21} - 1$ befinden. Im Fall dessen, dass der **Immediate** allerdings **kleiner** als $-(2^{31})$ oder **größer** als $2^{31} - 1$ ist, wird eine Fehlermeldung `TooLargeLiteral` ausgegeben.[25]

1.3.1.5.1 Abstrakte Grammatik

[25] Einiges in diesem **Pass** fällt unter die Themenbereiche des **Bachelorprojekts** und wird daher **nicht** genauer erläutert.

Die **Abstrakte Grammatik** 1.3.5 der Sprache L_{RETI_Patch} ist im Vergleich zur **Abstrakten Grammatik** 1.3.4 der Sprache L_{RETI_Blocks} **unverändert**. Es sind **keine neuen Knoten** hinzugekommen und **keine** Knoten wurden **abgeändert** oder völlig **entfernt**.

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

Grammatik 1.3.5: *Abstrakte Grammatik der Sprache L_{RETI_Patch} in ASF*

1.3.1.5.2 Codebeispiel

In Code 1.12 sieht man den aus dem **Abstrakten Syntaxbaum** aus Code 1.11 mithilfe des **RETI-Patch Pass** resultierenden **Abstrakten Syntaxbaum**. Es wird das Beispiel aus Unterkapitel 1.6 weitergeführt. Durch den **RETI-Patch Pass** wurde hier ein `start.<nummer>`-Block[26] eingesetzt, da die `main`-Funktion **nicht** die **erste** Funktion ist. Des Weiteren wurden durch diesen Pass einzelne `GoTo(Name(str))`-Knoten **entfernt**, die nur einem Sprung um **eine Adresse** weiter entsprochen hätten[27].

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

[26] Dieser `start.<nummer>`-Block wurde im Code 1.12 markiert.
[27] Diese **entfernten** `GoTo(Name(str))`-Knoten wurden in Code 1.12 markiert.

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

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

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

Code 1.12: *RETI-Patch Pass für Codebespiel.*

1.3.1.6 RETI Pass

Die Aufgabe des **RETI-Patch Pass** ist es die letzten verbliebenen **PicoC-Knoten** im **Abstrakten Syntaxbaum** zu entfernen bzw. zu ersetzen. Dementsprechend werden die **Blöcke** `Block(Name(str), instr*)` entfernt und die **Knoten** in diesen Blöcken werden genauso **zusammengefügt**, wie die Blöcke **angeordnet** waren.

Des Weiteren werden die `GoTo(Name(str))`-Knoten in den den Knoten `Instr(Loadi(), [reg, GoTo(Name(str))])`, `Jump(Eq(), GoTo(Name(str)))` und `Exp(GoTo(Name(str)))` durch einen **Immediate** `Im(str(distance_or_address))` mit passender **Adresse** oder **Distanz** oder einen **Sprungbefehl** mit passender **Distanz** `Jump(Always(), Im(str(distance)))` ersetzt. Die **Distanz-** und **Adressberechnung** wird in Unterkapitel 1.3.6.3 genauer erklärt.

1.3.1.6.1 Konkrete und Abstrakte Grammatik

Die **Abstrakte Grammatik** 1.3.6 der Sprache L_{RETI} hat im Vergleich zur **Abstrakten Grammatik** 1.3.5 der Sprache L_{RETI_Patch} nur noch ausschließlich **RETI-Knoten**, dementsprechend gibt es die Knoten `Instr(Loadi(), [Reg(Acc()), GoTo(Name(str))])`, `Jump(Eq(), GoTo(Name(str)))` nicht mehr. Des Weiteren gibt es **keine Blöcke** `Block(Name(str), instr*)` mehr, alle **RETI-Knoten** stehen nun in einem `Program(Name(str), instr*)`-Knoten.

Ausgegeben wird der finale Abstrakte Syntaxbaum in **Konkreter Syntax**, die durch die Konkreten Grammatiken 1.3.7 und 1.3.8 für jeweils die **Lexikalische** und **Syntaktische Analyse** $G_{RETI\_Lex} \uplus G_{RETI\_Parse}$ beschrieben wird.

reg	::=	*ACC*() | *IN*1() | *IN*2() | *PC*() | *SP*() | *BAF*()	*L_RETI*
		| *CS*() | *DS*()	
arg	::=	*Reg*(⟨*reg*⟩) | *Num*(⟨*str*⟩)	
rel	::=	*Eq*() | *NEq*() | *Lt*() | *LtE*() | *Gt*() | *GtE*()	
		| *Always*() | *NOp*()	
op	::=	*Add*() | *Addi*() | *Sub*() | *Subi*() | *Mult*() | *Multi*()	
		| *Div*() | *Divi*() | *Mod*() | *Modi*() | *Oplus*() | *Oplusi*()	
		| *Or*() | *Ori*() | *And*() | *Andi*()	
		| *Load*() | *Loadin*() | *Loadi*() | *Store*() | *Storein*() | *Move*()	
instr	::=	*Instr*(⟨*op*⟩, ⟨*arg*⟩+) | *Jump*(⟨*rel*⟩, *Num*(⟨*str*⟩)) | *Int*(*Num*(⟨*str*⟩))	
		| *RTI*() | *Call*(*Name*('*print*'), ⟨*reg*⟩) | *Call*(*Name*('*input*'), ⟨*reg*⟩)	
		| *SingleLineComment*(⟨*str*⟩, ⟨*str*⟩)	
		| *Instr*(*Loadi*(), [*Reg*(*Acc*()), *GoTo*(*Name*(⟨*str*⟩))])	
		| *Jump*(*Eq*(), *GoTo*(*Name*(⟨*str*⟩)))	
program	::=	*Program*(*Name*(⟨*str*⟩), ⟨*instr*⟩∗)	
instr	::=	*Exp*(*GoTo*(⟨*str*⟩)) | *Exit*(*Num*(⟨*str*⟩))	*L_PicoC*
block	::=	*Block*(*Name*(⟨*str*⟩), ⟨*instr*⟩∗)	
file	::=	*File*(*Name*(⟨*str*⟩), ⟨*block*⟩∗)	

Grammatik 1.3.6: *Abstrakte Grammatik der Sprache L_{RETI} in ASF*

dig_no_0	::=	"1" | "2" | "3" | "4" | "5" | "6"	*L_Program*
		| "7" | "8" | "9"	
dig_with_0	::=	"0" | *dig_no_0*	
num	::=	"0" | *dig_no_0* *dig_with_0* ∗ | "−"*dig_no_0*∗	
letter	::=	"*a*"..."*Z*"	
name	::=	*letter*(*letter* | *dig_with_0* | _)∗	
reg	::=	"*ACC*" | "*IN*1" | "*IN*2" | "*PC*" | "*SP*"	
		| "*BAF*" | "*CS*" | "*DS*"	
arg	::=	*reg* | *num*	
rel	::=	"==" | "!=" | "<" | "<=" | ">"	
		| ">=" | "_*NOP*"	

Grammatik 1.3.7: *Konkrete Grammatik der Sprache L_{RETI} für die Lexikalische Analyse in EBNF*

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

Grammatik 1.3.8: *Konkrete Grammatik der Sprache L_{RETI} für die Syntaktische Analyse in EBNF*

1.3.1.6.2 Codebeispiel

In Code 1.13 sieht man den aus dem **Abstrakten Syntaxbaum** aus Code 1.12 mithilfe des **PicoC-Blocks Pass** resultierenden **Abstrakten Syntaxbaum**. Es wird das Beispiel aus Unterkapitel 1.6 weitergeführt. Es gibt **keine Blöcke** mehr und die **Knoten** in diesen Blöcken wurden **zusammengesetzt**, wie sie in den **Blöcken** angeordnet waren. Das Programm ist komplett in **RETI-Knoten** übersetzt, die allerdings in ihrer **Konkreten Syntax** ausgegeben werden.

Die letzten **Nicht-RETI-Befehle** oder **RETI-Befehle**, die **nicht** auschließlich aus **RETI-Knoten** bestanden `LOADI ACC GoTo(Name('addr@next_instr'))`, `Exp(GoTo(Name('main.0')))` und `JUMP== GoTo(Name('if_else_after.2'))`, wurden durch **RETI-Befehle** ersetzt, welche in Code 1.13 markiert wurden.

Der `Program(Name(str), instr)`-Knoten, der alle **RETI-Knoten** beinhaltet, gibt alleinig die **RETI-Knoten**, die er beinhaltet aus und fügt ansonsten **nichts** zur Ausgabe hinzu, wie z.B. den **Bezeichner des Programms** oder **Einrückung**. Hierdurch erzeugt der **Abstrakte Syntaxbaum**, wenn er in **Konkreter Syntax** in eine Datei ausgegeben wird direkt **RETI-Code** in **menschenlesbarer Repräsentation**.

```
# // Exp(GoTo(Name('main.0')))
JUMP 67;
# // Assign(Name('res'), Num('1'))
# Exp(Num('1'))
SUBI SP 1;
LOADI ACC 1;
STOREIN SP ACC 1;
# Assign(Stackframe(Num('1')), Stack(Num('1')))
LOADIN SP ACC 1;
STOREIN BAF ACC -3;
ADDI SP 1;
# // While(Num('1'), [])
# Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
# // not included Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
# // IfElse(Num('1'), [], [])
# Exp(Num('1'))
SUBI SP 1;
LOADI ACC 1;
STOREIN SP ACC 1;
# IfElse(Stack(Num('1')), [], [])
```

```
21 LOADIN SP ACC 1;
22 ADDI SP 1;
23 JUMP== 54;
24 # // not included Exp(GoTo(Name('while_branch.4')))
25 # // If(Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')), [])
26 # // IfElse(Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')), [], [])
27 # Exp(Stackframe(Num('0')))
28 SUBI SP 1;
29 LOADIN BAF ACC -2;
30 STOREIN SP ACC 1;
31 # Exp(Num('1'))
32 SUBI SP 1;
33 LOADI ACC 1;
34 STOREIN SP ACC 1;
35 LOADIN SP ACC 2;
36 LOADIN SP IN2 1;
37 SUB ACC IN2;
38 JUMP== 3;
39 LOADI ACC 0;
40 JUMP 2;
41 LOADI ACC 1;
42 STOREIN SP ACC 2;
43 ADDI SP 1;
44 # IfElse(Stack(Num('1')), [], [])
45 LOADIN SP ACC 1;
46 ADDI SP 1;
47 JUMP== 7;
48 # // not included Exp(GoTo(Name('if.3')))
49 # // Return(Name('res'))
50 # Exp(Stackframe(Num('1')))
51 SUBI SP 1;
52 LOADIN BAF ACC -3;
53 STOREIN SP ACC 1;
54 # Return(Stack(Num('1')))
55 LOADIN SP ACC 1;
56 ADDI SP 1;
57 LOADIN BAF PC -1;
58 # // Assign(Name('res'), BinOp(Name('n'), Mul('*'), Name('res')))
59 # Exp(Stackframe(Num('0')))
60 SUBI SP 1;
61 LOADIN BAF ACC -2;
62 STOREIN SP ACC 1;
63 # Exp(Stackframe(Num('1')))
64 SUBI SP 1;
65 LOADIN BAF ACC -3;
66 STOREIN SP ACC 1;
67 # Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Mul('*'), Stack(Num('1'))))
68 LOADIN SP ACC 2;
69 LOADIN SP IN2 1;
70 MULT ACC IN2;
71 STOREIN SP ACC 2;
72 ADDI SP 1;
73 # Assign(Stackframe(Num('1')), Stack(Num('1')))
74 LOADIN SP ACC 1;
75 STOREIN BAF ACC -3;
76 ADDI SP 1;
77 # // Assign(Name('n'), BinOp(Name('n'), Sub('-'), Num('1')))
```

```
78 # Exp(Stackframe(Num('0')))
79 SUBI SP 1;
80 LOADIN BAF ACC -2;
81 STOREIN SP ACC 1;
82 # Exp(Num('1'))
83 SUBI SP 1;
84 LOADI ACC 1;
85 STOREIN SP ACC 1;
86 # Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Sub('-'), Stack(Num('1'))))
87 LOADIN SP ACC 2;
88 LOADIN SP IN2 1;
89 SUB ACC IN2;
90 STOREIN SP ACC 2;
91 ADDI SP 1;
92 # Assign(Stackframe(Num('0')), Stack(Num('1')))
93 LOADIN SP ACC 1;
94 STOREIN BAF ACC -2;
95 ADDI SP 1;
96 # Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
97 JUMP -58;
98 # Return(Empty())
99 LOADIN BAF PC -1;
100 # StackMalloc(Num('2'))
101 SUBI SP 2;
102 # Exp(Num('4'))
103 SUBI SP 1;
104 LOADI ACC 4;
105 STOREIN SP ACC 1;
106 # NewStackframe(Name('faculty'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
107 MOVE BAF ACC;
108 ADDI SP 3;
109 MOVE SP BAF;
110 SUBI SP 4;
111 STOREIN BAF ACC 0;
112 LOADI ACC 80;
113 ADD ACC CS;
114 STOREIN BAF ACC -1;
115 # Exp(GoTo(Name('faculty.6')))
116 JUMP -78;
117 # RemoveStackframe()
118 MOVE BAF IN1;
119 LOADIN IN1 BAF 0;
120 MOVE IN1 SP;
121 # Exp(ACC)
122 SUBI SP 1;
123 STOREIN SP ACC 1;
124 LOADIN SP ACC 1;
125 ADDI SP 1;
126 CALL PRINT ACC;
127 # Return(Empty())
128 LOADIN BAF PC -1;
```

Code 1.13: *RETI Pass für Codebespiel.*

1.3.2 Umsetzung von Zeigern

Die Umsetzung von **Zeigern** ist in diesem Unterkapitel schnell erklärt, auch Dank eines kleinen **Taschenspielertricks**[28]. Hierbei sind nur die **Operationen** für **Referenzierung** und **Dereferenzierung** in den Unterkapiteln 1.3.2.1 und 1.3.2.2 zu erläutern. **Referenzierung** kann dazu genutzt werden einen **Zeiger** zu **initialisieren** und **Dereferenzierung** kann dazu genutzt werden, um auf diesen später zuzugreifen.

1.3.2.1 Referenzierung

Die **Referenzierung** (z.B. `&var`) ist eine **Operation** bei der ein **Zeiger** auf eine **Location** (Definition **??**) in Form der **Anfangsadresse** dieser Location als Ergebnis zurückgegeben wird. Die Umsetzung der **Referenzierung** wird im Folgenden anhand des Beispiels in Code 1.14 erklärt.

```
1 void main() {
2   int var = 42;
3   int *pntr = &var;
4 }
```

Code 1.14: *PicoC-Code für Zeigerreferenzierung.*

Der Knoten `Ref(Name('var'))` repräsentiert im **Abstrakten Syntaxbaum** in Code 1.15 eine **Referenzierung** `&var` und der Knoten `PntrDecl(Num('1'), IntType('int'))` repräsentiert einen Zeiger `*pntr`.

```
1 File
2   Name './example_pntr_ref.ast',
3   [
4     FunDef
5       VoidType 'void',
6       Name 'main',
7       [],
8       [
9         Assign(Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('var')), Num('42'))
10        Assign(Alloc(Writeable(), PntrDecl(Num('1'), IntType('int')), Name('pntr')),
          ↪  Ref(Name('var')))
11      ]
12  ]
```

Code 1.15: *Abstrakter Syntaxbaum für Zeigerreferenzierung.*

Bevor man einem **Zeiger** eine **Adresse** (z.B. `&var`) zuweisen kann, muss dieser erstmal **definiert** sein. Dafür braucht es einen Eintrag in der **Symboltabelle** in Code 1.16.

Anmerkung

Die **Anzahl Speicherzellen**[a], die ein Zeiger[b] `datatype *pntr` belegt ist dabei immer[c]: $size(type(\texttt{pntr})) = 1$ *Speicherzelle.*[def]

[a] Die im `size`-Attribut der **Symboltabelle** eingetragen ist.
[b] Z.B. ein Zeiger auf ein Feld von Integern: `int (*pntr)[3]`.
[c] Hier wird es der Einfachheit halber so dargestellt, als hätte die Programmiersprache L_{PicoC} **nicht** die manchmal etwas

[28] Später mehr dazu.

unpraktische Designentscheidung, die eckigen Klammern `[]` bei der Definition eines Feldes **hinter** die Variable zu schreiben von L_C übernommen. Es wird so getan, als würde der restliche **Datentyp** komplett **vor** der Variable stehen: `datatype var`.

[d] Eine **Speicherzelle** ist in der **RETI-Architektur**, wie in Unterkapitel ?? erklärt 4 *Byte* breit.

[e] Die Funktion *size* berechnet die **Anzahl Speicherzellen**, die ein **Datentyp** belegt.

[f] Die Funktion *type* ordnet einer **Variable** ihren **Datentyp** zu. Das ist notwendig, weil die Funktion *size* als **Definitionsmenge** Datentypen hat.

```
SymbolTable
  [
    Symbol
      {
        type qualifier:         Empty()
        datatype:               FunDecl(VoidType('void'), Name('main'), [])
        name:                   Name('main')
        value or address:       Empty()
        position:               Pos(Num('1'), Num('5'))
        size:                   Empty()
      },
    Symbol
      {
        type qualifier:         Writeable()
        datatype:               IntType('int')
        name:                   Name('var@main')
        value or address:       Num('0')
        position:               Pos(Num('2'), Num('6'))
        size:                   Num('1')
      },
    Symbol
      {
        type qualifier:         Writeable()
        datatype:               PntrDecl(Num('1'), IntType('int'))
        name:                   Name('pntr@main')
        value or address:       Num('1')
        position:               Pos(Num('3'), Num('7'))
        size:                   Num('1')
      }
  ]
```

Code 1.16: *Symboltabelle für Zeigerreferenzierung.*

Im **PicoC-ANF Pass** in Code 1.17 wird der Knoten `Ref(Name('var'))` durch die Knoten `Ref(GlobalRead(Num('0')))` und `Assign(GlobalWrite(Num('1')),Tmp(Num('1')))` ersetzt. Im Fall, dass in `Ref(exp)` das `exp` vielleicht nicht direkt ein `Name('var')` enthält und `exp` z.B. ein `Subscr(Attr(Name('var'),Name('attr')),Num('1'))` ist, sind noch **weitere Anweisungen** zwischen den Zeilen `11` und `12` nötig. Diese weiteren Anweisungen würden sich bei z.B. `Subscr(Attr(Name('var'),Name('attr')),Num('1'))` um das Übersetzen von `Subscr(exp)` und `Attr(exp,name)` nach dem Schema in Unterkapitel 1.3.5.2 kümmern.[29]

```
File
  Name './example_pntr_ref.picoc_mon',
```

[29] Die **Bedeutung** aller hier erwähnten **Knoten** und **Kompositionen** von Knoten wird in den Tabellen der Kapitel PicoC-Knoten, RETI-Knoten und Kompositionen von Knoten mit besonderer Bedeutung erläutert.

```
3  [
4    Block
5      Name 'main.0',
6      [
7        // Assign(Name('var'), Num('42'))
8        Exp(Num('42'))
9        Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('1')))
10       // Assign(Name('pntr'), Ref(Name('var')))
11       Ref(Global(Num('0')))
12       Assign(Global(Num('1')), Stack(Num('1')))
13       Return(Empty())
14     ]
15 ]
```

Code 1.17: *PicoC-ANF Pass für Zeigerreferenzierung.*

Im **RETI-Blocks Pass** in Code 1.18 werden die **PicoC-Knoten** `Ref(Global(Num('0')))` und `Assign(Global(Num('1')),Stack(Num('1')))` durch ihre **semantisch** entsprechenden **RETI-Knoten** ersetzt.

```
1 File
2   Name './example_pntr_ref.reti_blocks',
3   [
4     Block
5       Name 'main.0',
6       [
7         # // Assign(Name('var'), Num('42'))
8         # Exp(Num('42'))
9         SUBI SP 1;
10        LOADI ACC 42;
11        STOREIN SP ACC 1;
12        # Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('1')))
13        LOADIN SP ACC 1;
14        STOREIN DS ACC 0;
15        ADDI SP 1;
16        # // Assign(Name('pntr'), Ref(Name('var')))
17        # Ref(Global(Num('0')))
18        SUBI SP 1;
19        LOADI IN1 0;
20        ADD IN1 DS;
21        STOREIN SP IN1 1;
22        # Assign(Global(Num('1')), Stack(Num('1')))
23        LOADIN SP ACC 1;
24        STOREIN DS ACC 1;
25        ADDI SP 1;
26        # Return(Empty())
27        LOADIN BAF PC -1;
28      ]
29  ]
```

Code 1.18: *RETI-Blocks Pass für Zeigerreferenzierung.*

1.3.2.2 Dereferenzierung durch Zugriff auf Feldindex ersetzen

Die **Dereferenzierung** (z.B. `*var`) ist eine **Operation** bei der einem **Zeiger** zur Location (Definition **??**) hin **gefolgt** wird, auf welche dieser zeigt und das Ergebnis z.B. der **Inhalt** der ersten Speicherzelle der referenzierten Location ist. Die Umsetzung von **Dereferenzierung** wird im Folgenden anhand des Beispiels in Code 1.19 erklärt.

```
1 void main() {
2   int var = 42;
3   int *pntr = &var;
4   *pntr;
5 }
```

Code 1.19: *PicoC-Code für Zeigerdereferenzierung.*

Der Knoten `Deref(Name('var'), Num('0'))` repräsentiert im **Abstrakten Syntaxbaum** in Code 1.20 eine **Dereferenzierung** `*var`. Es gibt hierbei 3 Fälle. Bei der Anwendung von **Zeigerarithmetik**, wie z.B. `*(var + 2 - 1)` übersetzt sich diese zu `Deref(Name('var'), BinOp(Num('2'), Sub(), Num('1')))` und bei z.B. `*(var - 2 - 1)` zu `Deref(Name('var'), UnOp(Minus(), BinOp(Num('2'), Sub(), Num('1'))))`. Bei einer normalen **Dereferenzierung**, wie z.B. `*var`, übersetzt sich diese zu `Deref(Name('var'), Num('0'))`[30].

```
1 File
2   Name './example_pntr_deref.ast',
3   [
4     FunDef
5       VoidType 'void',
6       Name 'main',
7       [],
8       [
9         Assign(Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('var')), Num('42'))
10        Assign(Alloc(Writeable(), PntrDecl(Num('1'), IntType('int')), Name('pntr')),
          ↪  Ref(Name('var')))
11        Exp(Deref(Name('pntr'), Num('0')))
12      ]
13  ]
```

Code 1.20: *Abstrakter Syntaxbaum für Zeigerdereferenzierung.*

Im **PicoC-Shrink Pass** in Code 1.21 wird ein **Trick** angewandet, bei dem jeder Knoten `Deref(exp1, exp2)` einfach durch den Knoten `Subscr(exp1, exp2)` ersetzt wird. Der Trick besteht darin, dass der **Dereferenzierungsoperator** (z.B. `*(var + 1)`) sich identisch zum **Operator für den Zugriff auf einen Feldindex** (z.B. `var[1]`) verhält, wie es bereits im Unterkapitel **??** erläutert wurde. Damit spart man sich viele vermeidbare **Fallunterscheidungen** und **doppelten Code** und kann die Übersetzung der **Derefenzierung** (z.B. `*(var + 1)`) einfach von den Routinen für einen **Zugriff auf einen Feldindex** (z.B. `var[1]`) übernehmen lassen. Das Vorgehen bei der Umsetzung eines **Zugriffs auf einen Feldindex** (z.B. `*(var + 1)`) wird in Unterkapitel 1.3.3.2 erläutert.[31]

[30] Das `Num('0')` steht dafür, dass dem **Zeiger gefolgt** wird, aber danach **nicht** noch mit einem **Versatz** von der **Größe des Unterdatentyps** (Definition 1.9) auf eine nebenliegende Location zugegriffen wird.

[31] Die **Bedeutung** aller hier erwähnten **Knoten** und **Kompositionen** von Knoten wird in den Tabellen der Kapitel PicoC-Knoten, RETI-Knoten und Kompositionen von Knoten mit besonderer Bedeutung erläutert.

```
File
  Name './example_pntr_deref.picoc_shrink',
  [
    FunDef
      VoidType 'void',
      Name 'main',
      [],
      [
        Assign(Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('var')), Num('42'))
        Assign(Alloc(Writeable(), PntrDecl(Num('1'), IntType('int')), Name('pntr')),
        ↪  Ref(Name('var')))
        Exp(Subscr(Name('pntr'), Num('0')))
      ]
  ]
```

Code 1.21: *PicoC-Shrink Pass für Zeigerdereferenzierung.*

1.3.3 Umsetzung von Feldern

Bei Feldern ist in diesem Unterkapitel die Umsetzung der **Innitialisierung eines Feldes** 1.3.3.1, des **Zugriffs auf einen Feldindex** 1.3.3.2 und der **Zuweisung an einen Feldindex** 1.3.3.3 zu klären.

1.3.3.1 Initialisierung eines Feldes

Die Umsetzung der **Initialisierung** eines **Feldes** (z.B. `int ar[2][1] = {{3+1}, {5}}`) wird im Folgenden anhand des Beispiels in Code 1.22 erklärt.

```
void fun() {
  int ar[2][2] = {{3, 4}, {5, 6}};
}

void main() {
  int ar[2][1] = {{3+1}, {5}};
}
```

Code 1.22: *PicoC-Code für die Initialisierung eines Feldes.*

Die **Initialisierung** eines **Feldes** `intar[2][1]={{3+1},{5}}` wird im **Abstrakten Syntaxbaum** in Code 1.23 mithilfe der Knoten `Assign(Alloc(Writeable(),ArrayDecl([Num('2'),Num('1')],IntType('int')),Name('ar')),Array([Array([BinOp(Num('3'),Add('+'),Num('1'))]),Array([Num('5')])]))` dargestellt.

```
File
  Name './example_array_init.ast',
  [
    FunDef
      VoidType 'void',
      Name 'fun',
      [],
      [
```

```
9         Assign(Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('2'), Num('2')], IntType('int')),
          ↪  Name('ar')), Array([Array([Num('3'), Num('4')]), Array([Num('5'), Num('6')])]))
10      ],
11    FunDef
12      VoidType 'void',
13      Name 'main',
14      [],
15      [
16        Assign(Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('2'), Num('1')], IntType('int')),
          ↪  Name('ar')), Array([Array([BinOp(Num('3'), Add('+'), Num('1'))]),
          ↪  Array([Num('5')])]))
17      ]
18  ]
```

Code 1.23: *Abstrakter Syntaxbaum für die Initialisierung eines Feldes.*

Bei der **Initialisierung** eines **Feldes** wird zuerst `Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('2'), Num('1')], IntType('int')))` ausgewertet, da eine Variable zuerst definiert sein muss, bevor man sie verwenden kann[32]. Das **Definieren** der Variable `ar` erfolgt mittels der **Symboltabelle**, die in Code 1.24 dargestellt ist.

Auf dem **Stackframe** wird ein Feld verglichen zur Wachstumrichtung des Stacks **rückwärts** in den Stackframe geschrieben und die **relative Adresse des ersten Elements** als Adresse des Feldes in der **Symboltabelle** in Code 1.24 genommen. Dies ist in Tabelle 1.9 für ein **Datensegment** der Größe 8 und das Beispiel aus Code 1.22 dargestellt. Es wird hier so getann als würde die **Funktion** `fun` ebenfalls **aufgerufen** werden. Der **Stack** wächst zwar verglichen zu den **Globalen Statischen Daten** in die entgegengesetzte Richtung, aber Felder in den **Globalen Statischen Daten** und in einem **Stackframe** haben die gleiche Ausrichtung. Das macht den **Zugriff auf einen Feldindex** in Unterkapitel 1.3.3.2 deutlich unkomplizierter. Auf diese Weise muss beim **Zugriff auf einen Feldindex** nicht zwischen **Stackframe** und **Globalen Statischen Daten** unterschieden werden.

Relativ-adresse	Wert	Register
0	4	CS
1	5	
...	...	
3	3	
2	4	
1	5	
0	6	
...	...	
...	...	BAF

Tabelle 1.9: *Datensegment nach der Initialisierung beider Felder.*

Anmerkung

Die **Anzahl Speicherzellen**, die ein Feld[a] `datatype ar`$[\texttt{dim}_1]\dots[\texttt{dim}_n]$ belegt[b], berechnet sich aus der **Mächtigkeit** der einzelnen **Dimensionen** des Feldes und der **Anzahl Speicherzellen**, die der

[32] Das widerspricht der üblichen Auswertungsreihenfolge beim **Zuweisungsoperator** `=`, der **rechtsassoziativ** ist. Der **Zuweisungsoperator** `=` tritt allerdings erst später in Aktion.

Datentyp, den alle **Feldelemente** haben belegt: $size(type(\texttt{ar})) = \left(\prod_{j=1}^{n} \texttt{dim}_\texttt{j}\right) \cdot size(\texttt{datatype})$.[cd]

[a]Die im `size`-Attribut des **Symboltabelleneintrags** eingetragen ist.
[b]Hier wird es der Einfachheit halber so dargestellt, als hätte die Programmiersprache L_{PicoC} **nicht** die manchmal etwas unpraktische Designentscheidung, die eckigen Klammern `[]` bei der Definition eines Feldes **hinter** die Variable zu schreiben von $\texttt{L}_\texttt{C}$ übernommen. Es wird so getan, als würde der restliche **Datentyp** komplett **vor** der Variable stehen: `datatype var`.
[c]Die Funktion *size* berechnet die **Anzahl Speicherzellen**, die ein Datentyp belegt.
[d]Die **Funktion** *type* ordnet einer **Variable** ihren **Datentyp** zu. Das ist notwendig, weil die Funktion *size* als **Definitionsmenge** Datentypen hat.

```
SymbolTable
  [
    Symbol
      {
        type qualifier:         Empty()
        datatype:               FunDecl(VoidType('void'), Name('fun'), [])
        name:                   Name('fun')
        value or address:       Empty()
        position:               Pos(Num('1'), Num('5'))
        size:                   Empty()
      },
    Symbol
      {
        type qualifier:         Writeable()
        datatype:               ArrayDecl([Num('2'), Num('2')], IntType('int'))
        name:                   Name('ar@fun')
        value or address:       Num('3')
        position:               Pos(Num('2'), Num('6'))
        size:                   Num('4')
      },
    Symbol
      {
        type qualifier:         Empty()
        datatype:               FunDecl(VoidType('void'), Name('main'), [])
        name:                   Name('main')
        value or address:       Empty()
        position:               Pos(Num('5'), Num('5'))
        size:                   Empty()
      },
    Symbol
      {
        type qualifier:         Writeable()
        datatype:               ArrayDecl([Num('2'), Num('1')], IntType('int'))
        name:                   Name('ar@main')
        value or address:       Num('0')
        position:               Pos(Num('6'), Num('6'))
        size:                   Num('2')
      }
  ]
```

Code 1.24: *Symboltabelle für die Initialisierung eines Feldes.*

Im **PiocC-ANF Pass** in Code 1.25 werden zuerst die Knoten für die **Logischen Ausdrücke** in den **Blättern** des Teilbaumes, dessen Wurzel der **Feld-Initialisierer**-Knoten `Array([Array([BinOp(Num('3'), Add('+'),`

`Num('1'))]), Array([Num('5')])])` ist ausgewertet. Die Auswertung geschieht hierbei nach dem Prinzip der **Tiefensuche**, von **links-nach-rechts**. Bei dieser Auswertung werden diese Knoten für die **Logischen Ausdrücke** durch Knoten erstetzt, welche das Ergebnis dieser Ausdrücke auf den **Stack** schreiben[33].

Im finalen Schritt muss zwischen den **Globalen Statischen Daten** der `main`-Funktion und dem **Stackframe** der Funktion `fun` unterschieden werden. Die auf dem **Stack** ausgewerteten **Logischen Ausdrücke** werden mittels der Knoten `Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('2')))` (für **Globale Statische Daten**) bzw. `Assign(Stackframe(Num('3')), Stack(Num('5')))` (für **Stackframe**) zu den **Globalen Statischen Daten** bzw. auf den **Stackframe** geschrieben.[34]

Zur Veranschaulichung ist in Tabelle 1.10 ein **Ausschnitt des Datensegments** nach der Initialisierung des Feldes der Funktion `main`-Funktion dargestellt. Die auf den **Stack** ausgewerteten **Logischen Ausdrücke** sind in grauer Farbe markiert. Die **Kopien** dieser ausgewerteten Logischen Ausdrücke in den **Globalen Statischen Daten**, welche die einzelnen Elemente des Feldes darstellen sind in roter Farbe markiert. In Tabelle 1.11 ist das gleiche, allerdings für die Funktion `fun` und den **Stackframe** der Funktion `fun` dargestellt.

Relativ-adresse	Wert	Register
0	4	CS
1	5	
...	...	
1	5	
2	4	SP
...	...	

Tabelle 1.10: *Ausschnitt des Datensegments nach der Initialisierung des Feldes in der `main`-Funktion.*

Relativ-adresse	Wert	Register
...	...	
1	6	
2	5	
3	4	
4	3	SP
3	3	
2	4	
1	5	
0	6	
...	...	
...	...	BAF

Tabelle 1.11: *Ausschnitt des Datensegments nach der Initialisierung des Feldes in der Funktion `fun`.*

Der **Trick** ist hier, dass egal wieviele **Dimensionen** und was für einen **grundlegenden Datentyp**[35] das Feld hat, man letztendlich immer das gesamte Feld erwischt, wenn man z.B. mit den **Knoten** `Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('2')))` einfach so viele Speicherzellen rüberkopiert, wie das Feld **Speicherzellen** belegt.

[33] Da der **Zuweisungsoperator** `=` **rechtsassoziativ** ist und auch rein **logisch**, weil man nichts zuweisen kann, was man noch nicht berechnet hat.

[34] Die **Bedeutung** aller hier erwähnten **Knoten** und **Kompositionen** von Knoten wird in den Tabellen der Kapitel PicoC-Knoten, RETI-Knoten und Kompositionen von Knoten mit besonderer Bedeutung erläutert.

[35] Z.B. ein **Verbund**, sodass es ein **„Feld von Verbunden“** ist.

In die Knoten `Global('0')` und `Stackframe('3')` wird hierbei die **Startadresse** des jeweiligen Feldes geschrieben. Daher müssen nach dem **PicoC-ANF Pass** nie mehr Variablen in der **Symboltabelle** nachgesehen werden und es ist möglich direkt abzulesen, ob diese in Bezug zu den **Globalen Statischen Daten** oder dem **Stackframe** stehen.

```
File
  Name './example_array_init.picoc_mon',
  [
    Block
      Name 'fun.1',
      [
        // Assign(Name('ar'), Array([Array([Num('3'), Num('4')]), Array([Num('5'),
        ↪  Num('6')])]))
        Exp(Num('3'))
        Exp(Num('4'))
        Exp(Num('5'))
        Exp(Num('6'))
        Assign(Stackframe(Num('3')), Stack(Num('4')))
        Return(Empty())
      ],
    Block
      Name 'main.0',
      [
        // Assign(Name('ar'), Array([Array([BinOp(Num('3'), Add('+'), Num('1'))]),
        ↪  Array([Num('5')])]))
        Exp(Num('3'))
        Exp(Num('1'))
        Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Add('+'), Stack(Num('1'))))
        Exp(Num('5'))
        Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('2')))
        Return(Empty())
      ]
  ]
```

Code 1.25: *PicoC-ANF Pass für die Initialisierung eines Feldes.*

Im **RETI-Blocks Pass** in Code 1.26 werden die **PicoC-Knoten** `Exp(exp)` und `Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('2')))` bzw. `Assign(Stackframe(Num('3')), Stack(Num('5')))` durch ihre **semantisch** entsprechenden **RETI-Knoten** ersetzt.

```
File
  Name './example_array_init.reti_blocks',
  [
    Block
      Name 'fun.1',
      [
        # // Assign(Name('ar'), Array([Array([Num('3'), Num('4')]), Array([Num('5'),
        ↪  Num('6')])]))
        # Exp(Num('3'))
        SUBI SP 1;
        LOADI ACC 3;
        STOREIN SP ACC 1;
        # Exp(Num('4'))
```

```
13        SUBI SP 1;
14        LOADI ACC 4;
15        STOREIN SP ACC 1;
16        # Exp(Num('5'))
17        SUBI SP 1;
18        LOADI ACC 5;
19        STOREIN SP ACC 1;
20        # Exp(Num('6'))
21        SUBI SP 1;
22        LOADI ACC 6;
23        STOREIN SP ACC 1;
24        # Assign(Stackframe(Num('3')), Stack(Num('4')))
25        LOADIN SP ACC 1;
26        STOREIN BAF ACC -2;
27        LOADIN SP ACC 2;
28        STOREIN BAF ACC -3;
29        LOADIN SP ACC 3;
30        STOREIN BAF ACC -4;
31        LOADIN SP ACC 4;
32        STOREIN BAF ACC -5;
33        ADDI SP 4;
34        # Return(Empty())
35        LOADIN BAF PC -1;
36      ],
37    Block
38      Name 'main.0',
39      [
40        # // Assign(Name('ar'), Array([Array([BinOp(Num('3'), Add('+'), Num('1'))]),
          ↪  Array([Num('5')])]))
41        # Exp(Num('3'))
42        SUBI SP 1;
43        LOADI ACC 3;
44        STOREIN SP ACC 1;
45        # Exp(Num('1'))
46        SUBI SP 1;
47        LOADI ACC 1;
48        STOREIN SP ACC 1;
49        # Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Add('+'), Stack(Num('1'))))
50        LOADIN SP ACC 2;
51        LOADIN SP IN2 1;
52        ADD ACC IN2;
53        STOREIN SP ACC 2;
54        ADDI SP 1;
55        # Exp(Num('5'))
56        SUBI SP 1;
57        LOADI ACC 5;
58        STOREIN SP ACC 1;
59        # Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('2')))
60        LOADIN SP ACC 1;
61        STOREIN DS ACC 1;
62        LOADIN SP ACC 2;
63        STOREIN DS ACC 0;
64        ADDI SP 2;
65        # Return(Empty())
66        LOADIN BAF PC -1;
67      ]
68  ]
```

Code 1.26: *RETI-Blocks Pass für die Initialisierung eines Feldes.*

1.3.3.2 Zugriff auf einen Feldindex

Die Umsetzung des **Zugriffs auf einen Feldindex** (z.B. `ar[0]`) wird im Folgenden anhand des Beispiels in Code 1.27 erklärt.

```
1 void fun() {
2   int ar[1] = {42};
3   ar[0];
4 }
5
6 void main() {
7   int ar[3] = {1, 2, 3};
8   ar[1+1];
9 }
```

Code 1.27: *PicoC-Code für Zugriff auf einen Feldindex.*

Der **Zugriff auf einen Feldindex** `ar[0]` wird im **Abstrakten Syntaxbaum** in Code 1.28 mithilfe des Knotens `Subscr(Name('ar'), Num('0'))` dargestellt.

```
1 File
2   Name './example_array_access.ast',
3   [
4     FunDef
5       VoidType 'void',
6       Name 'fun',
7       [],
8       [
9         Assign(Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('1')], IntType('int')), Name('ar')),
          ↪  Array([Num('42')]))
10        Exp(Subscr(Name('ar'), Num('0')))
11      ],
12    FunDef
13      VoidType 'void',
14      Name 'main',
15      [],
16      [
17        Assign(Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('3')], IntType('int')), Name('ar')),
          ↪  Array([Num('1'), Num('2'), Num('3')]))
18        Exp(Subscr(Name('ar'), BinOp(Num('1'), Add('+'), Num('1'))))
19      ]
20  ]
```

Code 1.28: *Abstrakter Syntaxbaum für Zugriff auf einen Feldindex.*

Im **PicoC-ANF Pass** in Code 1.29 wird zuerst das Schreiben der **Adresse** einer Variable `Name('ar')` des Knoten `Subscr(Name('ar'), Num('0'))` auf den **Stack** dargestellt. Bei den **Globalen Statischen Daten** der `main`-Funktion wird das durch die Knoten `Ref(Global(Num('0')))` dargestellt und beim **Stackframe**

der Funktionm `fun` wird das durch die Knoten `Ref(Stackframe(Num('2')))` dargestellt. Diese Phase wird als **Anfangsteil** 1.3.5.1 bezeichnet.

Die nächste Phase wird als **Mittelteil** 1.3.5.2 bezeichnet. In dieser Phase wird die **Adresse** ab der das **Feldelement**, des Feldes auf das zugegriffen werden soll anfängt berechnet. Dabei wurde im **Anfangsteil** bereits die **Anfangsadresse** des Feldes, in dem dieses **Feldelement** liegt auf den **Stack** gelegt. Ein **Index** eines Feldelements auf das zugegriffen werden soll kann auch durch das Ergebnis eines **komplexeren Ausdrucks**, wie z.B. `ar[1 + var]` bestimmt sein, in dem auch **Variablen** vorkommen. Aus diesem Grund kann dieser nicht während des **Kompilierens** berechnet werden, sondern muss zur **Laufzeit** berechnet werden.

Daher muss zuerst der Wert des **Index**, dessen Adresse berechnet werden soll bestimmt werden, was z.B. im einfachsten Fall durch `Exp(Num('0'))` dargestellt wird. Danach kann die **Adresse des Index** berechnet werden, was durch die Knoten `Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))` dargestellt wird.

In Tabelle 1.12 ist das ganze **veranschaulicht**. In dem Auschnitt liegt die **Startadresse** $2^{31} + 67$ des Felds `int ar[3] = {1, 2, 3}` auf dem **Stack** und darüber wurde der **Wert des Index** `[1+1]` berechnet und auf dem Stack gespeichert (in rot markiert). Der Wert des Index wurde noch **nicht** auf auf die **Startadresse** des Felds **draufaddiert**.[36]

Absolutadresse	Wert	Register
...	...	
$2^{31} + 64$	1	SP
$2^{31} + 65$	2	
$2^{31} + 66$	$2^{31} + 67$	
$2^{31} + 67$	1	
$2^{31} + 68$	2	
$2^{31} + 69$	3	
...	...	
...	...	BAF

Tabelle 1.12: *Ausschnitt des Datensegments bei der Adressberechnung.*

Zur **Adressberechnung** ist es notwendig auf die **Dimensionen** (z.B. `[Num('3')]`) des Feldes, auf dessen **Feldelement** zugegriffen werden soll, zugreifen zu können. Daher ist der **Felddatentyp** (z.B. `ArrayDecl([Num('3')], IntType('int'))`) dem Knoten `Ref(exp, datatype)` als verstecktes Attribut `datatype` angehängt. Das versteckte Attribut wird zuvor, während des Kompiliervorgangs im **PiocC-ANF Pass** dem Knoten `Ref(exp, datatype)` angehängt.

Je nachdem, ob mehrere `Subscr(exp,exp)` eine Komposition bilden (z.B. `Subscr(Subscr(Name('var'), Num('1')), Num('1'))`) ist es notwendig mehrere **Adressberechnungsschritte für den Index** `Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))` einzuleiten. Es muss auch möglich sein, z.B. einen **Attributzugriff** `var.attr` und einen **Zugriff auf einen Arryindex** `var[1]` miteinander zu kombinieren, was in Unterkapitel 1.3.5.2 allgemein erklärt wird.

Die letzte Phase wird als **Schlussteil** 1.3.5.3 bezeichnet. In dieser Phase wird der **Inhalt** des **Index**, dessen **Adresse** in den vorherigen Schritten berechnet wurde nun auf den **Stack** geschrieben. Hierfür wird die **Adresse**, die in den vorherigen Schritten auf dem **Stack** berechnet wurde verwendet. Beim Schreiben des **Inhalts dieses Index** auf den **Stack**, wird dieser die **Adresse** auf dem Stack ersetzen, die in den vorherigen Schritten berechnet wurde. Dies wird durch den Knoten `Exp(Stack(Num('1')))` dargestellt. In Tabelle 1.13 ist das ganze veranschaulicht. In rot ist der **Inhalt des Feldindex** markiert, der auf den **Stack** geschrieben wurde.

[36] Die **Bedeutung** aller hier erwähnten **Knoten** und **Kompositionen** von Knoten wird in den Tabellen der Kapitel PicoC-Knoten, RETI-Knoten und Kompositionen von Knoten mit besonderer Bedeutung erläutert.

Absolutadresse	Wert	Register
...	...	
$2^{31}+64$	1	
$2^{31}+65$	2	SP
$2^{31}+66$	3	
$2^{31}+67$	1	
$2^{31}+68$	2	
$2^{31}+69$	3	
...	...	
...	...	BAF

Tabelle 1.13: *Ausschnitt des Datensegments nach Schlussteil.*

Je nachdem auf welchen **Unterdatentyp** (Definition 1.9) im **Kontext** zuletzt zugegriffen wird, abhängig davon wird der **PicoC-Knoten** `Exp(Stack(Num('1')))` durch andere **semantisch** entsprechende **RETI-Knoten** ersetzt (siehe Unterkapitel 1.3.5.3 für genauere Erklärung). Der **Unterdatentyp** ist dabei über das versteckte Attribut `datatype` des `Exp(exp, datatype)`-Knoten zugänglich.

Definition 1.9: Unterdatentyp

***Datentyp**, der durch einen **Teilbaum** dargestellt wird. Dieser Teilbaum ist ein **Teil** eines Baumes ist, der einen gesamten **Datentyp** darstellt.*

Der einzige **Unterschied**, je nachdem, ob der **Zugriff auf einen Feldindex** (z.B. `ar[1]`) in der `main`-Funktion oder der Funktion `fun` erfolgt, ist eigentlich nur beim **Anfangsteil**, beim Schreiben der **Adresse** der Variable `ar` auf den **Stack** zu finden. Hierbei werden, je nachdem, ob eine Variable in den **Globalen Statischen Daten** liegt oder sie auf dem **Stackframe** liegt unterschiedliche **semantisch** entsprechende **RETI-Befehle** erzeugt.

Anmerkung

Die Berechnung der **Adresse**, ab der ein **Feldelement** eines Feldes $\texttt{datatype ar}[\texttt{dim}_1]\dots[\texttt{dim}_n]$ abgespeichert ist[a], kann mittels der Formel 1.3.1:

$$ref(\texttt{ar}[\texttt{idx}_1]\dots[\texttt{idx}_n]) = ref(\texttt{ar}) + \left(\sum_{i=1}^{n}\left(\prod_{j=i+1}^{n}\texttt{dim}_j\right)\cdot\texttt{idx}_i\right)\cdot size(\texttt{datatype}) \tag{1.3.1}$$

aus der Betriebssysteme Vorlesung Scholl, „Betriebssysteme“ berechnet werden[b c].

Die Knoten `Ref(Global(num))` bzw. `Ref(Stackframe(num))` repräsentieren dabei den Summanden für die **Anfangsadresse** $ref(\texttt{ar})$ in der Formel.

Der Knoten `Exp(num)` repräsentiert dabei einen **Index** beim **Zugriff auf ein Feldelement** (z.B. `j` in `a[i][j][k]`), der als Faktor $\texttt{idx}_i$ in der Formel auftaucht.

Die Knoten `Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))` repräsentieren dabei einen **ausmultiplizierten Summanden** $\left(\prod_{j=i+1}^{n}\texttt{dim}_j\right)\cdot\texttt{idx}_i\cdot size(\texttt{datatpye})$ in der Formel.

Die Knoten `Exp(Stack(Num('1')))` repräsentieren dabei das Lesen des **Inhalts** $M\,[ref(\texttt{ar}[\texttt{idx}_1]\dots[\texttt{idx}_n])]$ der Speicherzelle an der finalen **Adresse** $ref(\texttt{ar}[\texttt{idx}_1]\dots[\texttt{idx}_n])$.

[a] Hier wird es der Einfachheit halber so dargestellt, als hätte die Programmiersprache L_{PicoC} **nicht** die manchmal etwas

unpraktische Designentscheidung, die eckigen Klammern `[]` bei der Definition eines Feldes **hinter** die Variable zu schreiben von L_C übernommen. Es wird so getan, als würde der restliche **Datentyp** komplett **vor** der Variable stehen: `datatype var`.
[b] ref(`exp`) steht dabei für die Berechnung der **Adresse** von `exp`, wobei `exp` z.B. `ar[3][2]` sein könnte.
[c] Die Funktion *size* berechnet die **Anzahl Speicherzellen**, die ein Datentyp belegt.

```
File
  Name './example_array_access.picoc_mon',
  [
    Block
      Name 'fun.1',
      [
        // Assign(Name('ar'), Array([Num('42')]))
        Exp(Num('42'))
        Assign(Stackframe(Num('0')), Stack(Num('1')))
        // Exp(Subscr(Name('ar'), Num('0')))
        Ref(Stackframe(Num('0')))
        Exp(Num('0'))
        Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
        Exp(Stack(Num('1')))
        Return(Empty())
      ],
    Block
      Name 'main.0',
      [
        // Assign(Name('ar'), Array([Num('1'), Num('2'), Num('3')]))
        Exp(Num('1'))
        Exp(Num('2'))
        Exp(Num('3'))
        Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('3')))
        // Exp(Subscr(Name('ar'), BinOp(Num('1'), Add('+'), Num('1'))))
        Ref(Global(Num('0')))
        Exp(Num('1'))
        Exp(Num('1'))
        Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Add('+'), Stack(Num('1'))))
        Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
        Exp(Stack(Num('1')))
        Return(Empty())
      ]
  ]
```

Code 1.29: *PicoC-ANF Pass für Zugriff auf einen Feldindex.*

Im **RETI-Blocks Pass** in Code 1.30 werden die **PicoC-Knoten** `Ref(Global(Num('0')))`, `Ref(Subscr(Stack(Num('2'))undStack(Num('1'))))` durch ihre **semantisch** entsprechenden **RETI-Knoten** ersetzt.

```
File
  Name './example_array_access.reti_blocks',
  [
    Block
      Name 'fun.1',
      [
        # // Assign(Name('ar'), Array([Num('42')]))
```

```
 8         # Exp(Num('42'))
 9         SUBI SP 1;
10         LOADI ACC 42;
11         STOREIN SP ACC 1;
12         # Assign(Stackframe(Num('0')), Stack(Num('1')))
13         LOADIN SP ACC 1;
14         STOREIN BAF ACC -2;
15         ADDI SP 1;
16         # // Exp(Subscr(Name('ar'), Num('0')))
17         # Ref(Stackframe(Num('0')))
18         SUBI SP 1;
19         MOVE BAF IN1;
20         SUBI IN1 2;
21         STOREIN SP IN1 1;
22         # Exp(Num('0'))
23         SUBI SP 1;
24         LOADI ACC 0;
25         STOREIN SP ACC 1;
26         # Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
27         LOADIN SP IN1 2;
28         LOADIN SP IN2 1;
29         MULTI IN2 1;
30         ADD IN1 IN2;
31         ADDI SP 1;
32         STOREIN SP IN1 1;
33         # Exp(Stack(Num('1')))
34         LOADIN SP IN1 1;
35         LOADIN IN1 ACC 0;
36         STOREIN SP ACC 1;
37         # Return(Empty())
38         LOADIN BAF PC -1;
39       ],
40     Block
41       Name 'main.0',
42       [
43         # // Assign(Name('ar'), Array([Num('1'), Num('2'), Num('3')]))
44         # Exp(Num('1'))
45         SUBI SP 1;
46         LOADI ACC 1;
47         STOREIN SP ACC 1;
48         # Exp(Num('2'))
49         SUBI SP 1;
50         LOADI ACC 2;
51         STOREIN SP ACC 1;
52         # Exp(Num('3'))
53         SUBI SP 1;
54         LOADI ACC 3;
55         STOREIN SP ACC 1;
56         # Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('3')))
57         LOADIN SP ACC 1;
58         STOREIN DS ACC 2;
59         LOADIN SP ACC 2;
60         STOREIN DS ACC 1;
61         LOADIN SP ACC 3;
62         STOREIN DS ACC 0;
63         ADDI SP 3;
64         # // Exp(Subscr(Name('ar'), BinOp(Num('1'), Add('+'), Num('1'))))
```

```
65          # Ref(Global(Num('0')))
66          SUBI SP 1;
67          LOADI IN1 0;
68          ADD IN1 DS;
69          STOREIN SP IN1 1;
70          # Exp(Num('1'))
71          SUBI SP 1;
72          LOADI ACC 1;
73          STOREIN SP ACC 1;
74          # Exp(Num('1'))
75          SUBI SP 1;
76          LOADI ACC 1;
77          STOREIN SP ACC 1;
78          # Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Add('+'), Stack(Num('1'))))
79          LOADIN SP ACC 2;
80          LOADIN SP IN2 1;
81          ADD ACC IN2;
82          STOREIN SP ACC 2;
83          ADDI SP 1;
84          # Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
85          LOADIN SP IN1 2;
86          LOADIN SP IN2 1;
87          MULTI IN2 1;
88          ADD IN1 IN2;
89          ADDI SP 1;
90          STOREIN SP IN1 1;
91          # Exp(Stack(Num('1')))
92          LOADIN SP IN1 1;
93          LOADIN IN1 ACC 0;
94          STOREIN SP ACC 1;
95          # Return(Empty())
96          LOADIN BAF PC -1;
97      ]
98  ]
```

Code 1.30: *RETI-Blocks Pass für Zugriff auf einen Feldindex.*

1.3.3.3 Zuweisung an Feldindex

Die Umsetzung einer **Zuweisung** eines Wertes an einen **Feldindex** (z.B. `ar[2] = 42;`) wird im Folgenden anhand des Beispiels in Code 1.31 erläutert.

```
1 void main() {
2   int ar[2];
3   ar[1] = 42;
4 }
```

Code 1.31: *PicoC-Code für Zuweisung an Feldindex.*

Im **Abstrakten Syntaxbaum** in Code 1.32 wird eine **Zuweisung** an einen **Feldindex** `ar[2] = 42;` durch die Knoten `Assign(Subscr(Name('ar'), Num('2')), Num('42'))` dargestellt.

```
File
  Name './example_array_assignment.ast',
  [
    FunDef
      VoidType 'void',
      Name 'main',
      [],
      [
        Exp(Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('2')], IntType('int')), Name('ar')))
        Assign(Subscr(Name('ar'), Num('1')), Num('42'))
      ]
  ]
```

Code 1.32: *Abstrakter Syntaxbaum für Zuweisung an Feldindex.*

Im **PicoC-ANF Pass** in Code 1.33 wird zuerst die **rechte** Seite des **rechtsassoziativen** Zuweisungsoperators `=` bzw. des Knotens der diesen darstellt ausgewertet: `Exp(Num('42'))`. Dies ist in Tabelle 1.14 für das Beispiel in Code 1.31 veranschaulicht. Der **Wert** 42 (in rot markiert) wurde auf den **Stack** geschrieben.

Absolutadresse	Wert	Register
...	...	
$2^{31}+64$	...	
$2^{31}+65$	...	SP
$2^{31}+66$	42	
$2^{31}+67$	...	
$2^{31}+68$	...	
$2^{31}+69$	...	
...	...	
...	...	BAF

Tabelle 1.14: *Ausschnitt des Datensegments nach Auswerten der rechten Seite.*

Danach ist das Vorgehen und die damit verbundenen Knoten, die dieses Vorgehen darstellen: `Ref(Global(Num('0')))`, `Exp(Num('2'))` und `Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))` identisch zum **Anfangsteil** und **Mittelteil** aus dem vorherigen Unterkapitel 1.3.3.2. Die eben genannten Knoten stellen die Berechnung der **Adresse** des **Index**, dem das Ergebnis des Logischen Ausdrucks auf der rechten Seite des **Zuweisungsoperators** `=` zugewiesen wird dar. Dies ist in Tabelle 1.15 für das Beispiel in Code 1.31 veranschaulicht. Die **Adresse** $2^{31}+68$ (in rot markiert) des Index wurde auf dem **Stack** berechnet.

Absolutadresse	Wert	Register
...	...	
$2^{31}+64$	1	SP
$2^{31}+65$	$2^{31}+68$	
$2^{31}+66$	42	
$2^{31}+67$	...	
$2^{31}+68$	...	
$2^{31}+69$	...	
...	...	
...	...	BAF

Tabelle 1.15: *Ausschnitt des Datensegments vor Zuweisung.*

Zum Schluss stellen die Knoten `Assign(Stack(Num('1')), Stack(Num('2')))` die **Zuweisung** `stack(1) = stack(2)` des Ergebnisses des Ausdrucks auf der **rechten Seite der Zuweisung** zum **Feldindex** dar. Die **Adresse** des Feldindex wurde im Schritt davor berechnet. Die **Zuweisung** des Wertes 42 an den **Feldindex** `[1]` ist in Tabelle 1.16 veranschaulicht (in rot markiert).[37]

Absolutadresse	Wert	Register
...	...	
$2^{31} + 64$	1	
$2^{31} + 65$	$2^{31} + 68$	
$2^{31} + 66$	42	SP
$2^{31} + 67$	...	
$2^{31} + 68$	42	
$2^{31} + 69$	...	
...	...	
...	...	BAF

Tabelle 1.16: *Ausschnitt des Datensegments nach Zuweisung.*

```
File
  Name './example_array_assignment.picoc_mon',
  [
    Block
      Name 'main.0',
      [
        // Assign(Subscr(Name('ar'), Num('1')), Num('42'))
        Exp(Num('42'))
        Ref(Global(Num('0')))
        Exp(Num('1'))
        Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
        Assign(Stack(Num('1')), Stack(Num('2')))
        Return(Empty())
      ]
  ]
```

Code 1.33: *PicoC-ANF Pass für Zuweisung an Feldindex.*

Im **RETI-Blocks Pass** in Code 1.34 werden die **PicoC-Knoten** `Exp(Num('42'))`, `Ref(Global(Num('0')))`, `Exp(Num('1'))`, `Ref(Subscr(Stack(Num('2')),Stack(Num('1'))))` und `Assign(Stack(Num('1')),Stack(Num('2')))` durch ihre **semantisch** entsprechenden **RETI-Knoten** ersetzt.

```
File
  Name './example_array_assignment.reti_blocks',
  [
    Block
      Name 'main.0',
      [
        # // Assign(Subscr(Name('ar'), Num('1')), Num('42'))
```

[37] Die **Bedeutung** aller hier erwähnten **Knoten** und **Kompositionen** von Knoten wird in den Tabellen der Kapitel PicoC-Knoten, RETI-Knoten und Kompositionen von Knoten mit besonderer Bedeutung erläutert.

```
8         # Exp(Num('42'))
9         SUBI SP 1;
10        LOADI ACC 42;
11        STOREIN SP ACC 1;
12        # Ref(Global(Num('0')))
13        SUBI SP 1;
14        LOADI IN1 0;
15        ADD IN1 DS;
16        STOREIN SP IN1 1;
17        # Exp(Num('1'))
18        SUBI SP 1;
19        LOADI ACC 1;
20        STOREIN SP ACC 1;
21        # Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
22        LOADIN SP IN1 2;
23        LOADIN SP IN2 1;
24        MULTI IN2 1;
25        ADD IN1 IN2;
26        ADDI SP 1;
27        STOREIN SP IN1 1;
28        # Assign(Stack(Num('1')), Stack(Num('2')))
29        LOADIN SP IN1 1;
30        LOADIN SP ACC 2;
31        ADDI SP 2;
32        STOREIN IN1 ACC 0;
33        # Return(Empty())
34        LOADIN BAF PC -1;
35    ]
36 ]
```

Code 1.34: *RETI-Blocks Pass für Zuweisung an Feldindex.*

1.3.4 Umsetzung von Verbunden

Bei Verbunden wird in diesem Unterkapitel zunächst geklärt, wie die **Deklaration von Verbundstypen** umgesetzt ist. Ist ein **Verbundstyp** deklariert, kann damit einhergehend ein **Verbund** mit diesem Verbundstyp **definiert** werden. Die Umsetzung von beidem wird in Unterkapitel 1.3.4.1 erläutert. Des Weiteren ist die Umsetzung der **Innitialisierung eines Verbundes** 1.3.4.2, des **Zugriffs auf ein Verbundsattribut** 1.3.4.3 und der **Zuweisung an ein Verbundsattribut** 1.3.4.4 zu klären.

1.3.4.1 Deklaration von Verbundstypen und Definition von Verbunden

Die Umsetzung der **Deklaration** (Definition **??**) eines neuen **Verbundstyps** (z.B. `struct st {int len; int ar[2];}`) und der **Definition** (Definition **??**) eines **Verbundes** mit diesem **Verbundstyp** (z.B. `struct st st_var;`) wird im Folgenden anhand des Beispiels in Code 1.35 erläutert.

```
1 struct st {int len; int ar[2];};
2
3 void main() {
4   struct st st_var;
5 }
```

Code 1.35: *PicoC-Code für die Deklaration eines Verbundstyps.*

Bevor ein Verbund definiert werden kann, muss erstmal ein **Verbundstyp** deklariert werden. Im **Abstrakten Syntaxbaum** in Code 1.37 wird die **Deklaration eines Verbundstyps** `struct st {int len; int ar[2];}` durch die Knoten `StructDecl(Name('st'), [Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('len')) Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('2')], IntType('int')), Name('ar'))])` dargestellt.

Die **Definition** einer Variable mit diesem **Verbundstyp** `struct st st_var;` wird durch die Knoten `Alloc(Writeable(), StructSpec(Name('st')), Name('st_var'))` dargestellt.

```
1  File
2    Name './example_struct_decl_def.ast',
3    [
4      StructDecl
5        Name 'st',
6        [
7          Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('len'))
8          Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('2')], IntType('int')), Name('ar'))
9        ],
10     FunDef
11       VoidType 'void',
12       Name 'main',
13       [],
14       [
15         Exp(Alloc(Writeable(), StructSpec(Name('st')), Name('st_var')))
16       ]
17   ]
```

Code 1.36: *Abstrakter Syntaxbaum für die Deklaration eines Verbundstyps.*

Für den **Verbundstyp** selbst und seine **Verbundsattribute** werden in der **Symboltabelle**, die in Code 1.37 dargestellt ist Symboltabelleneintrage mit den **Schlüsseln** `st`, `len@st` und `ar@st` erstellt. Die Schlüssel der

Verbundsattribute haben einen **Suffix** `@st` angehängt, welcher für die Verbundsattribute einen Verbundstyps **indirekt** einen **Sichtbarkeitsbereich** (Definition **??**) über den **Verbundstyp** selbst erzeugt. Im Unterkapitel 1.3.6.2 wird die **Funktionsweise** von **Sichtbarkeitsbereichen** genauer erläutert. Es gilt folglich, dass **innerhalb** eines **Verbundstyps** zwei Verbundsattribute **nicht** gleich benannt werden können, aber dafür zwei **unterschiedliche Verbundstypen** ihre Verbundsattribute gleich benennen können.

Das Symbol `'@'` wird aus einem bestimmten Grund als **Trennzeichen** verwendet, welcher bereits in Unterkapitel 1.3.1.3 erläutert wurde.

Die Attribute[38] der Symboltabelleneinträge für die **Verbundsattribute** sind genauso belegt wie bei **üblichen Variablen**. Die Attribute des Symboltabelleneintrags für den **Verbundstyp** `type_qualifier`, `datatype`, `name`, `position` und `size` sind wie üblich belegt. In dem `value_address`-Attribut des Symboltabelleneintrags für den **Verbundstyp** sind die **Verbundsattribute** `[Name('len@st'), Name('ar@st')]` aufgelistet, sodass man über den **Verbundstyp** `st` als Schlüssel die **Verbundsattribute** des Verbundstyps in der **Symboltabelle** nachschlagen kann.

Für die **Definition** einer Variable `st_var@main` mit diesem **Verbundstyp** `st` wird ein **Symboltabelleneintrag** in der **Symboltabelle** angelegt. Das `datatype`-Attribut dieses **Symboltabelleneintrags** enthält dabei den Namen des **Verbundstyps** als `StructSpec(Name('st'))`. Dadurch können jederzeit alle wichtigen Informationen zu diesem **Verbundstyp**[39] und seinen **Verbundsattributen** in der **Symboltabelle** nachgeschlagen werden.

Anmerkung

Die **Anzahl Speicherzellen**, die ein **Verbund** `struct st st_var` belegt[a], der mit dem **Verbundstyp** `struct st` $\{$`datatype`$_1$ `attr`$_1$; ...; `datatype`$_n$ `attr`$_n$;$\}$ definiert ist[b], berechnet sich aus der Summe der **Anzahl Speicherzellen**, welche die einzelnen **Datentypen** `datatype`$_1$ ... `datatype`$_n$ der **Verbundsattribute** `attr`$_1$, ... `attr`$_n$ des **Verbundstyps** belegen: $size(type(\texttt{st\_var})) = \sum_{i=1}^{n} size(\texttt{datatype}_i)$.[c][d]

[a] Die ihm `size`-Attribut des **Symboltabelleneintrags** eingetragen ist.
[b] Hier wird es der Einfachheit halber so dargestellt, als hätte die Programmiersprache L_{PicoC} **nicht** die manchmal etwas unpraktische Designentscheidung, die eckigen Klammern `[]` bei der Definition eines Feldes **hinter** die Variable zu schreiben von L_C übernommen. Es wird so getan, als würde der restliche **Datentyp** komplett **vor** der Variable stehen: `datatype var`.
[c] Die Funktion *size* berechnet die **Anzahl Speicherzellen**, die ein **Datentyp** belegt.
[d] Die Funktion *type* ordnet einer **Variable** ihren **Datentyp** zu. Das ist notwendig, weil die Funktion *size* als **Definitionsmenge** Datentypen hat.

```
1  SymbolTable
2    [
3      Symbol
4        {
5          type qualifier:         Empty()
6          datatype:               IntType('int')
7          name:                   Name('len@st')
8          value or address:       Empty()
9          position:               Pos(Num('1'), Num('15'))
10         size:                   Num('1')
11       },
12     Symbol
13       {
```

[38] Die über einen **Bezeichner** selektierbaren Elemente eines **Symboltabelleneintrags** und eines **Verbunds** heißen bei beiden **Attribute**.
[39] Wie z.B. vor allem die **Größe** bzw. **Anzahl an Speicherzellen**, die dieser **Verbundstyp** einnimmt.

```
14        type qualifier:         Empty()
15        datatype:               ArrayDecl([Num('2')], IntType('int'))
16        name:                   Name('ar@st')
17        value or address:       Empty()
18        position:               Pos(Num('1'), Num('24'))
19        size:                   Num('2')
20      },
21    Symbol
22      {
23        type qualifier:         Empty()
24        datatype:               StructDecl(Name('st'), [Alloc(Writeable(), IntType('int'),
          ↪  Name('len'))Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('2')], IntType('int')),
          ↪  Name('ar'))])
25        name:                   Name('st')
26        value or address:       [Name('len@st'), Name('ar@st')]
27        position:               Pos(Num('1'), Num('7'))
28        size:                   Num('3')
29      },
30    Symbol
31      {
32        type qualifier:         Empty()
33        datatype:               FunDecl(VoidType('void'), Name('main'), [])
34        name:                   Name('main')
35        value or address:       Empty()
36        position:               Pos(Num('3'), Num('5'))
37        size:                   Empty()
38      },
39    Symbol
40      {
41        type qualifier:         Writeable()
42        datatype:               StructSpec(Name('st'))
43        name:                   Name('st_var@main')
44        value or address:       Num('0')
45        position:               Pos(Num('4'), Num('12'))
46        size:                   Num('3')
47      }
48  ]
```

Code 1.37: *Symboltabelle für die Deklaration eines Verbundstyps.*

1.3.4.2 Initialisierung von Verbunden

Die Umsetzung der **Initialisierung eines Verbundes** wird im Folgenden mithilfe des Beispiels in Code 1.38 erklärt.

```
1 struct st1 {int *attr[2];};
2
3 struct st2 {int attr1; struct st1 attr2;};
4
5 void main() {
6   int var = 42;
7   struct st2 st = {.attr1=var, .attr2={.attr={&var, &var}}};
8 }
```

Code 1.38: *PicoC-Code für Initialisierung von Verbunden.*

Im **Abstrakten Syntaxbaum** in Code 1.39 wird die **Initialisierung eines Verbundes** `struct st1 st = {.attr1=var, .attr2={.attr={{&var, &var}}}}` mithilfe der **Knoten** `Assign(Alloc(Writeable(), StructSpec(Name('st1')), Name('st')), Struct(...))` dargestellt.

```
File
  Name './example_struct_init.ast',
  [
    StructDecl
      Name 'st1',
      [
        Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('2')], PntrDecl(Num('1'), IntType('int'))),
        ↪  Name('attr'))
      ],
    StructDecl
      Name 'st2',
      [
        Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('attr1'))
        Alloc(Writeable(), StructSpec(Name('st1')), Name('attr2'))
      ],
    FunDef
      VoidType 'void',
      Name 'main',
      [],
      [
        Assign(Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('var')), Num('42'))
        Assign(Alloc(Writeable(), StructSpec(Name('st2')), Name('st')),
        ↪  Struct([Assign(Name('attr1'), Name('var')), Assign(Name('attr2'),
        ↪  Struct([Assign(Name('attr'), Array([Ref(Name('var')), Ref(Name('var'))]))]))]))])
      ]
  ]
```

Code 1.39: *Abstrakter Syntaxbaum für Initialisierung von Verbunden.*

Im **PicoC-ANF Pass** in Code 1.40 wird `Assign(Alloc(Writeable(), StructSpec(Name('st1')), Name('st')), Struct(...))` auf fast dieselbe Weise ausgewertet, wie bei der **Initialisierung eines Feldes** in Unterkapitel 1.3.3.1. Für **genauere Details** wird an dieser Stelle daher auf Unterkapitel 1.3.3.1 verwiesen. Um das Ganze interessanter zu gestalten, wurde das Beispiel in Code 1.38 so gewählt, dass sich daran eine komplexere, mehrstufige Initialisierung mit **verschiedenen** Datentypen erklären lässt.

Der Teilbaum `Struct([Assign(Name('attr1'),Name('var')),Assign(Name('attr2'),Struct([Assign(Name('attr'),Array([Array([Ref(Name('var')),Ref(Name('var'))])]))]))])`, der beim äußersten **Verbund-Initialisierer**-Knoten `Struct(...)` anfängt, wird auf dieselbe Weise nach dem Prinzip der **Tiefensuche** von **links-nach-rechts** ausgewertet, wie es bei der **Initialisierung eines Feldes** in Unterkapitel 1.3.3.1 bereits erklärt wurde. Beim **Iterieren** über den **Teilbaum**, muss bei einem **Verbund-Initialisierer**-Knoten `Struct(...)` nur beachtet werden, dass bei den `Assign(exp1, exp2)`-Knoten[40] der Teilbaum beim rechten `exp` Attribut weitergeht.

Im Allgemeinen gibt es im Teilbaum beim **Initialisieren** eines **Feldes** oder **Verbundes** auf der **rechten Seite** immer nur 3 Fälle. Auf der **rechten** Seite hat man es entweder mit einem **Verbund-Initialiser**, einem

[40] Über welche die **Attributzuweisung** (z.B. `attr1=var`) als z.B. `Assign(Name('attr2'), Struct([Assign(Name('attr'), Array([Array([Ref(Name('var')), Ref(Name('var'))])]))])` dargestellt wird.

Feld-Initialiser oder einem **Logischen Ausdruck** zu tun. Bei einem **Feld-** oder **Verbund-Initialiser** wird über diesen nach dem Prinzip der **Tiefensuche** von **links-nach-rechts** iteriert und mithilfe von `Exp(exp)`-Knoten die Auswertung der **Logischen Ausdrücke** in den **Blättern** auf den **Stack** dargestellt. Der Fall, dass ein **Logischer Ausdruck** vorliegt erübrigt sich hiermit.

```
File
  Name './example_struct_init.picoc_mon',
  [
    Block
      Name 'main.0',
      [
        // Assign(Name('var'), Num('42'))
        Exp(Num('42'))
        Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('1')))
        // Assign(Name('st'), Struct([Assign(Name('attr1'), Name('var')),
        ↪  Assign(Name('attr2'), Struct([Assign(Name('attr'), Array([Ref(Name('var')),
        ↪  Ref(Name('var'))]))]))]))
        Exp(Global(Num('0')))
        Ref(Global(Num('0')))
        Ref(Global(Num('0')))
        Assign(Global(Num('1')), Stack(Num('3')))
        Return(Empty())
      ]
  ]
```

Code 1.40: *PicoC-ANF Pass für Initialisierung von Verbunden.*

Im **RETI-Blocks Pass** in Code 1.41 werden die **PicoC-Knoten** `Exp(Global(Num('0')))`, `Ref(Global(Num('0')))` und `Assign(Global(Num('1')),Stack(Num('3')))` durch ihre **semantisch** entsprechenden **RETI-Knoten** ersetzt.

```
File
  Name './example_struct_init.reti_blocks',
  [
    Block
      Name 'main.0',
      [
        # // Assign(Name('var'), Num('42'))
        # Exp(Num('42'))
        SUBI SP 1;
        LOADI ACC 42;
        STOREIN SP ACC 1;
        # Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('1')))
        LOADIN SP ACC 1;
        STOREIN DS ACC 0;
        ADDI SP 1;
        # // Assign(Name('st'), Struct([Assign(Name('attr1'), Name('var')),
        ↪  Assign(Name('attr2'), Struct([Assign(Name('attr'), Array([Ref(Name('var')),
        ↪  Ref(Name('var'))]))]))]))
        # Exp(Global(Num('0')))
        SUBI SP 1;
        LOADIN DS ACC 0;
        STOREIN SP ACC 1;
```

```
21          # Ref(Global(Num('0')))
22          SUBI SP 1;
23          LOADI IN1 0;
24          ADD IN1 DS;
25          STOREIN SP IN1 1;
26          # Ref(Global(Num('0')))
27          SUBI SP 1;
28          LOADI IN1 0;
29          ADD IN1 DS;
30          STOREIN SP IN1 1;
31          # Assign(Global(Num('1')), Stack(Num('3')))
32          LOADIN SP ACC 1;
33          STOREIN DS ACC 3;
34          LOADIN SP ACC 2;
35          STOREIN DS ACC 2;
36          LOADIN SP ACC 3;
37          STOREIN DS ACC 1;
38          ADDI SP 3;
39          # Return(Empty())
40          LOADIN BAF PC -1;
41        ]
42    ]
```

Code 1.41: *RETI-Blocks Pass für Initialisierung von Verbunden.*

1.3.4.3 Zugriff auf Verbundsattribut

Die Umsetzung des **Zugriffs auf ein Verbundsattribut** (z.B. `st.y`) wird im Folgenden mithilfe des Beispiels in Code 1.42 erklärt.

```
1 struct pos {int x; int y;};
2
3 void main() {
4   struct pos st = {.x=4, .y=2};
5   st.y;
6 }
```

Code 1.42: *PicoC-Code für Zugriff auf Verbundsattribut.*

Im **Abstrakten Syntaxbaum** in Code 1.43 wird der **Zugriff auf ein Verbundsattribut** `st.y` mithilfe der Knoten `Exp(Attr(Name('st'), Name('y')))` dargestellt.

```
1 File
2   Name './example_struct_attr_access.ast',
3   [
4     StructDecl
5       Name 'pos',
6       [
7         Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('x'))
8         Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('y'))
9       ],
```

```
10      FunDef
11        VoidType 'void',
12        Name 'main',
13        [],
14        [
15          Assign(Alloc(Writeable(), StructSpec(Name('pos')), Name('st')),
            ↪  Struct([Assign(Name('x'), Num('4')), Assign(Name('y'), Num('2'))]))
16          Exp(Attr(Name('st'), Name('y')))
17        ]
18    ]
```

Code 1.43: *Abstrakter Syntaxbaum für Zugriff auf Verbundsattribut.*

Im **PicoC-ANF Pass** in Code 1.44 werden die Knoten `Exp(Attr(Name('st'), Name('y')))` auf eine ähnliche Weise ausgewertet, wie die Knoten `Exp(Subscr(Name('ar'), Num('0')))`, die in Unterkapitel 1.3.3.2 einen **Zugriff auf ein Feldelement** darstellen. Daher wird hier, um Redundanz zu vermeiden, nur auf wichtige Aspekte hingewiesen und ansonsten auf das Unterkapitel 1.3.3.2 verwiesen.

Die Knoten `Exp(Attr(Name('st'), Name('y')))` werden genauso, wie in Unterkapitel 1.3.3.2 durch Knoten ersetzt, die sich in **Anfangsteil** 1.3.5.1, **Mittelteil** 1.3.5.2 und **Schlussteil** 1.3.5.3 aufteilen lassen. In diesem Fall sind es `Ref(Global(Num('0')))` (**Anfangsteil**), `Ref(Attr(Stack(Num('1')), Name('y')))` (**Mittelteil**) und `Exp(Stack(Num('1')))` (**Schlussteil**). Der **Anfangsteil** und **Schlussteil** sind genau gleich, wie in Unterkapitel 1.3.3.2.

Nur für den **Mittelteil** werden andere Knoten `Ref(Attr(Stack(Num('1')), Name('y')))` gebraucht. Diese Knoten `Ref(Attr(Stack(Num('1')), Name('y')))` stellen die Aufgabe dar, die **Anfangsadresse** des **Attributs** auf welches zugegriffen wird zu berechnen und auf den Stack zu legen. Hierfür wird die **Anfangsadresse** des **Verbundes**, in dem dieses Attribut liegt verwendet. Das auf den **Stack**-Speichern dieser **Anfangsadresse** wird durch Knoten des **Anfangsteils** dargestellt.

Beim **Zugriff auf einen Feldindex** muss vorher durch z.B. `Exp(Num('3'))` die **Berechnung des Indexwerts** und das auf den **Stack** legen des Ergebnisses dargestellt werden. Beim **Zugriff auf ein Verbundsattribut** steht der Bezeichner des **Verbundsattributs** `Name('y')` dagegen bereits während des Kompilierens in `Ref(Attr(Stack(Num('1')), Name('y')))` zur Verfügung. Der **Verbundstyp**, dem dieses Attribut gehört, wird im **Mittelteil** aus dem versteckten Attribut `datatype` des Knoten `Ref(exp, datatype)` herausgelesen. Der **Verbundstyp** wird während des Kompiliervorgangs im **PiocC-ANF Pass** dem Knoten `Ref(exp, datatype)` über das versteckten Attribut `datatype` angehängt.

Anmerkung

Im Unterkapitel 1.3.5.2 wird.

```
1 File
2   Name './example_struct_attr_access.picoc_mon',
3   [
4     Block
5       Name 'main.0',
6       [
7         // Assign(Name('st'), Struct([Assign(Name('x'), Num('4')), Assign(Name('y'),
            ↪  Num('2'))]))
8         Exp(Num('4'))
9         Exp(Num('2'))
```

```
10        Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('2')))
11        // Exp(Attr(Name('st'), Name('y')))
12        Ref(Global(Num('0')))
13        Ref(Attr(Stack(Num('1')), Name('y')))
14        Exp(Stack(Num('1')))
15        Return(Empty())
16      ]
17    ]
```

Code 1.44: *PicoC-ANF Pass für Zugriff auf Verbundsattribut.*

Im **RETI-Blocks Pass** in Code 1.45 werden die **PicoC-Knoten** `Ref(Global(Num('0')))`, `Ref(Attr(Stack(Num('1')),Name('y')))` und `Exp(Stack(Num('1')))` durch ihre **semantisch** entsprechenden **RETI-Knoten** ersetzt.

```
1 File
2   Name './example_struct_attr_access.reti_blocks',
3   [
4     Block
5       Name 'main.0',
6       [
7         # // Assign(Name('st'), Struct([Assign(Name('x'), Num('4')), Assign(Name('y'),
          ↪  Num('2'))]))
8         # Exp(Num('4'))
9         SUBI SP 1;
10        LOADI ACC 4;
11        STOREIN SP ACC 1;
12        # Exp(Num('2'))
13        SUBI SP 1;
14        LOADI ACC 2;
15        STOREIN SP ACC 1;
16        # Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('2')))
17        LOADIN SP ACC 1;
18        STOREIN DS ACC 1;
19        LOADIN SP ACC 2;
20        STOREIN DS ACC 0;
21        ADDI SP 2;
22        # // Exp(Attr(Name('st'), Name('y')))
23        # Ref(Global(Num('0')))
24        SUBI SP 1;
25        LOADI IN1 0;
26        ADD IN1 DS;
27        STOREIN SP IN1 1;
28        # Ref(Attr(Stack(Num('1')), Name('y')))
29        LOADIN SP IN1 1;
30        ADDI IN1 1;
31        STOREIN SP IN1 1;
32        # Exp(Stack(Num('1')))
33        LOADIN SP IN1 1;
34        LOADIN IN1 ACC 0;
35        STOREIN SP ACC 1;
36        # Return(Empty())
37        LOADIN BAF PC -1;
38      ]
```

```
39  ]
```

Code 1.45: *RETI-Blocks Pass für Zugriff auf Verbundsattribut.*

1.3.4.4 Zuweisung an Verbundsattribut

Die Umsetzung der **Zuweisung an ein Verbundsattribut** (z.B. `st.y = 42`) wird im Folgenden anhand des Beispiels in Code 1.46 erklärt.

```
1 struct pos {int x; int y;};
2
3 void main() {
4   struct pos st = {.x=4, .y=2};
5   st.y = 42;
6 }
```

Code 1.46: *PicoC-Code für Zuweisung an Verbundsattribut.*

Im **Abstrakten Syntaxbaum** wird eine **Zuweisung an ein Verbundsattribut** `st.y = 42` durch die Knoten `Assign(Attr(Name('st'), Name('y')), Num('42'))` dargestellt.

```
1  File
2    Name './example_struct_attr_assignment.ast',
3    [
4      StructDecl
5        Name 'pos',
6        [
7          Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('x'))
8          Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('y'))
9        ],
10     FunDef
11       VoidType 'void',
12       Name 'main',
13       [],
14       [
15         Assign(Alloc(Writeable(), StructSpec(Name('pos')), Name('st')),
           ↪  Struct([Assign(Name('x'), Num('4')), Assign(Name('y'), Num('2'))]))
16         Assign(Attr(Name('st'), Name('y')), Num('42'))
17       ]
18   ]
```

Code 1.47: *Abstrakter Syntaxbaum für Zuweisung an Verbundsattribut.*

Im **PicoC-ANF Pass** in Code 1.48 werden die Knoten `Assign(Attr(Name('st'), Name('y')), Num('42'))` auf eine ähnliche Weise ausgewertet, wie die Knoten `Assign(Subscr(Name('ar'), Num('2')), Num('42'))`, die in Unterkapitel 1.3.3.3 einen **Zugriff auf ein Feldelement** darstellen. Daher wird hier, um Redundanz zu vermeiden nur auf wichtige Aspekte hingewiesen und ansonsten auf das Unterkapitel 1.3.3.3 verwiesen.

Im Gegensatz zum Vorgehen in Unterkapitel 1.3.3.3 muss hier zum Auswerten des **linken** Knoten `Attr(Name('st'),Name('y'))` von `Assign(Attr(Name('st'),Name('y')),Num('42'))` wie in Unterkapitel 1.3.4.3 vorgegangen werden.

```
File
  Name './example_struct_attr_assignment.picoc_mon',
  [
    Block
      Name 'main.0',
      [
        // Assign(Name('st'), Struct([Assign(Name('x'), Num('4')), Assign(Name('y'),
        ↪  Num('2'))]))
        Exp(Num('4'))
        Exp(Num('2'))
        Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('2')))
        // Assign(Attr(Name('st'), Name('y')), Num('42'))
        Exp(Num('42'))
        Ref(Global(Num('0')))
        Ref(Attr(Stack(Num('1')), Name('y')))
        Assign(Stack(Num('1')), Stack(Num('2')))
        Return(Empty())
      ]
  ]
```

Code 1.48: *PicoC-ANF Pass für Zuweisung an Verbundsattribut.*

Im **RETI-Blocks Pass** in Code 1.49 werden die **PicoC-Knoten** `Exp(Num('42'))`, `Ref(Global(Num('0')))`, `Ref(Attr(Stack(Num('1')),Name('y')))` und `Assign(Stack(Num('1')),Stack(Num('2')))` durch ihre **semantisch** entsprechenden **RETI-Knoten** ersetzt.

```
File
  Name './example_struct_attr_assignment.reti_blocks',
  [
    Block
      Name 'main.0',
      [
        # // Assign(Name('st'), Struct([Assign(Name('x'), Num('4')), Assign(Name('y'),
        ↪  Num('2'))]))
        # Exp(Num('4'))
        SUBI SP 1;
        LOADI ACC 4;
        STOREIN SP ACC 1;
        # Exp(Num('2'))
        SUBI SP 1;
        LOADI ACC 2;
        STOREIN SP ACC 1;
        # Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('2')))
        LOADIN SP ACC 1;
        STOREIN DS ACC 1;
        LOADIN SP ACC 2;
        STOREIN DS ACC 0;
        ADDI SP 2;
        # // Assign(Attr(Name('st'), Name('y')), Num('42'))
```

```
23          # Exp(Num('42'))
24          SUBI SP 1;
25          LOADI ACC 42;
26          STOREIN SP ACC 1;
27          # Ref(Global(Num('0')))
28          SUBI SP 1;
29          LOADI IN1 0;
30          ADD IN1 DS;
31          STOREIN SP IN1 1;
32          # Ref(Attr(Stack(Num('1')), Name('y')))
33          LOADIN SP IN1 1;
34          ADDI IN1 1;
35          STOREIN SP IN1 1;
36          # Assign(Stack(Num('1')), Stack(Num('2')))
37          LOADIN SP IN1 1;
38          LOADIN SP ACC 2;
39          ADDI SP 2;
40          STOREIN IN1 ACC 0;
41          # Return(Empty())
42          LOADIN BAF PC -1;
43        ]
44    ]
```

Code 1.49: *RETI-Blocks Pass für Zuweisung an Verbndsattribut.*

1.3.5 Umsetzung des Zugriffs auf Zusammengesetzte Datentypen im Allgemeinen

In den Unterkapiteln 1.3.2, 1.3.3 und 1.3.4 fällt auf, dass der **Zugriff** auf **Elemente** / **Attribute** der in diesen Kapiteln vorkommenden Datentypen (**Zeiger**, **Feld** und **Verbund**) sehr **ähnlich** abläuft. Es lässt sich ein **allgemeines Vorgehen**, bestehend aus einem **Anfangsteil** 1.3.5.1 , **Mittelteil** 1.3.5.2 und **Schlussteil** 1.3.5.3 darin erkennen. In diesem **allgemeinen Vorgehen** lassen sich die verschiedenen Zugriffsarten für Elemente bzw. Attribute von **Zeigern** (z.B. `*(pntr + i)`), **Feldern** (z.B. `ar[i]`) und **Verbunden** (z.B. `st.attr`) miteinander kombinieren und so **gemischte Ausdrücke**, wie z.B. `(*st_first.ar)[0]` bilden. Dieses **allgemeine Vorgehen** ist in Abbildung 1.8 veranschaulicht.

Gemischte Ausdrücke sind möglich, indem im **Mittelteil**, je nachdem, ob das versteckte Attribut `datatype` des `Ref(exp, datatype)`-Knotens ein `ArrayDecl(nums, datatype)`, ein `PntrDecl(num, datatype)` oder `StructSpec(name)` beinhaltet ein anderer **RETI-Code** generiert wird. Hierzu muss im `exp`-Attribut des `Ref(exp, datatype)`-Knoten die passende **Zugriffsoperation** `Subscr(exp1, exp2)` oder `Attr(exp, name)` vorliegen.

Der gerade erwähnte **RETI-Code** berechnet die **Startadresse** eines gewünschten **Zeigerelements**, **Feldelements** oder **Verbundsattributs**. Zur Berechnung wird die **Startadresse** des **Zeigers**, **Feldes** oder **Verbundes**, dessen **Attribut** oder **Element** berechnet werden soll verwendet. Die **Startadresse** wird in einem **vorherigen Berechnungschritt** oder im **Anfangsteil** auf den **Stack** geschrieben. Bei einem **Zugriff** auf einen **Feldindex** wird zudem mithilfe von entsprechendem **RETI-Code** dafür gesorgt, dass beim Ausführen zur **Laufzeit** der **Wert** des **Index** berechnet wird und nach der **Startadresse** auf den **Stack** geschrieben wird. Dies wurde in Unterkapitel 1.3.3.2 bereits veranschaulicht.

Würde man bei einer Operation `Subsc(Name('var'), Num('0'))` den Datentyp der Variable `Name('var')` von `ArrayDecl([Num('3')], IntType())` zu `PointerDecl(Num('1'), IntType())` ändern, müssten beim generierten

[41] **Startadresse** / **Adresse** eines **Zeigerelements**, **Feldelements** oder **Verbundsattributes** auf dem Stack.

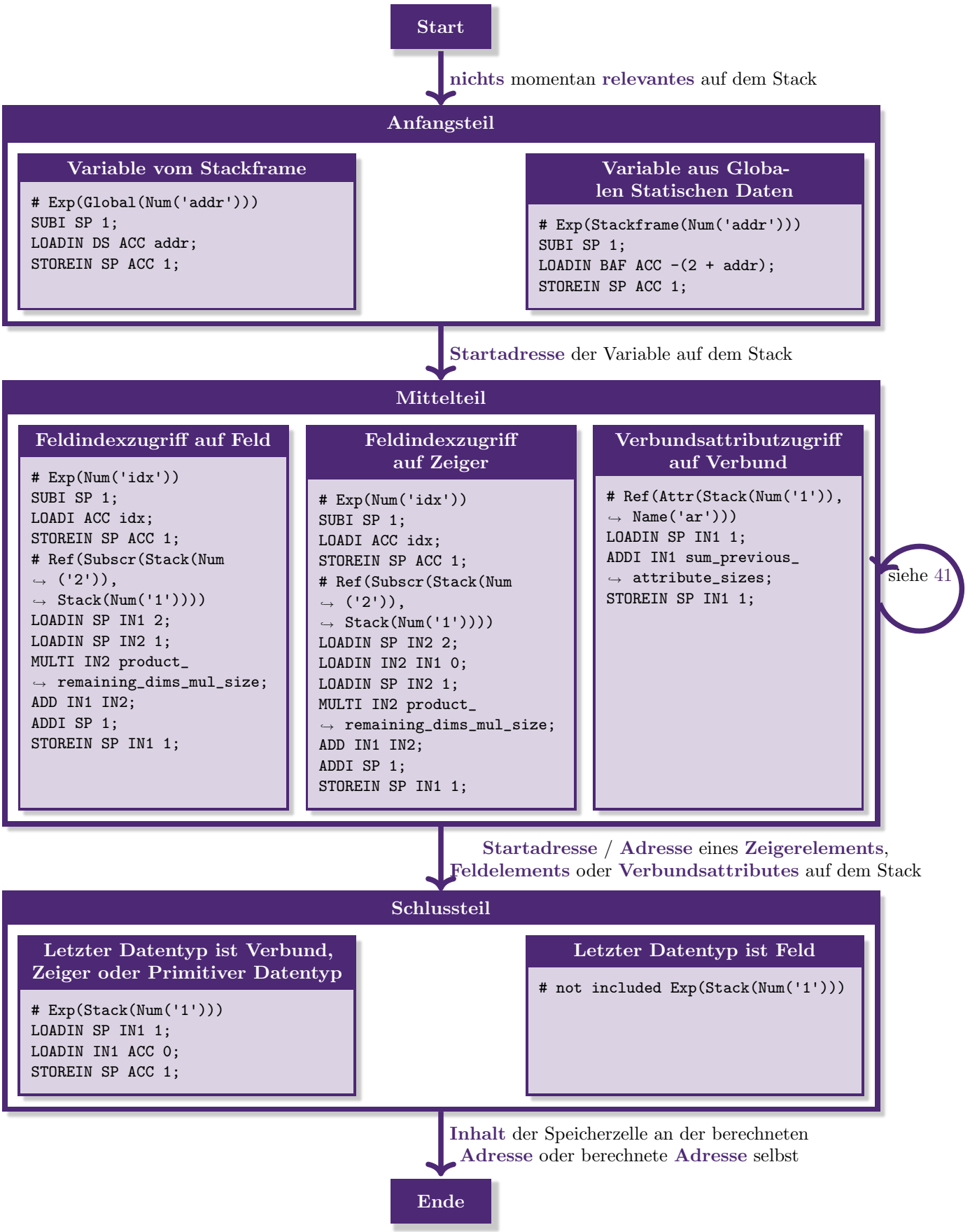


Abbildung 1.8: *Allgemeine Veranschaulichung des Zugriffs auf Zusammengesetzte Datentypen.*

RETI-Code nur die **RETI-Befehle** des **Mittelteils** ausgetauscht werden. Die **RETI-Befehle** des **Anfangsteils** würden unverändert bleiben, da die Variable immer noch entweder in den **Globalen Statischen Daten** oder in einem **Stackframe** abgespeichert ist. Die **RETI-Befehle** des **Schlussteils** würden unverändert bleiben, da der **letzte Datentyp** auf den Zugegriffen wird immer noch `IntType()` ist.

Im `Ref(exp, datatype)`-Knoten muss die **Zugriffsoperation** im `exp`-Attribut zum **Datentyp** im versteckten Attribut `datatype` passen. Im Fall, dass Operation und Datentyp **nicht zusammenpassen**, gibt es eine `DatatypeMismatch`-**Fehlermeldung**. Ein **Zugriff auf einen Feldindex** `Subscr(exp1, exp2)` kann dabei mit den Datentypen **Feld** `ArrayDecl(nums, datatype)` und **Zeiger** `PntrDecl(num, datatype)` kombiniert werden. Allerdings wird für beide Kombinationen unterschiedlicher **RETI-Code** generiert. Das liegt daran, dass in der Speicherzelle des **Zeigers** `PntrDecl(num, datatype)` eine **Adresse** steht und das **gewünschte Element** erst zu finden ist, wenn man dieser **Adresse** folgt. Hierfür muss ein anderer **RETI-Code** erzeugt werden, wie für ein **Feld** `ArrayDecl(nums, datatype)`, bei dem direkt auf dessen **Elemente** zugegriffen werden kann. Ein **Zugriff auf ein Verbundsattribut** `Attr(exp, name)` kann nur mit dem Datentyp **Struct** `StructSpec(name)` kombiniert werden.[42]

Anmerkung

Um Verwirrung vorzubeugen, wird hier vorausschauend nochmal darauf hingewiesen, dass eine **Dereferenzierung** in der Form `Deref(exp1, exp2)` nicht mehr existiert. In Unterkapitel 1.3.2.2 wurde bereits erklärt, dass alle Knoten `Deref(exp1, exp2)` im **PicoC-Shrink Pass** durch `Subscr(exp1, exp2)` ersetzt wurden. Das hatte den Zweck, **doppelten Code** zu vermeiden, da die **Dereferenzierung** und der **Zugriff auf ein Feldelement** jeweils gegenseitig austauschbar sind. Der **Zugriff auf einen Feldindex** steht also gleichermaßen auch für eine **Dereferenzierung**.

Der **Anfangsteil**, der durch die Knoten `Ref(Name('var'))` repräsentiert wird, ist dafür zuständig die **Startadresse** der Variablen `Name('var')` auf den **Stack** zu schreiben. Je nachdem, ob diese Variable in den **Globalen Statischen Daten** oder auf einem **Stackframe** liegt, wird ein anderer **RETI-Code** generiert.

Der **Schlussteil** wird durch die Knoten `Exp(Stack(Num('1')), datatype)` dargestellt. Wenn das versteckte Attribut `datatype` ein `CharType()`, `IntType()`, `PntrDecl(num, datatype)` oder `StructType(name)` ist, wird ein entsprechender **RETI-Code** generiert. Dieser **RETI-Code** nutzt die **Adresse**, die in den vorherigen Phasen auf dem **Stack** berechnet wurde dazu, um den **Inhalt** der Speicherzelle an dieser **Adresse** auf den **Stack** zu schreiben. Hierbei wird die Speicherzelle, in welcher die **Adresse** steht mit dem **Inhalt** auf den sie selbst zeigt überschrieben. Bei einem `ArrayDecl(nums, datatype)` hingegen wird kein weiterer **RETI-Code** generiert, die **Adresse**, die auf dem **Stack** liegt, stellt bereits das gewünschte Ergebnis dar.

Felder haben in der Sprache L_C und somit auch in L_{PiocC} die Eigenheit, dass wenn auf ein gesamtes **Feld** zugegriffen wird[43], die **Adresse** des ersten Elements ausgegeben wird und nicht der **Inhalt** der Speicherzelle des ersten Elements. Bei allen anderen in der Sprache L_{PicoC} implementieren Datentypen[44] wird immer der **Inhalt** der Speicherzelle der ersten Elements bzw. Elements ausgegeben.

1.3.5.1 Anfangsteil

Die Umsetzung des **Anfangsteils**, bei dem die **Startadresse** einer Variable auf den **Stack** geschrieben wird (z.B. `&st`), wird im Folgenden mithilfe des Beispiels in Code 1.50 erklärt.

[42] Die **Bedeutung** aller hier erwähnten **Knoten** und **Kompositionen** von Knoten wird in den Tabellen der Kapitel PicoC-Knoten, RETI-Knoten und Kompositionen von Knoten mit besonderer Bedeutung erläutert.
[43] Und nicht auf ein **Element** des Feldes, welches den Datentyp `CharType()` oder `IntType()`, `PntrDecl(num, datatype)` oder `StructType(name)` hat.
[44] Also `CharType()`, `IntType()`, `PntrDecl(num, datatype)` oder `StructType(name)`.

```c
struct ar_with_len {int len; int ar[2];};

void main() {
  struct ar_with_len st_ar[3];
  int *(*complex_var)[3];
  &complex_var;
}

void fun() {
  struct ar_with_len st_ar[3];
  int (*complex_var)[3];
  &complex_var;
}
```

Code 1.50: *PicoC-Code für den Anfangsteil.*

Im **Abstrakten Syntaxbaum** in Code 1.51 wird die **Refererenzierung** `&complex_var` mit den Knoten `Exp(Ref(Name('complex_var')))` dargestellt. Üblicherweise wird für eine **Referenzierung** einfach nur `Ref(Name('complex_var')` geschrieben, aber da beim Erstellen des **Abstrakten Syntaxbaums** jeder **Logische Ausdruck** in ein `Exp(exp)` eingebettet wird, ist das `Ref(Name('complex_var')` in ein `Exp(exp)` eingebettet. **Semantisch** macht es in diesem Zwischenschritt der Kompilierung **keinen Unterschied**, ob an einer Stelle `Ref(Name('complex_var')` oder `Exp(Ref(Name('complex_var')))` steht. Man müsste an vielen Stellen eine gesonderte **Fallunterschiedung** aufstellen, um bei `Exp(Ref(Name('complex_var')))` das `Exp(exp)` zu entfernen. Das `Exp(exp)` wird allerdings in den darauffolgenden **Passes** sowieso herausgefiltet. Daher wurde darauf verzichtet den Code ohne triftigen Grund **komplexer** zu machen.

```
File
  Name './example_derived_dts_introduction_part.ast',
  [
    StructDecl
      Name 'ar_with_len',
      [
        Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('len'))
        Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('2')], IntType('int')), Name('ar'))
      ],
    FunDef
      VoidType 'void',
      Name 'main',
      [],
      [
        Exp(Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('3')], StructSpec(Name('ar_with_len'))),
        ↪  Name('st_ar')))
        Exp(Alloc(Writeable(), PntrDecl(Num('1'), ArrayDecl([Num('3')], PntrDecl(Num('1'),
        ↪  IntType('int')))), Name('complex_var')))
        Exp(Ref(Name('complex_var')))
      ],
    FunDef
      VoidType 'void',
      Name 'fun',
      [],
      [
        Exp(Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('3')], StructSpec(Name('ar_with_len'))),
        ↪  Name('st_ar')))
```

```
25          Exp(Alloc(Writeable(), PntrDecl(Num('1'), ArrayDecl([Num('3')], IntType('int'))),
            ↪  Name('complex_var')))
26          Exp(Ref(Name('complex_var')))
27        ]
28    ]
```

Code 1.51: *Abstrakter Syntaxbaum für den Anfangsteil.*

Im **PicoC-ANF Pass** in Code 1.52 werden die Knoten `Exp(Ref(Name('complex_var')))`, je nachdem, ob die Variable `Name('complex_var')` in den **Globalen Statischen Daten** oder in einem **Stackframe** liegt durch die Knoten `Ref(Global(Num('9')))` oder `Ref(Stackframe(Num('9')))` ersetzt.[45]

```
1  File
2    Name './example_derived_dts_introduction_part.picoc_mon',
3    [
4      Block
5        Name 'main.1',
6        [
7          // Exp(Ref(Name('complex_var')))
8          Ref(Global(Num('9')))
9          Return(Empty())
10       ],
11     Block
12       Name 'fun.0',
13       [
14         // Exp(Ref(Name('complex_var')))
15         Ref(Stackframe(Num('9')))
16         Return(Empty())
17       ]
18   ]
```

Code 1.52: *PicoC-ANF Pass für den Anfangsteil.*

Im **RETI-Blocks Pass** in Code 1.53 werden die **PicoC-Knoten** `Ref(Global(Num('9')))` bzw. `Ref(Stackframe(Num('9')))` durch ihre **semantisch** entsprechenden **RETI-Knoten** ersetzt.

```
1  File
2    Name './example_derived_dts_introduction_part.reti_blocks',
3    [
4      Block
5        Name 'main.1',
6        [
7          # // Exp(Ref(Name('complex_var')))
8          # Ref(Global(Num('9')))
9          SUBI SP 1;
10         LOADI IN1 9;
11         ADD IN1 DS;
12         STOREIN SP IN1 1;
```

[45] Die **Bedeutung** aller hier erwähnten **Knoten** und **Kompositionen** von Knoten wird in den Tabellen der Kapitel PicoC-Knoten, RETI-Knoten und Kompositionen von Knoten mit besonderer Bedeutung erläutert.

```
13        # Return(Empty())
14        LOADIN BAF PC -1;
15      ],
16    Block
17      Name 'fun.0',
18      [
19        # // Exp(Ref(Name('complex_var')))
20        # Ref(Stackframe(Num('9')))
21        SUBI SP 1;
22        MOVE BAF IN1;
23        SUBI IN1 11;
24        STOREIN SP IN1 1;
25        # Return(Empty())
26        LOADIN BAF PC -1;
27      ]
28  ]
```

Code 1.53: *RETI-Blocks Pass für den Anfangsteil.*

1.3.5.2 Mittelteil

Der Umsetzung des **Mittelteils**, bei dem die **Startadresse** bzw. **Adresse** des letzten Attributs oder Elements einer Aneinandereihung von Zugriffen auf **Zeigerelemente**, **Feldelemente** oder **Verbundsattribute** berechnet wird (z.B. `(*complex_var.ar)[2-2]`), wird im Folgenden mithilfe des Beispiels in Code 1.54 erklärt.

```
1 struct st {int (*ar)[1];};
2
3 void main() {
4   int var[1] = {42};
5   struct st complex_var = {.ar=&var};
6   (*complex_var.ar)[2-2];
7 }
```

Code 1.54: *PicoC-Code für den Mittelteil.*

Im **Abstrakten Syntaxbaum** in Code 1.55 wird die Aneinandererihung von Zugriffen auf **Zeigerelemente**, **Feldelemente** und **Verbundsattribute** `(*complex_var.ar)[2-2]` durch die Knoten `Exp(Subscr(Deref(Attr(Name('complex_var'),Name('ar')),Num('0')),BinOp(Num('2'),Sub('-'),Num('2'))))` dargestellt.

```
1 File
2   Name './example_derived_dts_main_part.ast',
3   [
4     StructDecl
5       Name 'st',
6       [
7         Alloc(Writeable(), PntrDecl(Num('1'), ArrayDecl([Num('1')], IntType('int'))),
          ↪ Name('ar'))
8       ],
9     FunDef
10      VoidType 'void',
```

```
11      Name 'main',
12      [],
13      [
14        Assign(Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('1')], IntType('int')), Name('var')),
          ↪ Array([Num('42')]))
15        Assign(Alloc(Writeable(), StructSpec(Name('st')), Name('complex_var')),
          ↪ Struct([Assign(Name('ar'), Ref(Name('var')))]))
16        Exp(Subscr(Deref(Attr(Name('complex_var'), Name('ar')), Num('0')), BinOp(Num('2'),
          ↪ Sub('-'), Num('2'))))
17      ]
18  ]
```

Code 1.55: *Abstrakter Syntaxbaum für den Mittelteil.*

Im **PicoC-ANF Pass** in Code 1.56 werden die Knoten `Exp(Subscr(Deref(Attr(Name('complex_var'),Name('ar')),Num('0')),BinOp(Num('2'),Sub('-'),Num('2'))))` durch die Knoten `Ref(Attr(Stack(Num('1')),Name('ar')))`, `Exp(Num('2'))`, `Exp(BinOp(Stack(Num('2')),Sub('-'),Stack(Num('1'))))`, `Ref(Subscr(Stack(Num('2')),Stack(Num('1'))))` und `Ref(Subscr(Stack(Num('2')),Stack(Num('1'))))` ersetzt. Bei z.B. dem `Subscr(exp1,exp2)`-Knoten wird dieser einfach dem `exp`-Attribut des `Ref(exp)`-Knoten zugewiesen und die **Indexberechnung** für `exp2` davor gezogen. Bei `Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))` wird über `Stack(Num('1'))` auf das Ergebnis der **Indexberechnung** auf dem **Stack** zugegriffen und über `Stack(Num('2'))` auf das Ergebnis der **Adressberechnung** auf dem **Stack** zugegriffen. Die gerade erwähnte **Indexberechnung** wird in diesem Fall durch die Knoten `Exp(Num(str))` und `Exp(BinOp(Stack(Num('2')),Sub('-'),Stack(Num('1'))))` dargestellt.

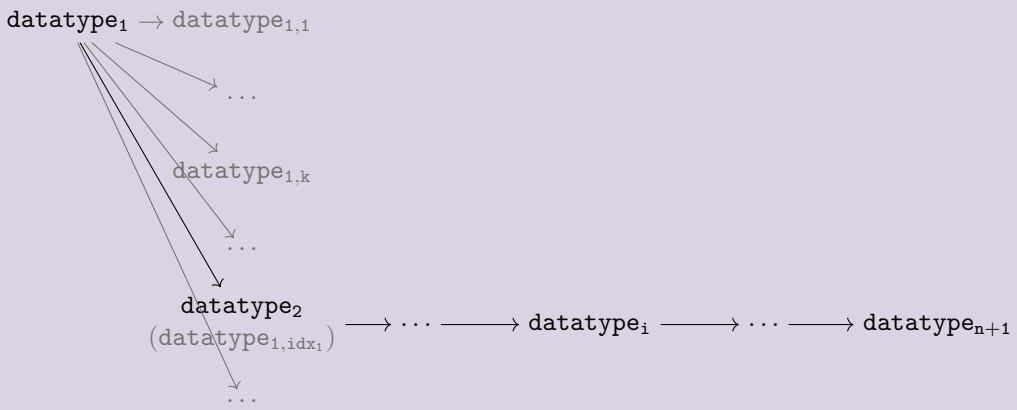
Anmerkung

Sei $\texttt{datatype}_\texttt{i}$ ein **Folgeglied** einer **Folge** $(\texttt{datatype}_\texttt{i})_{i=1,\dots,n+1}$, dessen erstes Folgeglied $\texttt{datatype}_\texttt{1}$ ist. Dabei steht `i` für eine **Ebene** eines Baumes. Die Folgeglieder der Folge lassen sich **Startadressen** $ref(\texttt{datatype}_\texttt{i})$ von Speicherbereichen $ref(\texttt{datatype}_\texttt{i})\ \dots\ ref(\texttt{datatype}_\texttt{i}) + size(\texttt{datatype}_\texttt{i})$ im **Hauptspeicher** zuordnen. Hierbei gilt, dass $ref(\texttt{datatype}_\texttt{i}) \leq ref(\texttt{datatype}_{\texttt{i+1}}) < ref(\texttt{datatype}_\texttt{i}) + size(\texttt{datatype}_\texttt{i})$.[a] [b]

Sei $\texttt{datatype}_{\texttt{i,k}}$ ein beliebiges **Element / Attribut** des **Datentyps** $\texttt{datatype}_\texttt{i}$. Dabei gilt: $ref(\texttt{datatype}_{\texttt{i,k}}) < ref(\texttt{datatype}_{\texttt{i,k+1}})$ und $ref(\texttt{datatype}_\texttt{i}) \leq ref(\texttt{datatype}_{\texttt{i,k}}) < ref(\texttt{datatype}_\texttt{i}) + size(\texttt{datatype}_\texttt{i})$.

Sei $\texttt{datatype}_{\texttt{i,idx}_\texttt{i}}$ das **Element / Attribut** des **Datentyps** $\texttt{datatype}_\texttt{i}$ für das gilt: $\texttt{datatype}_{\texttt{i,idx}_\texttt{i}} = \texttt{datatype}_{\texttt{i+1}}$. Hierbei ist $\texttt{idx}_\texttt{i}$ der **Index**[c] des **Elements / Attributs** auf welches zugegriffen wird innerhalb des Datentyps $\texttt{datatype}_\texttt{i}$.

In Abbildung 1.3.2 ist das ganze veranschaulicht. Die ausgegrauten Knoten stellen die verschiedenen **Elemente / Attribute** $\texttt{datatype}_{\texttt{i,k}}$ des **Datentyps** $\texttt{datatype}_\texttt{i}$ dar. Allerdings können nur die Knoten $\texttt{datatype}_\texttt{i}$ **Folgeglieder** der **Folge** $(\texttt{datatype}_\texttt{i})_{i=1,\dots,n+1}$ darstellen.



(1.3.2)

Die Berechnung der **Adresse** für die Folge $(\texttt{datatype}_{\texttt{i,idx}_\texttt{i}})_{i=1,\dots,n}$ verschiedener Datentypen $(\texttt{datatype}_{\texttt{1,idx}_\texttt{1}},\ \dots,\ \texttt{datatype}_{\texttt{n,idx}_\texttt{n}})$, die das Resultat einer Aneinandereihung von **Zugriffen** auf **Zeigerelemente**, **Feldelemente** und **Verbundsattribute** unterschiedlicher Datentypen $\texttt{datatype}_\texttt{i}$ ist (z.B. `*complex_var.attr3[2]`), kann mittels der Formel 1.3.3:

$$ref(\texttt{datatype}_{\texttt{1,idx}_\texttt{1}},\ \dots,\ \texttt{datatype}_{\texttt{n,idx}_\texttt{n}}) = ref(\texttt{datatype}_\texttt{1}) + \sum_{i=1}^{n} \sum_{k=1}^{idx_i - 1} size(\texttt{datatype}_{\texttt{i,k}}) \quad (1.3.3)$$

berechnet werden.[d]

Dabei darf nur das letzte Folgenglied $\texttt{datatype}_{\texttt{n+1}}$ vom Datentyp **Zeiger** sein. Ist in einer Folge von **Datentypen** ein Knoten vom Datentyp **Zeiger**, der nicht der **letzte Datentyp** $\texttt{datatype}_{\texttt{n+1}}$ in der Folge ist, so muss die **Adressberechnung** in 2 Adressberechnungen aufgeteilt werden. Dabei geht die **erste Adressberechnung** vom ersten Datentyp $\texttt{datatype}_\texttt{1}$ bis direkt zum Zeiger-Datentyp $\texttt{datatype}_\texttt{pntr}$ und die **zweite Adressberechnung** fängt einen Datentyp nach dem Zeiger-Datentyp $\texttt{datatype}_{\texttt{pntr+1}}$ an und geht bis zum letzten Datenyp $\texttt{datatype}_\texttt{n}$. Bei der **zweiten Adressberechnung** muss dabei die **Adresse** $ref(\texttt{datatype}_\texttt{1})$ des Summanden aus der Formel 1.3.3 auf den **Inhalt**[e] der Speicherzelle an der **Adresse**, welche in der **ersten Adressberechnung**[f] $ref(\texttt{datatype}_\texttt{1},\ \dots,\ \texttt{datatype}_\texttt{pntr})$ berechnet wurde gesetzt werden: $M\left[ref(\texttt{datatype}_\texttt{1},\ \dots,\ \texttt{datatype}_\texttt{pntr})\right]$.

Die Formel 1.3.3 stellt dabei eine **Verallgemeinerung** der Formel 1.3.1 dar, die für alle möglichen Aneinandereihungen von Zugriffen auf **Zeigerelemente**, **Feldelemente** und **Verbundsattribute** funktioniert (z.B. `(*complex_var.attr2)[3]`). Da die Formel **allgemein** sein muss, lässt sie sich nicht so elegant mit einem Produkt $\prod$ schreiben, wie die Formel 1.3.1, da man **nicht** davon ausgehen kann, dass alle Elemente / Attribute den **gleichen Datentyp** haben[g].

Die Knoten `Ref(Global(num))` bzw. `Ref(Stackframe(num))` repräsentieren dabei den Summanden $ref(\texttt{datatype}_\texttt{1})$ in der Formel.

Die Knoten `Ref(Attr(Stack(Num('1')), name))` bzw. `Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))` repräsentieren dabei einen Summanden $\sum_{k=1}^{idx_i - 1} size(\texttt{datatype}_{\texttt{i,k}})$ in der Formel.

Die Knoten `Exp(Stack(Num('1')))` repräsentieren dabei das Lesen des **Inhalts** $M\left[ref(\texttt{datatype}_{\texttt{1,idx}_\texttt{1}},\ \dots,\ \texttt{datatype}_{\texttt{n,idx}_\texttt{n}})\right]$ der Speicherzelle an der finalen **Adresse** $ref(\texttt{datatype}_{\texttt{1,idx}_\texttt{1}},\ \dots,\ \texttt{datatype}_{\texttt{n,idx}_\texttt{n}})$.

[a] $ref(\texttt{datatype})$ ordent dabei dem **Datentyp** `datatype` eine **Startadresse** zu.

[b]Die Funktion `size` berechnet die **Anzahl Speicherzellen**, die ein Datentyp belegt.
[c]Man fängt hier bei den **Indices** von 1 zu zählen an.
[d]Die **äußere Schleife** iteriert nacheinander über die Folge von Datentypen $\texttt{datatype}_i$, die aus den **Zugriffen** auf **Zeigerelmente**, **Feldelemente** oder **Verbundsattribute** resultiert. Die **innere Schleife** iteriert über alle **Elemente** oder **Attribute** $\texttt{datatype}_{i,k}$ des momentan betrachteten **Datentyps** $\texttt{datatype}_i$, die vor dem **Element** / **Attribut** $\texttt{datatype}_{i,idx_i}$ liegen.
[e]Der **Inhalt** dieser Speicherzelle ist eine **Adresse**, da im momentanen Kontext ein **Zeiger** betrachtet wird.
[f]Hierbei kommt die **Adresse** des **Zeigers** selbst raus.
[g]Verbundsattribute haben z.B. **unterschiedliche** Größen.

```
File
  Name './example_derived_dts_main_part.picoc_mon',
  [
    Block
      Name 'main.0',
      [
        // Assign(Name('var'), Array([Num('42')]))
        Exp(Num('42'))
        Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('1')))
        // Assign(Name('complex_var'), Struct([Assign(Name('ar'), Ref(Name('var')))]))
        Ref(Global(Num('0')))
        Assign(Global(Num('1')), Stack(Num('1')))
        // Exp(Subscr(Subscr(Attr(Name('complex_var'), Name('ar')), Num('0')),
        ↪  BinOp(Num('2'), Sub('-'), Num('2'))))
        Ref(Global(Num('1')))
        Ref(Attr(Stack(Num('1')), Name('ar')))
        Exp(Num('0'))
        Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
        Exp(Num('2'))
        Exp(Num('2'))
        Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Sub('-'), Stack(Num('1'))))
        Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
        Exp(Stack(Num('1')))
        Return(Empty())
      ]
  ]
```

Code 1.56: *PicoC-ANF Pass für den Mittelteil.*

Im **RETI-Blocks Pass** in Code 1.57 werden die **PicoC-Knoten** `Ref(Attr(Stack(Num('1')),Name('ar')))`, `Exp(Num('2'))`, `Exp(BinOp(Stack(Num('2')),Sub('-'),Stack(Num('1'))))`, `Ref(Subscr(Stack(Num('2')),Stack(Num('1'))))` und `Ref(Subscr(Stack(Num('2')),Stack(Num('1'))))` durch ihre **semantisch** entsprechenden **RETI-Knoten** ersetzt. Bei der Generierung des **RETI-Code** muss auch das versteckte Attribut `datatype` des `Ref(exp, datatpye)`-Knoten berücksichtigt werden, wie es am Anfang dieses Unterkapitels 1.3.5 zusammen mit der Abbildung 1.8 bereits erklärt wurde.

```
File
  Name './example_derived_dts_main_part.reti_blocks',
  [
    Block
      Name 'main.0',
      [
        # // Assign(Name('var'), Array([Num('42')]))
```

```
        # Exp(Num('42'))
        SUBI SP 1;
        LOADI ACC 42;
        STOREIN SP ACC 1;
        # Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('1')))
        LOADIN SP ACC 1;
        STOREIN DS ACC 0;
        ADDI SP 1;
        # // Assign(Name('complex_var'), Struct([Assign(Name('ar'), Ref(Name('var')))]))
        # Ref(Global(Num('0')))
        SUBI SP 1;
        LOADI IN1 0;
        ADD IN1 DS;
        STOREIN SP IN1 1;
        # Assign(Global(Num('1')), Stack(Num('1')))
        LOADIN SP ACC 1;
        STOREIN DS ACC 1;
        ADDI SP 1;
        # // Exp(Subscr(Subscr(Attr(Name('complex_var'), Name('ar')), Num('0')),
        ↪  BinOp(Num('2'), Sub('-'), Num('2'))))
        # Ref(Global(Num('1')))
        SUBI SP 1;
        LOADI IN1 1;
        ADD IN1 DS;
        STOREIN SP IN1 1;
        # Ref(Attr(Stack(Num('1')), Name('ar')))
        LOADIN SP IN1 1;
        ADDI IN1 0;
        STOREIN SP IN1 1;
        # Exp(Num('0'))
        SUBI SP 1;
        LOADI ACC 0;
        STOREIN SP ACC 1;
        # Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
        LOADIN SP IN2 2;
        LOADIN IN2 IN1 0;
        LOADIN SP IN2 1;
        MULTI IN2 1;
        ADD IN1 IN2;
        ADDI SP 1;
        STOREIN SP IN1 1;
        # Exp(Num('2'))
        SUBI SP 1;
        LOADI ACC 2;
        STOREIN SP ACC 1;
        # Exp(Num('2'))
        SUBI SP 1;
        LOADI ACC 2;
        STOREIN SP ACC 1;
        # Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Sub('-'), Stack(Num('1'))))
        LOADIN SP ACC 2;
        LOADIN SP IN2 1;
        SUB ACC IN2;
        STOREIN SP ACC 2;
        ADDI SP 1;
        # Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
        LOADIN SP IN1 2;
```

```
64          LOADIN SP IN2 1;
65          MULTI IN2 1;
66          ADD IN1 IN2;
67          ADDI SP 1;
68          STOREIN SP IN1 1;
69          # Exp(Stack(Num('1')))
70          LOADIN SP IN1 1;
71          LOADIN IN1 ACC 0;
72          STOREIN SP ACC 1;
73          # Return(Empty())
74          LOADIN BAF PC -1;
75        ]
76    ]
```

Code 1.57: *RETI-Blocks Pass für den Mittelteil.*

1.3.5.3 Schlussteil

Die Umsetzung des **Schlussteils**, bei dem ein **Attribut** oder **Element**, dessen **Adresse** im **Anfangsteil** 1.3.5.1 und **Mittelteil** 1.3.5.2 auf dem **Stack** berechnet wurde, auf den **Stack** gespeichert wird[46], wird im Folgenden mithilfe des Beispiels in Code 1.58 erklärt.

```
1  struct st {int attr[2];};
2
3  void main() {
4    int complex_var1[1][2];
5    struct st complex_var2[1];
6    int var = 42;
7    int *pntr1 = &var;
8    int **complex_var3 = &pntr1;
9
10   complex_var1[0];
11   complex_var2[0];
12   *complex_var3;
13 }
```

Code 1.58: *PicoC-Code für den Schlussteil.*

Die Generierung des **Abstrakten Syntaxbaumes** in Code 1.59 verläuft wie üblich.

```
1  File
2    Name './example_derived_dts_final_part.ast',
3    [
4      StructDecl
5        Name 'st',
6        [
7          Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('2')], IntType('int')), Name('attr'))
8        ],
9      FunDef
```

[46] Und dabei die Speicherzelle der **Adresse** selbst überschreibt.

```
10      VoidType 'void',
11      Name 'main',
12      [],
13      [
14        Exp(Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('1'), Num('2')], IntType('int')),
          ↪  Name('complex_var1')))
15        Exp(Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('1')], StructSpec(Name('st'))),
          ↪  Name('complex_var2')))
16        Assign(Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('var')), Num('42'))
17        Assign(Alloc(Writeable(), PntrDecl(Num('1'), IntType('int')), Name('pntr1')),
          ↪  Ref(Name('var')))
18        Assign(Alloc(Writeable(), PntrDecl(Num('2'), IntType('int')), Name('complex_var3')),
          ↪  Ref(Name('pntr1')))
19        Exp(Subscr(Name('complex_var1'), Num('0')))
20        Exp(Subscr(Name('complex_var2'), Num('0')))
21        Exp(Deref(Name('complex_var3'), Num('0')))
22      ]
23  ]
```

Code 1.59: *Abstrakter Syntaxbaum für den Schlussteil.*

Im **PicoC-ANF Pass** in Code 1.60 wird das am Anfang dieses **Unterkapitels** angesprochene auf den **Stack** speichern des **Attributs** oder **Elements**, dessen **Adresse** in den vorherigen Schritten auf dem **Stack** berechnet wurde mit den Knoten `Exp(Stack(Num('1')))` dargestellt.

```
1 File
2   Name './example_derived_dts_final_part.picoc_mon',
3   [
4     Block
5       Name 'main.0',
6       [
7         // Assign(Name('var'), Num('42'))
8         Exp(Num('42'))
9         Assign(Global(Num('4')), Stack(Num('1')))
10        // Assign(Name('pntr1'), Ref(Name('var')))
11        Ref(Global(Num('4')))
12        Assign(Global(Num('5')), Stack(Num('1')))
13        // Assign(Name('complex_var3'), Ref(Name('pntr1')))
14        Ref(Global(Num('5')))
15        Assign(Global(Num('6')), Stack(Num('1')))
16        // Exp(Subscr(Name('complex_var1'), Num('0')))
17        Ref(Global(Num('0')))
18        Exp(Num('0'))
19        Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
20        Exp(Stack(Num('1')))
21        // Exp(Subscr(Name('complex_var2'), Num('0')))
22        Ref(Global(Num('2')))
23        Exp(Num('0'))
24        Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
25        Exp(Stack(Num('1')))
26        // Exp(Subscr(Name('complex_var3'), Num('0')))
27        Ref(Global(Num('6')))
28        Exp(Num('0'))
29        Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
```

```
30          Exp(Stack(Num('1')))
31          Return(Empty())
32        ]
33    ]
```

Code 1.60: *PicoC-ANF Pass für den Schlussteil.*

Im **RETI-Blocks Pass** in Code 1.61 werden die **PicoC-Knoten** `Exp(Stack(Num('1')))` durch **semantisch** entsprechende **RETI-Knoten** ersetzt, wenn das versteckte Attribut `datatype` im `Exp(exp,datatpye)`-Knoten kein **Feld** `ArrayDecl(nums, datatype)` enthält. Wenn doch, dann ist bei einem **Feld** die **Adresse**, die in vorherigen Schritten auf dem **Stack** berechnet wurde bereits das gewünschte Ergebnis. Genaueres wurde am Anfang dieses Unterkapitels 1.3.5 zusammen mit der Abbildung 1.8 bereits erklärt.

```
1  File
2    Name './example_derived_dts_final_part.reti_blocks',
3    [
4      Block
5        Name 'main.0',
6        [
7          # // Assign(Name('var'), Num('42'))
8          # Exp(Num('42'))
9          SUBI SP 1;
10         LOADI ACC 42;
11         STOREIN SP ACC 1;
12         # Assign(Global(Num('4')), Stack(Num('1')))
13         LOADIN SP ACC 1;
14         STOREIN DS ACC 4;
15         ADDI SP 1;
16         # // Assign(Name('pntr1'), Ref(Name('var')))
17         # Ref(Global(Num('4')))
18         SUBI SP 1;
19         LOADI IN1 4;
20         ADD IN1 DS;
21         STOREIN SP IN1 1;
22         # Assign(Global(Num('5')), Stack(Num('1')))
23         LOADIN SP ACC 1;
24         STOREIN DS ACC 5;
25         ADDI SP 1;
26         # // Assign(Name('complex_var3'), Ref(Name('pntr1')))
27         # Ref(Global(Num('5')))
28         SUBI SP 1;
29         LOADI IN1 5;
30         ADD IN1 DS;
31         STOREIN SP IN1 1;
32         # Assign(Global(Num('6')), Stack(Num('1')))
33         LOADIN SP ACC 1;
34         STOREIN DS ACC 6;
35         ADDI SP 1;
36         # // Exp(Subscr(Name('complex_var1'), Num('0')))
37         # Ref(Global(Num('0')))
38         SUBI SP 1;
39         LOADI IN1 0;
40         ADD IN1 DS;
41         STOREIN SP IN1 1;
```

```
42          # Exp(Num('0'))
43          SUBI SP 1;
44          LOADI ACC 0;
45          STOREIN SP ACC 1;
46          # Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
47          LOADIN SP IN1 2;
48          LOADIN SP IN2 1;
49          MULTI IN2 2;
50          ADD IN1 IN2;
51          ADDI SP 1;
52          STOREIN SP IN1 1;
53          # // not included Exp(Stack(Num('1')))
54          # // Exp(Subscr(Name('complex_var2'), Num('0')))
55          # Ref(Global(Num('2')))
56          SUBI SP 1;
57          LOADI IN1 2;
58          ADD IN1 DS;
59          STOREIN SP IN1 1;
60          # Exp(Num('0'))
61          SUBI SP 1;
62          LOADI ACC 0;
63          STOREIN SP ACC 1;
64          # Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
65          LOADIN SP IN1 2;
66          LOADIN SP IN2 1;
67          MULTI IN2 2;
68          ADD IN1 IN2;
69          ADDI SP 1;
70          STOREIN SP IN1 1;
71          # Exp(Stack(Num('1')))
72          LOADIN SP IN1 1;
73          LOADIN IN1 ACC 0;
74          STOREIN SP ACC 1;
75          # // Exp(Subscr(Name('complex_var3'), Num('0')))
76          # Ref(Global(Num('6')))
77          SUBI SP 1;
78          LOADI IN1 6;
79          ADD IN1 DS;
80          STOREIN SP IN1 1;
81          # Exp(Num('0'))
82          SUBI SP 1;
83          LOADI ACC 0;
84          STOREIN SP ACC 1;
85          # Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
86          LOADIN SP IN2 2;
87          LOADIN IN2 IN1 0;
88          LOADIN SP IN2 1;
89          MULTI IN2 1;
90          ADD IN1 IN2;
91          ADDI SP 1;
92          STOREIN SP IN1 1;
93          # Exp(Stack(Num('1')))
94          LOADIN SP IN1 1;
95          LOADIN IN1 ACC 0;
96          STOREIN SP ACC 1;
97          # Return(Empty())
98          LOADIN BAF PC -1;
```

```
99          ]
100     ]
```

Code 1.61: *RETI-Blocks Pass für den Schlussteil.*

1.3.6 Umsetzung von Funktionen

Um die **Umsetzung** von **Funktionen** zu verstehen, ist es erstmal wichtig zu verstehen, wie **Funktionen** später im **RETI-Code** aussehen (Unterkapitel 1.3.6.1), wie Funktionen **deklariert** (Definition **??**) und **definiert** (Definition **??**) werden können und hierbei **Sichtbarkeitsbereiche** (Definition **??**) umgesetzt sind (Unterkapitel 1.3.6.2). Aufbauend darauf können dann die notwendigen Schritte zur Umsetzung eines **Funktionsaufrufes** erklärt werden (Unterkapitel 1.3.6.3). Beim Thema **Funktionsaufruf** wird im speziellen darauf eingegangen werden, wie **Rückgabewerte** (Unterkapitel 1.3.6.3.1) umgesetzt sind und die **Übergabe** von **Zusammengesetzten Datentypen**, die mehr als eine Speicherzelle belegen, wie **Verbunden** (Unterkapitel 1.3.6.3.3) und **Feldern** (Unterkapitel 1.3.6.3.2) umgesetzt ist.

1.3.6.1 Mehrere Funktionen

Die Umsetzung **mehrerer Funktionen** wird im Folgenden mithilfe des Beispiels in Code 1.62 erklärt. Dieses Beispiel soll nur zeigen, wie Funktionen in verschiedenen, für die Kompilierung von Funktionen relevanten **Passes** übersetzt werden. Das Beispiel ist so gewählt, dass es möglichst **isoliert** von weiterem möglicherweise störendem Code ist.

```
1  void main() {
2    return;
3  }
4
5  void fun1() {
6    int var = 41;
7    if(1) {
8      var = 42;
9    }
10 }
11
12 int fun2() {
13   return 1;
14 }
```

Code 1.62: *PicoC-Code für 3 Funktionen.*

Im **Abstrakten Syntaxbaum** in Code 1.63 werden die 3 **Funktionen** durch entsprechende Knoten dargestellt. Am Beispiel der **Funktion** `void fun2() {return 1;}` wäre der hierzu passende **Knoten** `FunDef(VoidType(), Name('fun2'), [], [Return(Num('1'))])`. Die einzelnen **Attribute** dieses `FunDef(datatype, name, allocs, stmts_blocks)`-Knoten sind in Tabelle 1.6 erklärt.

```
1  File
2    Name './verbose_3_funs.ast',
3    [
4      FunDef
5        VoidType 'void',
6        Name 'main',
7        [],
8        [
9          Return
10           Empty
11       ],
12     FunDef
```

```
13      VoidType 'void',
14      Name 'fun1',
15      [],
16      [
17        Assign
18          Alloc
19            Writeable,
20            IntType 'int',
21            Name 'var',
22          Num '41',
23        If
24          Num '1',
25          [
26            Assign
27              Name 'var',
28              Num '42'
29          ]
30      ],
31    FunDef
32      IntType 'int',
33      Name 'fun2',
34      [],
35      [
36        Return
37          Num '1'
38      ]
39  ]
```

Code 1.63: *Abstrakter Syntaxbaum für 3 Funktionen.*

Im **PicoC-Blocks Pass** in Code 1.64 werden die **Anweisungen** der Funktion in **Blöcke** `Block(name, stmts_instrs)` aufgeteilt. Hierbei bekommt ein Block `Block(name, stmts_instrs)`, der die Anweisungen der Funktion vom **Anfang** bis zum **Ende** oder bis zum Auftauchen eines `If(exp, stmts)`, `IfElse(exp, stmts1, stmts2)`, `While(exp, stmts)` oder `DoWhile(exp, stmts)`[47] beinhaltet den **Bezeichner** bzw. den `Name(str)`-Knoten der Funktion an sein **Label** bzw. an sein `name`-Attribut zugewiesen. Dem **Bezeichner** wird vor der Zuweisung allerdings noch eine **Nummer** `<number>` angehängt `<name>.<number>`[48].[49]

Es werden parallel dazu neue Zuordnungen im **Assoziativen Feld** `fun_name_to_block_name` hinzugefügt. Das **Assoziative Feld** `fun_name_to_block_name` ordnet einem **Funktionsnamen** den **Blocknamen** des Blockes, der die erste **Anweisung** der Funktion enthält zu. Der **Bezeichner** des Blockes `<name>.<number>` ist dabei bis auf die angehängte **Nummer** `<number>` identisch zu dem der Funktion. Diese Zuordnung ist nötig, da **Blöcke** eine **Nummer** an ihren Bezeichner `<name>.<number>` angehängt haben, die auf anderem Wege **nicht** ohne großen Aufwand herausgefunden werden kann.

```
1 File
2   Name './verbose_3_funs.picoc_blocks',
3   [
4     FunDef
5       VoidType 'void',
```

[47] Eine **Erklärung** dazu ist in Unterkapitel 1.3.1.2 zu finden.
[48] Der **Grund** dafür kann im Unterkapitel 1.3.1.2 nachgelesen werden.
[49] Die **Bedeutung** aller hier erwähnten **Knoten** und **Kompositionen** von Knoten wird in den Tabellen der Kapitel PicoC-Knoten, RETI-Knoten und Kompositionen von Knoten mit besonderer Bedeutung erläutert.

```
6       Name 'main',
7       [],
8       [
9         Block
10          Name 'main.4',
11          [
12            Return(Empty())
13          ]
14      ],
15    FunDef
16      VoidType 'void',
17      Name 'fun1',
18      [],
19      [
20        Block
21          Name 'fun1.3',
22          [
23            Assign(Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('var')), Num('41'))
24            // If(Num('1'), []),
25            IfElse
26              Num '1',
27              [
28                GoTo
29                  Name 'if.2'
30              ],
31              [
32                GoTo
33                  Name 'if_else_after.1'
34              ]
35          ],
36        Block
37          Name 'if.2',
38          [
39            Assign(Name('var'), Num('42'))
40            GoTo(Name('if_else_after.1'))
41          ],
42        Block
43          Name 'if_else_after.1',
44          []
45      ],
46    FunDef
47      IntType 'int',
48      Name 'fun2',
49      [],
50      [
51        Block
52          Name 'fun2.0',
53          [
54            Return(Num('1'))
55          ]
56      ]
57  ]
```

Code 1.64: *PicoC-Blocks Pass für 3 Funktionen.*

Im **PicoC-ANF Pass** in Code 1.65 werden die `FunDef(datatype, name, allocs, stmts)`-Knoten komplett

aufgelöst, sodass sich im `File(name, decls_defs_blocks)`-Knoten nur noch Blöcke befinden.

```
File
  Name './verbose_3_funs.picoc_mon',
  [
    Block
      Name 'main.4',
      [
        Return(Empty())
      ],
    Block
      Name 'fun1.3',
      [
        // Assign(Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('var')), Num('41'))
        // Assign(Name('var'), Num('41'))
        Exp(Num('41'))
        Assign(Stackframe(Num('0')), Stack(Num('1')))
        // If(Num('1'), [])
        // IfElse(Num('1'), [], [])
        Exp(Num('1')),
        IfElse
          Stack
            Num '1',
          [
            GoTo
              Name 'if.2'
          ],
          [
            GoTo
              Name 'if_else_after.1'
          ]
      ],
    Block
      Name 'if.2',
      [
        // Assign(Name('var'), Num('42'))
        Exp(Num('42'))
        Assign(Stackframe(Num('0')), Stack(Num('1')))
        Exp(GoTo(Name('if_else_after.1')))
      ],
    Block
      Name 'if_else_after.1',
      [
        Return(Empty())
      ],
    Block
      Name 'fun2.0',
      [
        // Return(Num('1'))
        Exp(Num('1'))
        Return(Stack(Num('1')))
      ]
  ]
```

Code 1.65: *PicoC-ANF Pass für 3 Funktionen.*

Nach dem **RETI Pass** in Code 1.66 gibt es nur noch **RETI-Befehle**, die Blöcke wurden entfernt. Die **RETI-Befehle** in diesen Blöcken wurden genauso zusammengefügt, wie die Blöcke angeordnet waren. Ohne die **Kommentare** könnte man die RETI-Befehle nicht mehr direkt Funktionen zuordnen. Die **Kommentare** enthalten die **Bezeichner** `<name>.<number>` der Blöcke, die in diesem Beispiel immer zugleich bis auf die Nummer, dem **Namen** der jeweiligen **Funktion** entsprechen.

Da es in der `main`-Funktion keinen **Funktionsaufruf** gab, wird der Code, der nach dem **Befehl** in der **markierten Zeile** kommt nicht mehr betreten. Funktionen sind im **RETI-Code** nur dadurch existent, dass im RETI-Code **Sprünge** (z.B. `JUMP<rel> <im>`) zu den jeweils richtigen **Adressen** gemacht werden. Die Sprünge werden zu den Adressen gemacht, wo die **RETI-Befehle** anfangen, die aus den **Anweisungen** einer **Funktion** kompiliert wurden.

```
1  # // Block(Name('start.5'), [])
2  # // Exp(GoTo(Name('main.4')))
3  # // not included Exp(GoTo(Name('main.4')))
4  # // Block(Name('main.4'), [])
5  # Return(Empty())
6  LOADIN BAF PC -1;
7  # // Block(Name('fun1.3'), [])
8  # // Assign(Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('var')), Num('41'))
9  # // Assign(Name('var'), Num('41'))
10 # Exp(Num('41'))
11 SUBI SP 1;
12 LOADI ACC 41;
13 STOREIN SP ACC 1;
14 # Assign(Stackframe(Num('0')), Stack(Num('1')))
15 LOADIN SP ACC 1;
16 STOREIN BAF ACC -2;
17 ADDI SP 1;
18 # // If(Num('1'), [])
19 # // IfElse(Num('1'), [], [])
20 # Exp(Num('1'))
21 SUBI SP 1;
22 LOADI ACC 1;
23 STOREIN SP ACC 1;
24 # IfElse(Stack(Num('1')), [], [])
25 LOADIN SP ACC 1;
26 ADDI SP 1;
27 # JUMP== GoTo(Name('if_else_after.1'));
28 JUMP== 7;
29 # GoTo(Name('if.2'))
30 # // not included Exp(GoTo(Name('if.2')))
31 # // Block(Name('if.2'), [])
32 # // Assign(Name('var'), Num('42'))
33 # Exp(Num('42'))
34 SUBI SP 1;
35 LOADI ACC 42;
36 STOREIN SP ACC 1;
37 # Assign(Stackframe(Num('0')), Stack(Num('1')))
38 LOADIN SP ACC 1;
39 STOREIN BAF ACC -2;
40 ADDI SP 1;
41 # Exp(GoTo(Name('if_else_after.1')))
42 # // not included Exp(GoTo(Name('if_else_after.1')))
43 # // Block(Name('if_else_after.1'), [])
44 # Return(Empty())
```

```
45 LOADIN BAF PC -1;
46 # // Block(Name('fun2.0'), [])
47 # // Return(Num('1'))
48 # Exp(Num('1'))
49 SUBI SP 1;
50 LOADI ACC 1;
51 STOREIN SP ACC 1;
52 # Return(Stack(Num('1')))
53 LOADIN SP ACC 1;
54 ADDI SP 1;
55 LOADIN BAF PC -1;
```

Code 1.66: *RETI-Blocks Pass für 3 Funktionen.*

1.3.6.1.1 Sprung zur Main Funktion

Im vorherigen Beispiel in Code 1.62 war die `main`-Funktion die **erste** Funktion, die im Code vorkam. Dadurch konnte die `main`-Funktion direkt betreten werden, da die **Ausführung** eines Programmes immer ganz vorne im **RETI-Code** beginnt. Man musste sich daher keine Gedanken darum machen, wie man die **Ausführung**, die von der `main`-Funktion ausgeht überhaupt startet.

Im Beispiel in Code 1.67 ist die `main`-Funktion allerdings **nicht** die **erste** Funktion. Daher muss dafür gesorgt werden, dass die `main`-Funktion die erste Funktion ist, die ausgeführt wird.

```
1  void fun1() {
2  }
3
4  int fun2() {
5    return 1;
6  }
7
8  void main() {
9    return;
10 }
```

Code 1.67: *PicoC-Code für Funktionen, wobei die main Funktion nicht die erste Funktion ist.*

Im **RETI-Blocks Pass** in Code 1.68 sind die **Funktionen** nur noch durch **Blöcke** umgesetzt.

```
1  File
2    Name './verbose_3_funs_main.reti_blocks',
3    [
4      Block
5        Name 'fun1.2',
6        [
7          # Return(Empty())
8          LOADIN BAF PC -1;
9        ],
10     Block
11       Name 'fun2.1',
```

```
12      [
13        # // Return(Num('1'))
14        # Exp(Num('1'))
15        SUBI SP 1;
16        LOADI ACC 1;
17        STOREIN SP ACC 1;
18        # Return(Stack(Num('1')))
19        LOADIN SP ACC 1;
20        ADDI SP 1;
21        LOADIN BAF PC -1;
22      ],
23    Block
24      Name 'main.0',
25      [
26        # Return(Empty())
27        LOADIN BAF PC -1;
28      ]
29  ]
```

Code 1.68: *RETI-Blocks Pass für Funktionen, wobei die main Funktion nicht die erste Funktion ist.*

Eine simple Möglichkeit die Ausführung durch die `main`-Funktion zu starten, ist es, die `main-Funktion` einfach nach **vorne** zu schieben, damit diese als **erstes** ausgeführt wird. Im `File(name, decls_defs)`-Knoten muss dazu im `decls_defs`-Attribut, welches eine **Liste von Funktionen** ist, die `main`-Funktion an den ersten Index 0 geschoben werden.

Die Möglichkeit für die sich in der **Implementierung** des **PicoC-Compilers** allerdings entschieden wurde, ist es, wenn die `main`-Funktion nicht die erste auftauchende Funktion ist, einen `start.<number>`-Block als ersten Block einzufügen. Dieser `start.<number>`-Block enthält einen `GoTo(Name('main.<number>'))`-Knoten, der im **RETI Pass** 1.70 in einen Sprung zur `main`-Funktion übersetzt wird.[50]

In der Implementierung des **PicoC-Compilers** wurde sich für diese Möglichkeit entschieden, da es für Verwender[51] des **PicoC-Compilers** vermutlich am **intuitivsten** ist, wenn der **RETI-Code** für die Funktionen an denselben Stellen relativ zueinander verortet ist, wie die Funktionsdefinitionen im **PicoC-Code**.

Das **Einsetzen** des `start.<number>`-Blockes erfolgt im **RETI-Patch Pass** in Code 1.69. Der **RETI-Patch** Pass ist der Pass, der für das **Ausbessern**[52] von Befehlen und Anweisungen zuständig ist, wenn z.B. in manchen Fällen die `main`-Funktion nicht die erste Funktion ist.

```
1 File
2   Name './verbose_3_funs_main.reti_patch',
3   [
4     Block
5       Name 'start.3',
6       [
7         # // Exp(GoTo(Name('main.0')))
8         Exp(GoTo(Name('main.0')))
9       ],
10    Block
```

[50] Die **Bedeutung** aller hier erwähnten **Knoten** und **Kompositionen** von Knoten wird in den Tabellen der Kapitel PicoC-Knoten, RETI-Knoten und Kompositionen von Knoten mit besonderer Bedeutung erläutert.
[51] Also die kommenden **Studentengenerationen**.
[52] In engl. to patch.

```
11      Name 'fun1.2',
12      [
13        # Return(Empty())
14        LOADIN BAF PC -1;
15      ],
16    Block
17      Name 'fun2.1',
18      [
19        # // Return(Num('1'))
20        # Exp(Num('1'))
21        SUBI SP 1;
22        LOADI ACC 1;
23        STOREIN SP ACC 1;
24        # Return(Stack(Num('1')))
25        LOADIN SP ACC 1;
26        ADDI SP 1;
27        LOADIN BAF PC -1;
28      ],
29    Block
30      Name 'main.0',
31      [
32        # Return(Empty())
33        LOADIN BAF PC -1;
34      ]
35  ]
```

Code 1.69: *RETI-Patch Pass für Funktionen, wobei die main Funktion nicht die erste Funktion ist.*

Im **RETI Pass** in Code 1.70 wird das `Exp(GoTo(Name('main.<number>')))` durch den entsprechenden **Sprung** `JUMP <distance_to_main_function>` ersetzt und es werden die **Blöcke entfernt**.

```
1  # // Block(Name('start.3'), [])
2  # // Exp(GoTo(Name('main.0')))
3  JUMP 8;
4  # // Block(Name('fun1.2'), [])
5  # Return(Empty())
6  LOADIN BAF PC -1;
7  # // Block(Name('fun2.1'), [])
8  # // Return(Num('1'))
9  # Exp(Num('1'))
10 SUBI SP 1;
11 LOADI ACC 1;
12 STOREIN SP ACC 1;
13 # Return(Stack(Num('1')))
14 LOADIN SP ACC 1;
15 ADDI SP 1;
16 LOADIN BAF PC -1;
17 # // Block(Name('main.0'), [])
18 # Return(Empty())
19 LOADIN BAF PC -1;
```

Code 1.70: *RETI Pass für Funktionen, wobei die main Funktion nicht die erste Funktion ist.*

1.3.6.2 Funktionsdeklaration und -definition und Umsetzung von Sichtbarkeitsbereichen

In der Programmiersprache L_C und somit auch L_{PicoC} ist es notwendig, dass eine Funktion **deklariert** ist, bevor man einen **Funktionsaufruf** zu dieser Funktion machen kann. Das ist notwendig, damit **Fehlermeldungen** ausgegeben werden können, wenn der **Prototyp** (Definition **??**) der Funktion nicht mit den **Datentypen** der **Argumente** oder der **Anzahl Argumente** übereinstimmt, die beim **Funktionsaufruf** an die Funktion in einer **festen Reihenfolge** übergeben werden.

Die **Dekleration** einer Funktion kann explizit erfolgen (z.B. `int fun2(int var);`), wie in der im Beispiel in Code 1.71 **markierten Zeile** `1` oder zusammen mit der **Funktionsdefinition** (z.B. `void fun1(){}`), wie in den **markierten Zeilen** `3-4`.

In dem Beispiel in Code 1.71 erfolgt ein **Funktionsaufruf** der Funktion `fun2`, die allerdings erst nach der `main`-Funktion definiert ist. Daher ist eine **Funktionsdekleration**, wie in der **markierten Zeile** `1` notwendig. Beim **Funktionsaufruf** der Funktion `fun1` ist das **nicht** notwendig, da die Funktion vorher **definiert** wurde, wie in den **markierten Zeilen** `3-4` zu sehen ist.

```
1  int fun2(int var);
2
3  void fun1() {
4  }
5
6  void main() {
7    int var = fun2(42);
8    fun1();
9    return;
10 }
11
12 int fun2(int var) {
13   return var;
14 }
```

Code 1.71: *PicoC-Code für Funktionen, wobei eine Funktion vorher deklariert werden muss.*

Die **Deklaration** einer **Funktion** erfolgt mithilfe der **Symboltabelle**, die in Code 1.72 für das Beispiel in Code 1.71 dargestellt ist. Für z.B. die Funktion `int fun2(int var)` werden die **Attribute** des **Symbols** `Symbols(type_qual, datatype, name, val_addr, pos, size)` wie üblich gesetzt. Dem `datatype`-Attribut wird dabei einfach die komplette **Funktionsdeklaration** `FunDecl(IntType('int'), Name('fun2'), [Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('var'))])` zugewiesen.

Die Variablen `var@main` und `var@fun2` der `main`-Funktion und der Funktion `fun2` haben unterschiedliche **Sichtbarkeitsbereiche** (Definition **??**). Die **Sichtbarkeitsbereiche** der **Funktionen** werden mittels eines **Suffix** `"@<fun_name>"` umgesetzt, der an den **Bezeichner** `var` angehängt wird: `var@<fun_name>`. Dieser **Suffix** wird geändert, sobald beim **Top-Down**[53]-Iterieren über den **Abstrakten Syntaxbaum** des aktuellen **Passes** ein neuer `FunDef(datatype, name, allocs, stmts_blocks)`-Knoten betreten wird und über dessen Anweisungen im `stmts`-Attribut iteriert wird. Beim **Iterieren** über die Anweisungen eines **Funktionsknotens** wird beim Erstellen neuer **Symboltabelleneinträge** an die **Schlüssel** ein **Suffix** angehängt, der aus dem `name`-Attribut des **Funktionsknotens** `FunDef(name, datatype, params, stmts_blocks)` entnommen wird.

Ein Grund, warum **Sichtbarkeitsbereiche** über das Anhängen eines **Suffix** an den **Bezeichner** gelöst sind, ist, dass auf diese Weise die **Schlüssel**, die aus dem **Bezeichner** einer Variable und einem angehängten **Suffix** bestehen, in der als **Assoziatives Feld** umgesetzten **Symboltabelle** eindeutig sind. Des Weiteren lässt sich

[53] D.h. von der **Wurzel** zu den **Blättern** eines Baumes.

aus dem **Symboltabelleneintrag** einer **Variable** direkt ihr **Sichtbarkeitsbereich**, in dem sie definiert wurde ablesen. Der **Suffix** ist ebenfalls im `Name(str)`-Knoten des `name`-Attribubtes eines **Symboltabelleneintrags** der Symboltabelle angehängt. Dies ist in Code 1.72 **markiert**.

Die Variable `var@main`, bei der es sich um eine **Lokale Variable** der `main`-Funktion handelt, ist nur innerhalb des **Codeblocks** {} der `main`-Funktion **sichtbar** und die Variable `var@fun2` bei der es sich im einen **Parameter** handelt, ist nur innerhalb des **Codeblocks** {} der Funktion `fun2` **sichtbar**. Das ist dadurch umgesetzt, dass der **Suffix**, der bei jedem **Funktionswechsel** angepasst wird, auch beim Nachschlagen eines **Symbols** in der **Symboltabelle** an den **Bezeichner** der Variablen, die man nachschlagen will angehängt wird. Und da die Zuordnungen im **Assoziativen Feld eindeutig** sein müssen[54], kann eine Variable nur in genau der Funktion nachgeschlagen werden, in der sie **definiert** wurde.

Das Symbol `'@'` wird aus einem bestimmten Grund als **Trennzeichen** verwendet, welcher bereits in Unterkapitel 1.3.1.3 erläutert wurde.

```
SymbolTable
  [
    Symbol
      {
        type qualifier:         Empty()
        datatype:               FunDecl(IntType('int'), Name('fun2'), [Alloc(Writeable(),
        ↪  IntType('int'), Name('var'))])
        name:                   Name('fun2')
        value or address:       Empty()
        position:               Pos(Num('1'), Num('4'))
        size:                   Empty()
      },
    Symbol
      {
        type qualifier:         Empty()
        datatype:               FunDecl(VoidType('void'), Name('fun1'), [])
        name:                   Name('fun1')
        value or address:       Empty()
        position:               Pos(Num('3'), Num('5'))
        size:                   Empty()
      },
    Symbol
      {
        type qualifier:         Empty()
        datatype:               FunDecl(VoidType('void'), Name('main'), [])
        name:                   Name('main')
        value or address:       Empty()
        position:               Pos(Num('6'), Num('5'))
        size:                   Empty()
      },
    Symbol
      {
        type qualifier:         Writeable()
        datatype:               IntType('int')
        name:                   Name('var@main')
        value or address:       Num('0')
        position:               Pos(Num('7'), Num('6'))
        size:                   Num('1')
      },
```

[54] Sonst gibt es eine **Fehlermeldung**, wie `ReDeclarationOrDefinition`.

```
39      Symbol
40        {
41          type qualifier:         Writeable()
42          datatype:               IntType('int')
43          name:                   Name('var@fun2')
44          value or address:       Num('0')
45          position:               Pos(Num('12'), Num('13'))
46          size:                   Num('1')
47        }
48    ]
```

Code 1.72: *Symboltabelle für Funktionen, wobei eine Funktion vorher deklariert werden muss.*

1.3.6.3 Funktionsaufruf

Ein **Funktionsaufruf** (z.B. `stack_fun(local_var)`) wird im Folgenden mithilfe des Beispiels in Code 1.73 erklärt. Das Beispiel ist so gewählt, dass alleinig der **Funktionsaufruf** im **Vordergrund** steht und das Beispiel nicht auch noch mit z.B. Aspekten wie der Umsetzung eines **Rückgabewertes** überladen ist. Der Aspekt der Umsetzung eines **Rückgabewertes** wird erst im nächsten Unterkapitel 1.3.6.3.1 erklärt. Zudem wurde, um die **Adressberechnung anschaulicher** zu machen als **Datentyp** für den **Parameter** `param` der Funktion `stack_fun` ein **Verbund** gewählt, der **mehrere Speicherzellen** im Hauptspeicher einnimmt.

```
1  struct st {int attr[2];};
2
3  void stack_fun(int param);
4
5  void main() {
6    struct st local_var[2];
7    stack_fun(1+1);
8    return;
9  }
10
11 void stack_fun(int param) {
12   struct st local_var[2];
13 }
```

Code 1.73: *PicoC-Code für Funktionsaufruf ohne Rückgabewert.*

Im **Abstrakten Syntaxbaum** in Code 1.74 wird ein **Funktionsaufruf** `stack_fun(1+1)` durch die **Knoten** `Exp(Call(Name('stack_fun'), [BinOp(Num('1'), Add('+'), Num('1'))]))` dargestellt.

```
1  File
2    Name './example_fun_call_no_return_value.ast',
3    [
4      StructDecl
5        Name 'st',
6        [
7          Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('2')], IntType('int')), Name('attr'))
8        ],
9      FunDecl
10       VoidType 'void',
```

```
11      Name 'stack_fun',
12      [
13        Alloc
14          Writeable,
15          IntType 'int',
16          Name 'param'
17      ],
18    FunDef
19      VoidType 'void',
20      Name 'main',
21      [],
22      [
23        Exp(Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('2')], StructSpec(Name('st'))),
          ↪  Name('local_var')))
24        Exp(Call(Name('stack_fun'), [BinOp(Num('1'), Add('+'), Num('1'))]))
25        Return(Empty())
26      ],
27    FunDef
28      VoidType 'void',
29      Name 'stack_fun',
30      [
31        Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('param'))
32      ],
33      [
34        Exp(Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('2')], StructSpec(Name('st'))),
          ↪  Name('local_var')))
35      ]
36  ]
```

Code 1.74: *Abstrakter Syntaxbaum für Funktionsaufruf ohne Rückgabewert.*

Alle Funktionen **außer** der `main`-Funktion besitzen einen **Stackframe** (Definition 1.10). Bei der `main`-Funktion werden **Lokale Variablen** einfach zu den **Globalen Statischen Daten** geschrieben.

In Tabelle 1.17 ist für das Beispiel in Code 1.73 das **Datensegment** inklusive **Stackframe** der Funktion `stack_fun` mit allen **allokierten Variablen** dargestellt. Mithilfe der Spalte **Relativadresse** in der Tabelle 1.17 erklären sich auch die **Relativadressen** der Variablen `local_var@main`, `local_var@stack_fun`, `param@stack_fun` in den `value or address`-Attributen der markierten **Symboltabelleneinträge** in der **Symboltabelle** in Code 1.75. Bei **Stackframes** fangen die **Relativadressen** erst 2 Speicherzellen relativ zum `BAF`-Register an, da die **Rücksprungadresse** und die **Startadresse des Vorgängerframes** Platz brauchen.

Relativ-adresse	Inhalt	Register
0	⟨*local_var@main*⟩	CS
1		
2		
3		
...	...	
...	...	SP
4	⟨*local_var@stack_fun*⟩	
3		
2		
1		
0	⟨*param_var@stack_fun*⟩	
...	Rücksprungadresse	
...	Startadresse Vorgängerframe	BAF

Tabelle 1.17: *Datensegment mit Stackframe.*

Definition 1.10: Stackframe

*Eine **Datenstruktur**, die dazu dient während der **Laufzeit** eines Programmes den **Zustand** einer Funktion **„konservieren“** zu können, um diese Funktion später im **selben Zustand fortsetzen** zu können. **Stackframes** werden dabei in einem Stack **übereinander gestappelt** und in die **entgegengesetzte Richtung** wieder abgebaut, wenn sie nicht mehr benötigt werden. Der **Aufbau** eines **Stackframes** ist in Tabelle 1.18 dargestellt.*[a]

...	← SP
Temporäre Berechnungen	
Lokale Variablen	
Parameter	
Rücksprungadresse	
Startadresse Vorgängerframe	← BAF

Tabelle 1.18: *Aufbau Stackframe*

*Üblicherweise steht als **erstes**[b] in einem Stackframe die **Startadresse** des **Vorgängerframes**. Diese ist notwendig, damit beim **Rücksprung** aus einer **aufgerufenen Funktion**, zurück zur **aufrufenden Funktion** das `BAF`-Register wieder so gesetzt werden kann, dass es auf den Stackframe der **aktuell aktiven Funktion**, also den **Stackframe** der **aufrufenden Funktion** zeigt.*

*Als **zweites** steht in einem Stackframe üblicherweise die **Rücksprungadresse**. Die **Rücksprungadresse** ist die Adresse im **Codesegment**, an welcher die **Ausführung** einer Funktion nach einem Funktionsaufruf **fortgesetzt** wird. Alles weitere in Tabelle 1.18 ist selbsterklärend.*[c]

[a] Wenn von **„auf den Stack schreiben“** gesprochen wird, dann wird damit immer gemeint, dass nach Tabelle 1.18 etwas in den Bereich für **Temporäre Berechnungen** geschrieben wird.

[b] Die Tabelle 1.18 ist von **unten** zu lesen, da im **PicoC-Compiler** Stackframes in einem **Stack** untergebracht sind, der von **unten-nach-oben** wächst. Alles soll **konsistent** dazu gehalten werden, wie es im PicoC-Compiler aussieht.

[c] Scholl, „Betriebssysteme“.

```
SymbolTable
  [
    Symbol
      {
        type qualifier:         Empty()
        datatype:               ArrayDecl([Num('2')], IntType('int'))
        name:                   Name('attr@st')
        value or address:       Empty()
        position:               Pos(Num('1'), Num('15'))
        size:                   Num('2')
      },
    Symbol
      {
        type qualifier:         Empty()
        datatype:               StructDecl(Name('st'), [Alloc(Writeable(),
        ↪  ArrayDecl([Num('2')], IntType('int')), Name('attr'))])
        name:                   Name('st')
        value or address:       [Name('attr@st')]
        position:               Pos(Num('1'), Num('7'))
        size:                   Num('2')
      },
    Symbol
      {
        type qualifier:         Empty()
        datatype:               FunDecl(VoidType('void'), Name('stack_fun'),
        ↪  [Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('param'))])
        name:                   Name('stack_fun')
        value or address:       Empty()
        position:               Pos(Num('3'), Num('5'))
        size:                   Empty()
      },
    Symbol
      {
        type qualifier:         Empty()
        datatype:               FunDecl(VoidType('void'), Name('main'), [])
        name:                   Name('main')
        value or address:       Empty()
        position:               Pos(Num('5'), Num('5'))
        size:                   Empty()
      },
    Symbol
      {
        type qualifier:         Writeable()
        datatype:               ArrayDecl([Num('2')], StructSpec(Name('st')))
        name:                   Name('local_var@main')
        value or address:       Num('0')
        position:               Pos(Num('6'), Num('12'))
        size:                   Num('4')
      },
    Symbol
      {
        type qualifier:         Writeable()
        datatype:               IntType('int')
        name:                   Name('param@stack_fun')
        value or address:       Num('0')
        position:               Pos(Num('11'), Num('19'))
        size:                   Num('1')
```

```
56      },
57    Symbol
58      {
59        type qualifier:         Writeable()
60        datatype:               ArrayDecl([Num('2')], StructSpec(Name('st')))
61        name:                   Name('local_var@stack_fun')
62        value or address:       Num('4')
63        position:               Pos(Num('12'), Num('12'))
64        size:                   Num('4')
65      }
66  ]
```

Code 1.75: *Symboltabelle für Funktionsaufruf ohne Rückgabewert.*

Im **PicoC-ANF Pass** in Code 1.76 werden die Knoten `Exp(Call(Name('stack_fun'),[Name('local_var')]))` durch die Knoten `StackMalloc(Num('2'))`, `Ref(Global(Num('0')))`, `NewStackframe(Name('stack_fun'),GoTo(Name('addr@next_instr')))`, `Exp(GoTo(Name('stack_fun.0')))` und `RemoveStackframe()` ersetzt. Die **Bedeutung** aller hier erwähnten **Knoten** und **Kompositionen** von Knoten wird in den Tabellen der Kapitel PicoC-Knoten, RETI-Knoten und Kompositionen von Knoten mit besonderer Bedeutung erläutert.

Der Knoten `StackMalloc(Num('2'))` ist notwendig, weil auf dem **Stackframe** für den Wert des `BAF`-Registers der **aufrufenden Funktion** und die **Rücksprungadresse** am **Anfang** des **Stackframes** 2 Speicherzellen Platz gelassen werden müssen. Das wird durch den Knoten `StackMalloc(Num('2'))` umgesetzt, indem das `SP`-Register einfach um zwei Speicherzellen **dekrementiert** wird und somit Speicher auf dem **Stack** allokiert wird.[55]

```
1 File
2   Name './example_fun_call_no_return_value.picoc_mon',
3   [
4     Block
5       Name 'main.1',
6       [
7         StackMalloc(Num('2'))
8         Exp(Num('1'))
9         Exp(Num('1'))
10        Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Add('+'), Stack(Num('1'))))
11        NewStackframe(Name('stack_fun'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
12        Exp(GoTo(Name('stack_fun.0')))
13        RemoveStackframe()
14        Return(Empty())
15      ],
16    Block
17      Name 'stack_fun.0',
18      [
19        Return(Empty())
20      ]
21  ]
```

Code 1.76: *PicoC-ANF Pass für Funktionsaufruf ohne Rückgabewert.*

[55] Die **Bedeutung** aller hier erwähnten **Knoten** und **Kompositionen** von Knoten wird in den Tabellen der Kapitel PicoC-Knoten, RETI-Knoten und Kompositionen von Knoten mit besonderer Bedeutung erläutert.

Im **RETI-Blocks Pass** in Code 1.77 werden die **PicoC-Knoten** `StackMalloc(Num('2'))`, `Ref(Global(Num('0')))`, `NewStackframe(Name('stack_fun'), GoTo(Name('addr@next_instr')))`, `Exp(GoTo(Name('stack_fun.0')))` und `RemoveStackframe()` durch ihre **semantisch** entsprechenden **RETI-Knoten** ersetzt.

Die Knoten `LOADI ACC GoTo(Name('addr@next_instr'))` und `Exp(GoTo(Name('stack_fun.0')))` sind noch keine **RETI-Knoten** und werden erst später in dem für sie vorgesehenen **RETI-Pass** passend ergänzt bzw. ersetzt.

Der **Bezeichner** des Blocks `stack_fun.0` in `Exp(GoTo(Name('stack_fun.0')))` wird im **Assoziativen Feld** `fun_name_to_block_name`[56] mit dem **Schlüssel** `stack_fun`[57], der im Knoten `NewStackframe(Name('stack_fun'))` gespeichert ist nachgeschlagen.

```
File
  Name './example_fun_call_no_return_value.reti_blocks',
  [
    Block
      Name 'main.1',
      [
        # StackMalloc(Num('2'))
        SUBI SP 2;
        # Exp(Num('1'))
        SUBI SP 1;
        LOADI ACC 1;
        STOREIN SP ACC 1;
        # Exp(Num('1'))
        SUBI SP 1;
        LOADI ACC 1;
        STOREIN SP ACC 1;
        # Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Add('+'), Stack(Num('1'))))
        LOADIN SP ACC 2;
        LOADIN SP IN2 1;
        ADD ACC IN2;
        STOREIN SP ACC 2;
        ADDI SP 1;
        # NewStackframe(Name('stack_fun'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
        MOVE BAF ACC;
        ADDI SP 3;
        MOVE SP BAF;
        SUBI SP 7;
        STOREIN BAF ACC 0;
        LOADI ACC GoTo(Name('addr@next_instr'));
        ADD ACC CS;
        STOREIN BAF ACC -1;
        # Exp(GoTo(Name('stack_fun.0')))
        Exp(GoTo(Name('stack_fun.0')))
        # RemoveStackframe()
        MOVE BAF IN1;
        LOADIN IN1 BAF 0;
        MOVE IN1 SP;
        # Return(Empty())
        LOADIN BAF PC -1;
      ],
    Block
```

[56] Dieses **Assoziative Feld** wurde in Unterkapitel 1.3.6.1 eingeführt.
[57] Dem **Bezeichner der Funktion**.

```
42      Name 'stack_fun.0',
43      [
44        # Return(Empty())
45        LOADIN BAF PC -1;
46      ]
47  ]
```

Code 1.77: *RETI-Blocks Pass für Funktionsaufruf ohne Rückgabewert.*

Im **RETI Pass** in Code 1.77 wird nun der finale **RETI-Code** generiert. Die **RETI-Befehle** aus den **Blöcken** sind nun zusammengefügt und es gibt keine **Blöcke** mehr. Des Weiteren wird das `GoTo(Name('addr@next_instr'))` in `LOADI ACC GoTo(Name('addr@next_instr'))` durch die **Adresse** des nächsten Befehls direkt nach dem Befehl `JUMP 5`[58] [59] ersetzt: `LOADI ACC 14`. Der Knoten, der den Sprung `Exp(GoTo(Name('stack_fun.0')))` darstellt wird durch den Knoten `JUMP 5` ersetzt.

Die **Distanz** `5` im **RETI-Knoten** `JUMP 5` wird mithilfe des versteckten `instrs_before`-Attributs des **Zielblocks** `Block(name, stmts_instrs, instrs_before, num_instrs, param_size, local_vars_size)`[60] und des **aktuellen Blocks**, in dem der **RETI-Knoten** `JUMP 5` selbst liegt berechnet.

Die **relative Adresse** `14` des Befehls `LOADI ACC 14` wird ebenfalls mithilfe des versteckten `instrs_before`-Attributs des **aktuellen Blocks** `Block(name, stmts_instrs, instrs_before, num_instrs, param_size, local_vars_size)` berechnet. Es handelt sich bei `14` um eine **relative Adresse**, die **relativ** zum `CS`-Register[61] berechnet wird.

Anmerkung

Die Berechnung der **Adresse** adr_{danach} bzw. `'<addr@next_instr>'` des Befehls nach dem **Sprung** `JUMP <distanz>` für den Befehl `LOADI ACC <addr@next_instr>` erfolgt mithilfe der folgenden Formel:

$$adr_{danach} = \#Bef_{vor\ akt.\ Bl.} + idx + 4 \tag{1.3.4}$$

wobei:

- es sich bei adr_{danach} um eine **relative Adresse** handelt, die **relativ** zum `CS`-Register berechnet wird.
- $\#Bef_{vor\ akt.\ Bl.} \hat{=}$ **Anzahl** Befehle vor dem aktuellen Block. Es handelt sich hierbei um ein verstecktes Attribut `instrs_before` eines jeden **Blockes** `Block(name, stmts_instrs, instrs_before, num_instrs, param_size, local_vars_size)`, welches im **RETI-Patch**-Pass gesetzt wird. Der Grund dafür, dass das Zuweisen dieses versteckten Attributes `instrs_before` im **RETI-Patch Pass** erfolgt, ist, weil erst im **RETI-Patch** Pass die **finale Anzahl** an Befehlen in einem Block feststeht. Das liegt darin begründet, dass im **RETI-Patch** Pass `GoTo()`'s entfernt werden, deren Sprung nur **eine** Adresse weiterspringen würde. Die **finale Anzahl** an Befehlen kann sich in diesem **Pass** also noch ändern und muss daher im letzten Schritt dieses **Pass** berechnet werden.
- $idx \hat{=}$ **relativer Index** des Befehls `LOADI ACC <addr@next_instr>` selbst im **aktuellen Block**.
- $4 \hat{=}$ **Distanz**, die zwischen den in Code 1.78 markierten Befehlen `LOADI ACC <im>` und `JUMP <im>` liegt und noch **eins** mehr, weil man ja zum nächsten Befehl will.

[58] Der für den **Sprung zur gewünschten Funktion** verantwortlich ist.
[59] Also der Befehl, der bisher durch die Komposition `Exp(GoTo(Name('stack_fun.0')))` dargestellt wurde.
[60] Welcher den **ersten Befehl** der gewünschten Funktion enthält.
[61] Welches im **RETI-Interpreter** von einem **Startprogramm** im **EPROM** immer so gesetzt wird, dass es die **Adresse** enthält, an der das **Codesegment** anfängt.

Die Berechnug der **Distanz** $Dist_{Zielbl.}$ bzw. `<distance>` zum **ersten** Befehl eines im vorhergehenden **Pass existenten Blockes**[a] für den Sprungbefehl `JUMP <distance>` erfolgt nach der folgenden Formel:

$$Dist_{Zielbl.} = \begin{cases} \#Bef_{vor\ Zielbl.} - \#Bef_{vor\ akt.\ Bl.} - idx & \#Bef_{vor\ Zielbl.} != \#Bef_{vor\ akt.\ Bl.} \\ -idx & \#Bef_{vor\ Zielbl.} = \#Bef_{vor\ akt.\ Bl.} \end{cases} \tag{1.3.5}$$

wobei:

- $\#Bef_{vor\ Zielbl.} \hat{=}$ **Anzahl** Befehle vor dem **Zielblock** zu dem gesprungen werden soll. Es handelt sich hierbei um ein versteckes Attribut `instrs_before` eines jeden **Blockes** `Block(name, stmts_instrs, instrs_before, num_instrs, param_size, local_vars_size)`.
- $\#Bef_{vor\ akt.\ Bl.}$ und idx haben die **gleiche Bedeutung**, wie in der Formel 1.3.4.
- $idx \hat{=}$ **relativer Index** des Befehls `JUMP <distance>` selbst im **aktuellen Block**.

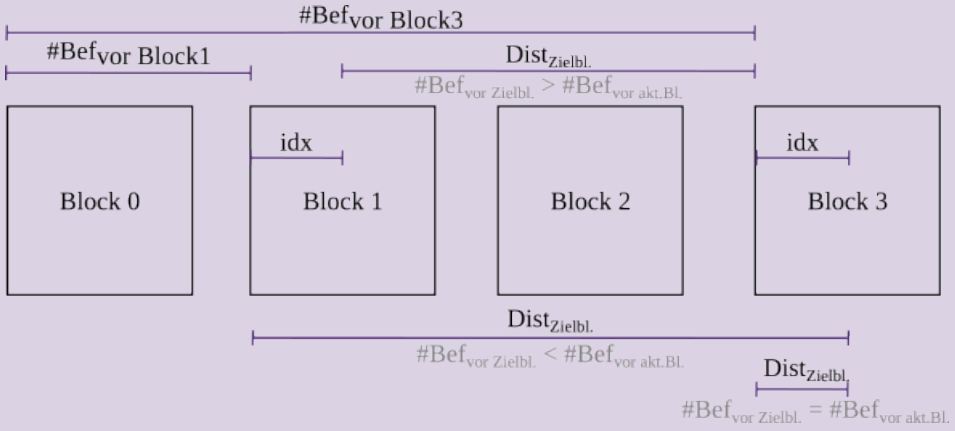


Abbildung 1.9: *Veranschaulichung der Dinstanzberechnung*

[a] Im **RETI-Pass** gibt es **keine** Blöcke mehr.

```
1  # // Exp(GoTo(Name('main.1')))
2  # // not included Exp(GoTo(Name('main.1')))
3  # StackMalloc(Num('2'))
4  SUBI SP 2;
5  # Exp(Num('1'))
6  SUBI SP 1;
7  LOADI ACC 1;
8  STOREIN SP ACC 1;
9  # Exp(Num('1'))
10 SUBI SP 1;
11 LOADI ACC 1;
12 STOREIN SP ACC 1;
13 # Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Add('+'), Stack(Num('1'))))
14 LOADIN SP ACC 2;
15 LOADIN SP IN2 1;
16 ADD ACC IN2;
17 STOREIN SP ACC 2;
18 ADDI SP 1;
19 # NewStackframe(Name('stack_fun'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
20 MOVE BAF ACC;
```

```
21 ADDI SP 3;
22 MOVE SP BAF;
23 SUBI SP 7;
24 STOREIN BAF ACC 0;
25 LOADI ACC 21;
26 ADD ACC CS;
27 STOREIN BAF ACC -1;
28 # Exp(GoTo(Name('stack_fun.0')))
29 JUMP 5;
30 # RemoveStackframe()
31 MOVE BAF IN1;
32 LOADIN IN1 BAF 0;
33 MOVE IN1 SP;
34 # Return(Empty())
35 LOADIN BAF PC -1;
36 # Return(Empty())
37 LOADIN BAF PC -1;
```

Code 1.78: *RETI-Pass für Funktionsaufruf ohne Rückgabewert.*

1.3.6.3.1 Rückgabewert

Die Umsetzung eines **Funktionsaufrufs inklusive Zuweisung eines Rückgabewertes** (z.B. `int var = fun_with_return_value()`) wird im Folgenden mithilfe des Beispiels in Code 1.79 erklärt.

Um den Unterschied zwischen einem `return` ohne **Rückgabewert** und einem `return 21 * 2` mit **Rückgabewert** hervorzuheben, ist auch eine Funktion `fun_no_return_value`, die **keinen** Rückgabewert hat in das Beispiel integriert.

```
1  int fun_with_return_value() {
2    return 21 * 2;
3  }
4
5  void fun_no_return_value() {
6    return;
7  }
8
9  void main() {
10   int var = fun_with_return_value();
11   fun_no_return_value();
12 }
```

Code 1.79: *PicoC-Code für Funktionsaufruf mit Rückgabewert.*

Im **Abstrakten Syntaxbaum** in Code 1.80 wird eine **Return-Anweisung mit Rückgabewert** `return 21 * 2` mit den Knoten `Return(BinOp(Num('21'), Mul('*'), Num('2')))` dargestellt, eine **Return-Anweisung ohne Rückgabewert** `return` mit den Knoten `Return(Empty())` und ein **Funktionsaufruf** inklusive **Zuweisung des Rückgabewertes** `int var = fun_with_return_value()` mit den Knoten `Assign(Alloc(Writeable(),IntType('int'),Name('var')),Call(Name('fun_with_return_value'),[]))`.

```
File
  Name './example_fun_call_with_return_value.ast',
  [
    FunDef
      IntType 'int',
      Name 'fun_with_return_value',
      [],
      [
        Return(BinOp(Num('21'), Mul('*'), Num('2')))
      ],
    FunDef
      VoidType 'void',
      Name 'fun_no_return_value',
      [],
      [
        Return(Empty())
      ],
    FunDef
      VoidType 'void',
      Name 'main',
      [],
      [
        Assign(Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('var')),
        ↪  Call(Name('fun_with_return_value'), []))
        Exp(Call(Name('fun_no_return_value'), []))
      ]
  ]
```

Code 1.80: *Abstrakter Syntaxbaum für Funktionsaufruf mit Rückgabewert.*

Im **PicoC-ANF Pass** in Code 1.81 werden bei den Knoten `Return(BinOp(Num('21'), Mul('*'), Num('2')))` erst die Knoten `BinOp(Num('21'), Mul('*'), Num('2'))` ausgewertet. Die hierfür erstellten Knoten `Exp(Num('21'))`, `Exp(Num('2'))` und `Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Mul('*'), Stack(Num('1'))))` berechnen das Ergebnis des Ausdrucks `21*2` auf dem **Stack**. Dieses Ergebnis wird dann von den **Knoten** `Return(Stack(Num('1')))` vom **Stack** gelesen und in das **Register** `ACC` geschrieben. Des Weiteren wird vom `Return(Stack(Num('1')))`-Knoten die **Rücksprungadresse** in das `PC`-Register geladen[62], um wieder zur **aufrufenden Funktion** zurückzuspringen.

Ein wichtiges Detail bei der **Funktion** `int fun_with_return_value() { return 21*2; }` ist, dass der **Funktionsaufruf** `Call(Name('fun_with_return_value'), [])` anders übersetzt wird[63], da diese **Funktion** einen Rückgabewert vom **Datentyp** `IntType()` und nicht `VoidType()` hat. Bei dieser Übersetzung wird durch die Knoten `Exp(ACC)` der **Rückgabewert** der **aufgerufenen Funktion** für die **aufrufende Funktion**, deren **Stackframe** nun wieder der aktuelle ist auf den **Stack** geschrieben. Der **Rückgabewert** wurde zuvor in der **aufgerufenen Funktion** durch die Knoten `Return(BinOp(Num('21'), Mul('*'), Num('2')))` in das `ACC`-Register geschrieben.

Dieser Trick mit dem Speichern des **Rückgabewerts** im `ACC`-Register ist notwendidg, da der Rückgabewert **nicht** einfach auf den **Stack** gespeichert werden kann. Nach dem **Entfernen** des **Stackframes** der **aufgerufenen Funktion** zeigt das `SP`-Register nicht mehr an die gleiche Stelle. Daher sind alle **temporären** Werte, die in der **aufgerufenen Funktion** auf den **Stack** geschrieben wurden unzugänglich. Man kann nicht wissen, um wieviel die Adresse im `SP`-Register verglichen zu vorher verschoben ist, weil der Speicherplatz, den

[62] Die **Rücksprungadresse** wurde zuvor durch den `NewStackframe()`-Knoten (siehe Unterkapitel 1.3.6.3 für Zusammenhang) eine Speicherzelle nach der Speicherzelle auf die das `BAF`-Register zeigt im **Stackframe** gespeichert.

[63] Als in Unterkapitel 1.3.6.3 **bisher** erklärt wurde.

Parameter und Lokale Variablen im **Stackframe** einnehmen bei unterschiedlichen **aufgerufenen Funktionen unterschiedlich groß** sein kann.

Die **Knoten** `Assign(Alloc(Writeable(),IntType('int'),Name('var')),Call(Name('fun_with_return_value'),[]))` vereinen **mehrere Aufgaben**. Mittels `Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('var'))` wird die Variable `Name('var')` **allokiert**. Die Knoten `Assign(Alloc(Writeable(),IntType('int'),Name('var')),Call(Name('fun_with_return_value'),[]))` werden durch die Knoten `Assign(Global(Num('0')),Stack(Num('1')))` ersetzt, welche den **Rückgabewert** der Funktion `'fun_with_return_value'` nun vom **Stack** in die Speicherzelle der Variable `Name('var')` in den **Globalen Statischen Daten** speichern. Hierzu muss die **Adresse** der Variable `Name('var')` in der **Symboltabelle** nachgeschlagen werden. Der **Rückgabewert** der Funktion `'fun_with_return_value'` wurde zuvor durch die **Knoten** `Exp(Acc)` aus dem `ACC`-Register auf den **Stack** geschrieben.

Der Umgang mit einer **Funktion ohne Rückgabewert** wurde am Anfang dieses Unterkapitels 1.3.6.3 bereits besprochen. Für ein `return` **ohne Rückgabewert** bleiben die **Knoten** `Return(Empty())` in diesem Pass unverändert, sie stellen nur das Laden der **Rücksprungsadresse** in das `PC`-Register dar.

Des Weiteren kann anhand der `main`-Funktion beobachtet werden, dass wenn bei einer Funktion mit dem **Rückgabedatentyp** `void` keine `return`-Anweisung explizit ans Ende geschrieben wird, im **PicoC-ANF Pass** eine in Form der Knoten `Return(Empty())` hinzufügt wird. Bei **Nicht-Angeben** wird im Falle eines Rückgabedatentyps, der **nicht** `void` ist allerdings eine `MissingReturn`-**Fehlermeldung** ausgelöst.

```
File
  Name './example_fun_call_with_return_value.picoc_mon',
  [
    Block
      Name 'fun_with_return_value.2',
      [
        // Return(BinOp(Num('21'), Mul('*'), Num('2')))
        Exp(Num('21'))
        Exp(Num('2'))
        Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Mul('*'), Stack(Num('1'))))
        Return(Stack(Num('1')))
      ],
    Block
      Name 'fun_no_return_value.1',
      [
        Return(Empty())
      ],
    Block
      Name 'main.0',
      [
        // Assign(Name('var'), Call(Name('fun_with_return_value'), []))
        StackMalloc(Num('2'))
        NewStackframe(Name('fun_with_return_value'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
        Exp(GoTo(Name('fun_with_return_value.2')))
        RemoveStackframe()
        Exp(ACC)
        Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('1')))
        StackMalloc(Num('2'))
        NewStackframe(Name('fun_no_return_value'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
        Exp(GoTo(Name('fun_no_return_value.1')))
        RemoveStackframe()
        Return(Empty())
      ]
```

```
34  ]
```

Code 1.81: *PicoC-ANF Pass für Funktionsaufruf mit Rückgabewert.*

Im **RETI-Blocks Pass** in Code 1.82 werden die **PicoC-Knoten** `Exp(Num('21'))`, `Exp(Num('2'))`, `Exp(BinOp(Stack(Num('2')),Mul('*'),Stack(Num('1'))))`, `Return(Stack(Num('1')))` und `Assign(Global(Num('0')),Stack(Num('1')))` durch ihre **semantisch** entsprechenden **RETI-Knoten** ersetzt.

```
1 File
2   Name './example_fun_call_with_return_value.reti_blocks',
3   [
4     Block
5       Name 'fun_with_return_value.2',
6       [
7         # // Return(BinOp(Num('21'), Mul('*'), Num('2')))
8         # Exp(Num('21'))
9         SUBI SP 1;
10        LOADI ACC 21;
11        STOREIN SP ACC 1;
12        # Exp(Num('2'))
13        SUBI SP 1;
14        LOADI ACC 2;
15        STOREIN SP ACC 1;
16        # Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Mul('*'), Stack(Num('1'))))
17        LOADIN SP ACC 2;
18        LOADIN SP IN2 1;
19        MULT ACC IN2;
20        STOREIN SP ACC 2;
21        ADDI SP 1;
22        # Return(Stack(Num('1')))
23        LOADIN SP ACC 1;
24        ADDI SP 1;
25        LOADIN BAF PC -1;
26      ],
27    Block
28      Name 'fun_no_return_value.1',
29      [
30        # Return(Empty())
31        LOADIN BAF PC -1;
32      ],
33    Block
34      Name 'main.0',
35      [
36        # // Assign(Name('var'), Call(Name('fun_with_return_value'), []))
37        # StackMalloc(Num('2'))
38        SUBI SP 2;
39        # NewStackframe(Name('fun_with_return_value'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
40        MOVE BAF ACC;
41        ADDI SP 2;
42        MOVE SP BAF;
43        SUBI SP 2;
44        STOREIN BAF ACC 0;
45        LOADI ACC GoTo(Name('addr@next_instr'));
46        ADD ACC CS;
```

```
47          STOREIN BAF ACC -1;
48          # Exp(GoTo(Name('fun_with_return_value.2')))
49          Exp(GoTo(Name('fun_with_return_value.2')))
50          # RemoveStackframe()
51          MOVE BAF IN1;
52          LOADIN IN1 BAF 0;
53          MOVE IN1 SP;
54          # Exp(ACC)
55          SUBI SP 1;
56          STOREIN SP ACC 1;
57          # Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('1')))
58          LOADIN SP ACC 1;
59          STOREIN DS ACC 0;
60          ADDI SP 1;
61          # StackMalloc(Num('2'))
62          SUBI SP 2;
63          # NewStackframe(Name('fun_no_return_value'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
64          MOVE BAF ACC;
65          ADDI SP 2;
66          MOVE SP BAF;
67          SUBI SP 2;
68          STOREIN BAF ACC 0;
69          LOADI ACC GoTo(Name('addr@next_instr'));
70          ADD ACC CS;
71          STOREIN BAF ACC -1;
72          # Exp(GoTo(Name('fun_no_return_value.1')))
73          Exp(GoTo(Name('fun_no_return_value.1')))
74          # RemoveStackframe()
75          MOVE BAF IN1;
76          LOADIN IN1 BAF 0;
77          MOVE IN1 SP;
78          # Return(Empty())
79          LOADIN BAF PC -1;
80      ]
81  ]
```

Code 1.82: *RETI-Blocks Pass für Funktionsaufruf mit Rückgabewert.*

1.3.6.3.2 Umsetzung der Übergabe eines Feldes

Die Eigenheit, dass bei der **Übergabe** eines **Felds** an eine andere Funktion, dieses als Zeiger übergeben wird, wurde bereits im Unterkapitel **??** erläutert. Die Umsetzung der **Übergabe** eines **Feldes** an eine andere Funktion wird im Folgenden mithilfe des Beispiels in Code 1.83 erklärt.

```
1  void fun_array_from_stackframe(int (*param)[3]) {
2  }
3
4  void fun_array_from_global_data(int param[2][3]) {
5    int local_var[2][3];
6    fun_array_from_stackframe(local_var);
7  }
8
9  void main() {
10   int local_var[2][3];
```

```
11   fun_array_from_global_data(local_var);
12 }
```

Code 1.83: *PicoC-Code für die Übergabe eines Feldes.*

Später im **PicoC-ANF Pass** muss im Fall dessen, dass der Datentyp, der an eine Funktion übergeben wird ein **Feld** `ArrayDecl(nums, datatype)` ist, auf spezielle Weise vorgegangen werden. Der **oberste Knoten** des Teilbaums, der den **Feld-Datentyp** `ArrayDecl(nums, datatype)` darstellt, muss zu einem **Zeiger** `PntrDecl(num, datatype)` umgewandelt werden und der Rest des Teilbaumes, der am `datatype`-Attribut hängt, muss an das `datatype`-Attribut des **Zeigers** `PntrDecl(num, datatype)` gehängt werden. Bei einem **Mehrdimensionalen Feld** fällt eine **Dimension** an den Zeiger weg und der Rest des Felds wird an das `datatype`-Attribut des **Zeigers** `PntrDecl(num, datatype)` gehängt.

Diese **Umwandlung** eines **Felds** zu einem **Zeiger** kann in der **Symboltabelle** in Code 1.84 beobachtet werden. Die **lokalen Variablen** `local_var@main` und `local_var@fun_array_from_global_data` sind beide vom Datentyp `ArrayDecl([Num('2'), Num('3')], IntType('int'))` und bei der Übergabe werden sie an Parameter `'param@fun_array_from_global_data'` und `'param@fun_array_from_stackframe'` mit dem Datentyp `PntrDecl(Num('1'), ArrayDecl([Num('3')], IntType('int')))` gebunden. Die **Größe** dieser Parameter beträgt dabei `Num('1')`, da ein **Zeiger** nur eine **Speicherzelle** einnimmt.

```
1  SymbolTable
2    [
3      Symbol
4        {
5          type qualifier:         Empty()
6          datatype:               FunDecl(VoidType('void'), Name('fun_array_from_stackframe'),
           ↪  [Alloc(Writeable(), PntrDecl(Num('1'), ArrayDecl([Num('3')], IntType('int'))),
           ↪  Name('param'))])
7          name:                   Name('fun_array_from_stackframe')
8          value or address:       Empty()
9          position:               Pos(Num('1'), Num('5'))
10         size:                   Empty()
11       },
12     Symbol
13       {
14         type qualifier:         Writeable()
15         datatype:               PntrDecl(Num('1'), ArrayDecl([Num('3')], IntType('int')))
16         name:                   Name('param@fun_array_from_stackframe')
17         value or address:       Num('0')
18         position:               Pos(Num('1'), Num('37'))
19         size:                   Num('1')
20       },
21     Symbol
22       {
23         type qualifier:         Empty()
24         datatype:               FunDecl(VoidType('void'), Name('fun_array_from_global_data'),
           ↪  [Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('3')], IntType('int')), Name('param'))])
25         name:                   Name('fun_array_from_global_data')
26         value or address:       Empty()
27         position:               Pos(Num('4'), Num('5'))
28         size:                   Empty()
29       },
30     Symbol
```

```
31      {
32        type qualifier:          Writeable()
33        datatype:                PntrDecl(Num('1'), ArrayDecl([Num('3')], IntType('int')))
34        name:                    Name('param@fun_array_from_global_data')
35        value or address:        Num('0')
36        position:                Pos(Num('4'), Num('36'))
37        size:                    Num('1')
38      },
39    Symbol
40      {
41        type qualifier:          Writeable()
42        datatype:                ArrayDecl([Num('2'), Num('3')], IntType('int'))
43        name:                    Name('local_var@fun_array_from_global_data')
44        value or address:        Num('6')
45        position:                Pos(Num('5'), Num('6'))
46        size:                    Num('6')
47      },
48    Symbol
49      {
50        type qualifier:          Empty()
51        datatype:                FunDecl(VoidType('void'), Name('main'), [])
52        name:                    Name('main')
53        value or address:        Empty()
54        position:                Pos(Num('9'), Num('5'))
55        size:                    Empty()
56      },
57    Symbol
58      {
59        type qualifier:          Writeable()
60        datatype:                ArrayDecl([Num('2'), Num('3')], IntType('int'))
61        name:                    Name('local_var@main')
62        value or address:        Num('0')
63        position:                Pos(Num('10'), Num('6'))
64        size:                    Num('6')
65      }
66  ]
```

Code 1.84: *Symboltabelle für die Übergabe eines Feldes.*

Im **PicoC-ANF Pass** in Code 1.85 ist zu sehen, dass zur Übergabe der beiden Felder `local_var@main` und `local_var@fun_array_from_global_data` die **Adressen** der Felder mithilfe der Knoten `Ref(Global(Num('0')))` und `Ref(Stackframe(Num('6')))` auf den **Stack** geschrieben werden. Die Knoten `Ref(Global(Num('0')))` sind für die **Variable** `local_var` aus der `main`-Funktion, da diese in den **Globalen Statischen Daten** liegt und die Knoten `Ref(Stackframe(Num('6')))` sind für die Variable `local_var` aus der Funktion `fun_array_from_global_data`, da diese auf dem **Stackframe** dieser Funktion liegt.

Die Knoten `Ref(Global(Num('0')))` und `Ref(Stackframe(Num('6')))` werden später im **RETI-Pass** durch unterschiedliche **RETI-Befehle** ersetzt. Hierbei stellen die Zahlen `'0'` bzw. `'6'` in den Knoten `Global(num)` bzw. `Stackframe(num)`, die aus der **Symboltabelle** entnommen sind die **relative Adressen** relativ zum `DS`-Register bzw. `SP`-Register dar. Die Zahl `'6'` ergibt sich dadurch, dass das Feld `local_var` die **Dimensionen** 2×3 hat und ein Feld von **Integern** ist, also $size(type(\texttt{local\_var})) = \left(\prod_{j=1}^{n} \texttt{dim}_\texttt{j}\right) \cdot size(int) = 2 \cdot 3 \cdot 1 = 6$ *Speicherzellen*.

```
File
  Name './example_fun_call_by_sharing_array.picoc_mon',
  [
    Block
      Name 'fun_array_from_stackframe.2',
      [
        Return(Empty())
      ],
    Block
      Name 'fun_array_from_global_data.1',
      [
        StackMalloc(Num('2'))
        Ref(Stackframe(Num('6')))
        NewStackframe(Name('fun_array_from_stackframe'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
        Exp(GoTo(Name('fun_array_from_stackframe.2')))
        RemoveStackframe()
        Return(Empty())
      ],
    Block
      Name 'main.0',
      [
        StackMalloc(Num('2'))
        Ref(Global(Num('0')))
        NewStackframe(Name('fun_array_from_global_data'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
        Exp(GoTo(Name('fun_array_from_global_data.1')))
        RemoveStackframe()
        Return(Empty())
      ]
  ]
```

Code 1.85: *PicoC-ANF Pass für die Übergabe eines Feldes.*

Im **RETI-Blocks Pass** in Code 1.86 werden **PicoC-Knoten** `Ref(Global(Num('0')))` und `Ref(Stackframe(Num('6')))` durch ihre entsprechenden **RETI-Knoten** ersetzt.

```
File
  Name './example_fun_call_by_sharing_array.reti_blocks',
  [
    Block
      Name 'fun_array_from_stackframe.2',
      [
        # Return(Empty())
        LOADIN BAF PC -1;
      ],
    Block
      Name 'fun_array_from_global_data.1',
      [
        # StackMalloc(Num('2'))
        SUBI SP 2;
        # Ref(Stackframe(Num('6')))
        SUBI SP 1;
        MOVE BAF IN1;
        SUBI IN1 8;
        STOREIN SP IN1 1;
```

```
20        # NewStackframe(Name('fun_array_from_stackframe'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
21        MOVE BAF ACC;
22        ADDI SP 3;
23        MOVE SP BAF;
24        SUBI SP 3;
25        STOREIN BAF ACC 0;
26        LOADI ACC GoTo(Name('addr@next_instr'));
27        ADD ACC CS;
28        STOREIN BAF ACC -1;
29        # Exp(GoTo(Name('fun_array_from_stackframe.2')))
30        Exp(GoTo(Name('fun_array_from_stackframe.2')))
31        # RemoveStackframe()
32        MOVE BAF IN1;
33        LOADIN IN1 BAF 0;
34        MOVE IN1 SP;
35        # Return(Empty())
36        LOADIN BAF PC -1;
37      ],
38    Block
39      Name 'main.0',
40      [
41        # StackMalloc(Num('2'))
42        SUBI SP 2;
43        # Ref(Global(Num('0')))
44        SUBI SP 1;
45        LOADI IN1 0;
46        ADD IN1 DS;
47        STOREIN SP IN1 1;
48        # NewStackframe(Name('fun_array_from_global_data'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
49        MOVE BAF ACC;
50        ADDI SP 3;
51        MOVE SP BAF;
52        SUBI SP 9;
53        STOREIN BAF ACC 0;
54        LOADI ACC GoTo(Name('addr@next_instr'));
55        ADD ACC CS;
56        STOREIN BAF ACC -1;
57        # Exp(GoTo(Name('fun_array_from_global_data.1')))
58        Exp(GoTo(Name('fun_array_from_global_data.1')))
59        # RemoveStackframe()
60        MOVE BAF IN1;
61        LOADIN IN1 BAF 0;
62        MOVE IN1 SP;
63        # Return(Empty())
64        LOADIN BAF PC -1;
65      ]
66  ]
```

Code 1.86: *RETI-Block Pass für die Übergabe eines Feldes.*

1.3.6.3.3 Umsetzung der Übergabe eines Verbundes

Die Eigenheit, dass ein **Verbund** als Argument beim **Funktionsaufruf** einer anderen Funktion in den **Stackframe** der **aufgerufenen** Funktion **kopiert** wird, wurde bereits im Unterkapitel **??** erläutert. Die Umsetzung der **Übergabe** eines **Verbundes** wird im Folgenden mithilfe des Beispiels in Code 1.87 erklärt.

```
1  struct st {int attr1; int attr2[2];};
2
3
4  void fun_struct_from_stackframe(struct st param) {
5  }
6
7  void fun_struct_from_global_data(struct st param) {
8    fun_struct_from_stackframe(param);
9  }
10
11
12 void main() {
13   struct st local_var;
14   fun_struct_from_global_data(local_var);
15 }
```

Code 1.87: *PicoC-Code für die Übergabe eines Verbundes.*

Im **PicoC-ANF Pass** in Code 1.88 werden zur **Übergabe der beiden Verbunde** `local_var@main` und `param@fun_array_from_global_data`, die beiden Verbunde mittels der Knoten `Assign(Stack(Num('3')), Global(Num('0')))` bzw. `Assign(Stack(Num('3')), Stackframe(Num('2')))` jeweils auf den **Stack** kopiert.

Bei der **Übergabe** an eine **Funktion** wird der Zugriff auf einen gesamten **Verbund** anders gehandhabt als bei einem Feld[64]. Beim einem **Feld** wurde bei der **Übergabe an eine Funktion** die **Adresse** des **ersten Feldelements** auf den **Stack** geschrieben. Bei einem **Verbund** wird bei der **Übergabe an eine Funktion** dagegen der gesamte **Verbund** auf den **Stack** kopiert.

Das wird durch eine Variable `argmode_on` implementiert, die auf `true` gesetzt wird, solange der **Funktionsaufruf** im **Picoc-ANF Pass** übersetzt wird und wieder auf `false` gesetzt, wenn die Übersetzung des **Funktionsaufrufs** abgeschlossen ist. Solange die Variable `argmode_on` auf `true` gesetzt ist, werden immer die **Knoten** `Assign(Stack(Num('3')), Global(Num('0')))` bzw. `Assign(Stack(Num('3')), Stackframe(Num('2')))` für die Ersetzung verwendet. Ist die Variable `argmode_on` auf `false` werden die **Knoten** `Ref(Global(num))` bzw. `Ref(Stackframe(num))` für die Ersetzung verwendet.[65]

Die Knoten `Assign(Stack(Num('3')), Global(Num('0')))` werden verwendet, da die Verbundsvariable `local_var` der `main`-Funktion in den **Globalen Statischen Daten** liegt und die Knoten `Assign(Stack(Num('3')), Stackframe(Num('2')))` werden verwendet, da die Verbundsvariable `local_var` der Funktion `fun_struct_from_global_data` im **Stackframe** der Funktion `fun_struct_from_global_data` liegt.

```
1 File
2   Name './example_fun_call_by_value_struct.picoc_mon',
3   [
4     Block
5       Name 'fun_struct_from_stackframe.2',
6       [
7         Return(Empty())
```

[64] Wie es in Unterkapitel 1.3.6.3.2 erklärt wurde

[65] Die **Bedeutung** aller hier erwähnten **Knoten** und **Kompositionen** von Knoten wird in den Tabellen der Kapitel PicoC-Knoten, RETI-Knoten und Kompositionen von Knoten mit besonderer Bedeutung erläutert.

```
8       ],
9     Block
10      Name 'fun_struct_from_global_data.1',
11      [
12        StackMalloc(Num('2'))
13        Assign(Stack(Num('3')), Stackframe(Num('2')))
14        NewStackframe(Name('fun_struct_from_stackframe'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
15        Exp(GoTo(Name('fun_struct_from_stackframe.2')))
16        RemoveStackframe()
17        Return(Empty())
18      ],
19    Block
20      Name 'main.0',
21      [
22        StackMalloc(Num('2'))
23        Assign(Stack(Num('3')), Global(Num('0')))
24        NewStackframe(Name('fun_struct_from_global_data'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
25        Exp(GoTo(Name('fun_struct_from_global_data.1')))
26        RemoveStackframe()
27        Return(Empty())
28      ]
29  ]
```

Code 1.88: *PicoC-ANF Pass für die Übergabe eines Verbundes.*

Im **RETI-Blocks Pass** in Code 1.89 werden die **PicoC-Knoten** `Assign(Stack(Num('3')),Stackframe(Num('2')))` und `Assign(Stack(Num('3')),Global(Num('0')))` durch ihre **semantisch** entsprechenden **RETI-Knoten** ersetzt.

```
1 File
2   Name './example_fun_call_by_value_struct.reti_blocks',
3   [
4     Block
5       Name 'fun_struct_from_stackframe.2',
6       [
7         # Return(Empty())
8         LOADIN BAF PC -1;
9       ],
10    Block
11      Name 'fun_struct_from_global_data.1',
12      [
13        # StackMalloc(Num('2'))
14        SUBI SP 2;
15        # Assign(Stack(Num('3')), Stackframe(Num('2')))
16        SUBI SP 3;
17        LOADIN BAF ACC -4;
18        STOREIN SP ACC 1;
19        LOADIN BAF ACC -3;
20        STOREIN SP ACC 2;
21        LOADIN BAF ACC -2;
22        STOREIN SP ACC 3;
23        # NewStackframe(Name('fun_struct_from_stackframe'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
24        MOVE BAF ACC;
25        ADDI SP 5;
```

```
26        MOVE SP BAF;
27        SUBI SP 5;
28        STOREIN BAF ACC 0;
29        LOADI ACC GoTo(Name('addr@next_instr'));
30        ADD ACC CS;
31        STOREIN BAF ACC -1;
32        # Exp(GoTo(Name('fun_struct_from_stackframe.2')))
33        Exp(GoTo(Name('fun_struct_from_stackframe.2')))
34        # RemoveStackframe()
35        MOVE BAF IN1;
36        LOADIN IN1 BAF 0;
37        MOVE IN1 SP;
38        # Return(Empty())
39        LOADIN BAF PC -1;
40      ],
41    Block
42      Name 'main.0',
43      [
44        # StackMalloc(Num('2'))
45        SUBI SP 2;
46        # Assign(Stack(Num('3')), Global(Num('0')))
47        SUBI SP 3;
48        LOADIN DS ACC 0;
49        STOREIN SP ACC 1;
50        LOADIN DS ACC 1;
51        STOREIN SP ACC 2;
52        LOADIN DS ACC 2;
53        STOREIN SP ACC 3;
54        # NewStackframe(Name('fun_struct_from_global_data'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
55        MOVE BAF ACC;
56        ADDI SP 5;
57        MOVE SP BAF;
58        SUBI SP 5;
59        STOREIN BAF ACC 0;
60        LOADI ACC GoTo(Name('addr@next_instr'));
61        ADD ACC CS;
62        STOREIN BAF ACC -1;
63        # Exp(GoTo(Name('fun_struct_from_global_data.1')))
64        Exp(GoTo(Name('fun_struct_from_global_data.1')))
65        # RemoveStackframe()
66        MOVE BAF IN1;
67        LOADIN IN1 BAF 0;
68        MOVE IN1 SP;
69        # Return(Empty())
70        LOADIN BAF PC -1;
71      ]
72  ]
```

Code 1.89: *RETI-Block Pass für die Übergabe eines Verbundes.*

Literatur

Online

- *ANSI C grammar (Lex)*. URL: https://www.quut.com/c/ANSI-C-grammar-l-2011.html (besucht am 15. 08. 2022).
- *ANSI C grammar (Lex) old*. URL: https://www.lysator.liu.se/c/ANSI-C-grammar-l.html (besucht am 15. 08. 2022).
- *ANSI C grammar (Yacc)*. URL: https://www.quut.com/c/ANSI-C-grammar-y.html (besucht am 15. 08. 2022).
- *ANSI C grammar (Yacc) old*. URL: https://www.lysator.liu.se/c/ANSI-C-grammar-y.html (besucht am 15. 08. 2022).
- *ANTLR*. URL: https://www.antlr.org/ (besucht am 31. 07. 2022).
- *Bäume*. URL: https://www.stefan-marr.de/pages/informatik-abivorbereitung/baume/ (besucht am 17. 07. 2022).
- *C Operator Precedence - cppreference.com*. URL: https://en.cppreference.com/w/c/language/operator_precedence (besucht am 27. 04. 2022).
- *clang: C++ Compiler*. URL: http://clang.org/ (besucht am 29. 07. 2022).
- *Clockwise/Spiral Rule*. URL: https://c-faq.com/decl/spiral.anderson.html (besucht am 29. 07. 2022).
- *GCC, the GNU Compiler Collection - GNU Project*. URL: https://gcc.gnu.org/ (besucht am 13. 07. 2022).
- *Grammar Reference — Lark documentation*. URL: https://lark-parser.readthedocs.io/en/latest/grammar.html (besucht am 31. 07. 2022).
- *Grammar: The language of languages (BNF, EBNF, ABNF and more)*. URL: https://matt.might.net/articles/grammars-bnf-ebnf/ (besucht am 30. 07. 2022).
- *Welcome to Lark's documentation! — Lark documentation*. URL: https://lark-parser.readthedocs.io/en/latest/ (besucht am 31. 07. 2022).

Bücher

- Nystrom, Robert. *Parsing Expressions · Crafting Interpreters*. Genever Benning, 2021. URL: https://www.craftinginterpreters.com/parsing-expressions.html (besucht am 09. 07. 2022).

Artikel

- Earley, Jay. „An efiicient context-free parsing“. In: 13 (1968). URL: https://web.archive.org/web/20040708052627/http://www-2.cs.cmu.edu/afs/cs.cmu.edu/project/cmt-55/lti/Courses/711/Class-notes/p94-earley.pdf (besucht am 10. 08. 2022).

Vorlesungen

- Nebel, Bernhard. „Theoretische Informatik“. Vorlesung. Vorlesung. Universität Freiburg, 2020. URL: 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 (besucht am 09. 07. 2022).

Sonstige Quellen

- *Lark - a parsing toolkit for Python*. 26. Apr. 2022. URL: https://github.com/lark-parser/lark (besucht am 28. 04. 2022).
- *Naming convention (programming)*. In: *Wikipedia*. Page Version ID: 1100066005. 24. Juli 2022. URL: https://en.wikipedia.org/w/index.php?title=Naming_convention_(programming)&oldid=1100066005 (besucht am 30. 07. 2022).
- Shinan, Erez. *lark: a modern parsing library*. Version 1.1.2. URL: https://github.com/lark-parser/lark (besucht am 31. 07. 2022).